

이동 네트워크의 이동 패턴에 기반을 둔 이동성 관리 기법

(A Mobility Management Scheme based on the Mobility Pattern of Mobile Networks)

양 순 옥 [†] 김 성 석 ^{**}
(Sun Ok Yang) (SungSuk Kim)

요약 최근 사람이 여러 이동 기기를 가지고 이동하는 작은 규모의 이동 네트워크 형태가 나타나고 있다. 또한, 액세스 네트워크를 가지는 배, 기차, 버스 등과 같은 이동수단은 큰 규모의 이동 네트워크의 예들이다. 이러한 이동 네트워크내의 이동 노드들에게 끊임 없는 이동성을 제공하기 위해 바인딩 갱신 메시지가 빈번하게 교환되어야 한다. 하지만, 이는 네트워크의 부하 증가 및 이동 라우터의 에너지 효율성을 악화시키게 된다. 이러한 문제를 해결하기 위해 발생하는 메시지 수를 감소시키면, 네트워크 보안 문제가 발생할 수 있다.

따라서 이동 라우터가 적은 비용으로 위치 정보 갱신을 수행하면서 보안 문제를 효과적으로 해결하기 위한 알고리즘이 필요하다. 본 논문에서는 이 두 경우를 모두 고려한 이동라우터의 이동 패턴에 기반을 둔 이동성 관리 기법을 제안한다. 각 이동 라우터는 방문한 네트워크를 떠날 때마다 이동 관련 정보를 기록하고, 이후 이 정보를 기반으로 주기적으로 방문한 네트워크의 향후 예상 상주시간을 계산하여 프로파일 에 저장한다. 이후 이 이동 라우터가 방문했던 네트워크에 진입하게 되면 프로파일을 기반으로 바인딩 메시지의 갱신 주기를 동적으로 결정하여 메시지의 수를 감소시키고자 한다. 이때 보안 문제가 발생할 수 있다. 이 문제는 여러 개의 키를 한 번에 보내는 키 신용인증(key credit)을 사용하여 해결 한다.

제안기법과 기존기법의 성능을 비교하기 위해 다양한 실험을 통하여 바인딩 갱신 메시지의 대역폭을 측정하였다. 그 결과 이동 라우터가 임의의 네트워크에 50분 이상 상주시 발생하는 메시지의 양을 65% 이상 감소시킬 수 있었다. 즉, 기존 기법과 동일하게 이동 라우터의 위치 관리를 하면서도, 인증과정을 간소화하고 바인딩 갱신 메시지 수를 획기적으로 줄임으로써 네트워크 및 이동 라우터의 에너지 효율성을 크게 향상시킬 수 있었다.

키워드 : 네트워크 이동성, 바인딩 갱신 메시지, 멀티캐스트, NEMO, PRO, NEMOmulti, PROmulti

Abstract Recently, small-scale mobile network which is composed of many mobile devices in a man becomes popular. Also, Examples of large-scale mobile network can be thought access networks deployed on public transportation such as ships, trains and buses. To provide seamless mobility for mobile nodes in this mobile network, binding update messages must be exchanged frequently. However, it incurs network overhead increasingly and decreases energy efficiency of mobile router. If we try to reduce the number of the messages to cope with the problem, it may happen the security-related problems conversely.

Thus, mobile router needs a effective algorithm to update location information with low cost and to cover security problems. In this paper, mobility management scheme based on mobile router's mobility pattern is proposed. Whenever each mobile router leaves a visiting network, it records related

* 이 논문은 2008년도 교육인적자원부 BK21사업의 일환인 연세대학교 전기전자 공학과 TMS정보기술사업단의 지원을 받아 연구되었음

[†] 정 회 원 : 고려대학교 컴퓨터정보통신연구소 연구교수
soyang@disys.korea.ac.kr

^{**} 정 회 원 : 서경대학교 전자상거래학과 교수
sskim03@skuniv.ac.kr
(Corresponding author)

논문접수 : 2006년 10월 24일

심사완료 : 2008년 5월 4일

Copyright©2008 한국정보과학회 : 개인 목적이거나 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 받고 비용을 지불해야 합니다.

정보과학회논문지 : 정보통신 제35권 제4호(2008.8)

information as moving log. And then it periodically computes mean resident time for all visited network, and saves them in the profile.

If each mobile router moves into the visited network hereafter, the number of binding update messages can be reduced since current resident time may be expected based on the profile. At this time, of course, security problems can happen. The problems, however, are solved using key credit, which just sends some keys once.

Through extensive experiments, bandwidth usages are measured to compare binding update messages in proposed scheme with that in existing scheme. From the results, we can reduce about 65% of mobility-management-related messages especially when mobile router stays more than 50 minutes in a network. Namely, the proposed scheme improves network usage and energy usage of mobile router by decreasing the number of messages and authorization procedure.

Key words : Network Mobility, Binding Update, Multicast, NEMO, PRO, NEMOmulti, PROmulti

1. 서론

최근 한 사람이 하나 이상의 이동 기기를 가지고 이동하는 작은 규모의 이동 네트워크와 배, 기차, 버스 등과 같은 이동수단이 액세스 네트워크를 가지는 큰 규모의 이동 네트워크가 속속 등장하고 있다. 이러한 네트워크의 이동성(NEMO: Network Mobility)을 IPv6[1]에서 지원하기 위해 IETF NEMO워킹 그룹이 발족되었다[2].

그림 1에서 보여주는 것처럼 하나 이상의 IP 서브넷들로 구성된 이동 네트워크는 인터넷 토폴로지에서도 이동하는 단일 단위로서 접근 라우터(AR: Access Router)를 경유하여 이동 네트워크 내에 노드들과 인터넷 연결을 제공하는 게이트웨이로써 이동 라우터(MR: Mobile Router)를 사용한다. 이동 네트워크에서 이동 네트워크 내에 노드들은 계속 머무르는 고정 노드(LFN: Local Fixed Node)와 다른 네트워크로 이동 가능한 노드(MNN: mobile network node)[1,3]로 나뉘어지고, 통신 중인 모든 노드들은 상대 노드(CN: Correspondent Node)가 될 수 있다. 또한, 이동 라우터는 홈 에이전트(HA: Home Agent) 및 상대 노드에게 자신의 위치 정보를 갱신하기 위해 주기적으로 바인딩 갱신(BU: Binding Update) 메시지를 전송한다. 이것은 경우에 따라서 네트워크의 부하 증가 및 이동 라우터의 에너지 효율성을 악화시키는 한 원인이 된다. 즉, 바인딩 갱신 메시지의 갱신 주기가 짧은 경우, 홈 에이전트는 이동 라우터의 이동 사실을 빨리 알아낼 수 있지만, 무선 링크에서 바인딩 갱신 메시지 수가 증가되고, 또한 그것을 처리하기 위한 홈 에이전트의 오버헤드도 증가한다. 그리고 상대노드 수가 증가할 경우 인터넷상에서 바인딩 갱신 메시지의 수도 과도하게 증가하는 위험, 즉 바인딩 갱신 폭풍 문제의 주요한 원인이 될 수 있다(그림 1 참조).

이러한 바인딩 갱신 메시지를 억제하기 위한 방법으로 지금까지는 멀티캐스트 전송 방식만이 제안되었다. 이와 같은 전송 방식은 규모가 큰 이동 네트워크에서

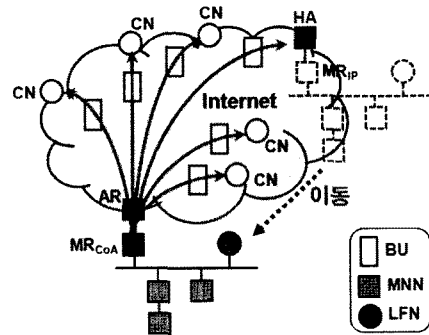


그림 1 이동 네트워크에서 바인딩 갱신 폭풍

혁신적이라 할 수 있지만, 여전히 상당히 많은 상대 노드에게 빈번하게 멀티캐스트 바인딩 갱신 메시지를 전송해야 한다. 반대로 바인딩 갱신 주기를 길게 설정하는 경우, 홈 에이전트와 상대 노드들의 바인딩 캐시에는 바인딩 정보 주기가 만료될 때까지 바인딩 정보를 유지하게 되어 이동 라우터와 홈 에이전트사이의 바인딩 갱신 메시지 수를 감소시킬 수 있지만, 인증과 관련된 보안 문제가 발생할 수 있다. 즉, 무선 환경에서는 악의적인 사용자에게 의해 접속설정이 침해당할 수 있으며, 그 사실을 오랫동안 모를 수 있다[4]. 따라서 이동 라우터가 적은 비용으로 위치 갱신을 수행하면서도 발생할 수 있는 보안 문제를 효과적으로 해결할 수 있는 기법이 필요하다.

본 논문에서는 이 두 경우를 모두 고려하여 비교적 규칙적인 이동 패턴을 가지는 이동 라우터들(예를 들면, 버스, 기차, 비행기, 등)에게서 높은 성능 효과를 기대할 수 있는 이동성 관리 기법을 제안한다. 각 이동 라우터는 방문한 네트워크를 떠날 때마다 이동 관련 정보를 기록하고, 주기적으로 방문한 네트워크의 예상 상주시간을 계산하여 프로파일에 저장한다. 이후 각 이동 라우터가 방문했던 네트워크에 진입하게 되면 프로파일을 기반으로 바인딩 메시지의 갱신 주기를 동적으로 결정하여 메시지의 수를 감소시킬 수 있다. 이때 발생할 수 있

는 보안 문제는 여러 개의 키를 한 번에 보내는 키 신용인증(key credit)을 사용하여 이 문제를 해결한다[5].

제안기법과 기존기법 사이의 성능을 비교하기 위해 바인딩 갱신 메시지의 대역폭을 측정하는 다양한 실험을 수행하였다. 그 결과 바인딩 갱신 메시지 수를 감소시키고, 인증과정을 간소화하여 네트워크 및 이동 라우터의 에너지 효율성을 크게 향상시킬 수 있었다.

본 논문의 구성은 다음과 같다: 2장에서 관련 연구를 살펴보고, 3장에서 바인딩 갱신 주기를 동적으로 설정하기 위한 이동성 관리 기법을 살펴본다. 그리고 4장에서는 시뮬레이션 결과를 살펴보고, 5장에서 결론을 제시한다.

2. 관련 연구

본 논문에서 제안 알고리즘은 경로 최적화된 이동 네트워크에 적용한 것으로 경로 최적화에 대한 이해가 필요하다. 또한 경로 최적화를 하기 위해서는 기존의 이동 네트워크에서 이동 라우터와 상대 노드사이의 인증과정인 RRNP(Return Routability for Network Prefix)과정이 필요하며, 이 절에서는 이러한 과정에 대해서 살펴보고자 한다.

먼저, 이동 라우터는 상대노드에게 홈 테스트 초기화(HoT:home test init) 메시지와 케어-어브 테스트 초기화(CoT:care-of test init) 메시지를 보낸다. 그리고 이러한 메시지의 응답으로 상대 노드가 이동 라우터에게 홈 에이전트를 경유하여 케어-어브 테스트(CoT:care-of test), 홈 테스트(HoT:home test), 네트워크 프리픽스 테스트(NPT:network prefix test) 메시지를 보내는데, 여기에는 인증과 관련된 정보인 쿠키(cookies), 키젠(kegen), 난스 인덱스 nonce indices) 등이 포함된다. 이러한 정보들을 이용하여 바인딩 관리 키(Kbm: binding management key)가 생성되고, 이동 라우터는 이것을 바인딩 갱신 메시지에 포함하여 상대노드에게 전송한다. 상대 노드가 이를 성공적으로 수신하면, 경로 최적화가 성립되어 상대 노드가 이동 라우터의 CoA (Care-of Address)로 패킷을 직접 보낼 수 있게 된다. 즉, 이러한 과정을 통하여 상대노드는 이동 라우터의 CoA와 홈 주소(home address)가 패킷이 전송가능한 주소인지 확신을 갖게 된다. 이러한 인증과정은 최소 1 초 최대 7분 간격으로 바인딩이 갱신될 때마다 바로 직전에 매번 수행하게 되며[4], 이때 발생하는 메시지의 양은 네트워크에 심각한 오버헤드를 발생시킬 수 있다.

이러한 오버헤드를 감소시키기 위한 연구로써 [5]의 저자들은 Mobile IPv6(MIPv6)[6,7]에서 보안이 비교적 우수하고 경량인 return routability 확장을 제안하였다. 이들은 안정적인 노드 즉, 특정 장소에 계속 머물러 있는 노드인 경우에는 키 신용인증(Kcredit:Key Credit)

을 사용하여 갱신 주기를 최대 8시간까지 확장하고 있다. 하지만, 이동 노드가 안정적인 노드라는 엄격한 가정을 기반으로 하고 있어 현실적으로 이동 환경이라는 취지에 적합하지 않다. 하지만, 본 논문에서는 이동 라우터의 이동 패턴으로부터 규칙적인 정보를 이용하여 이동 라우터와 상대 노드간의 인증절차를 간소화시키는데, 위의 연구의 장점을 활용하고자 한다.

즉, 제안 기법에서는 바인딩 관리 키에 기반을 둔 바인딩 갱신 주기 신용 인증(Lifetime Credit Authorization)을 사용한다[4,6,7]. 기존 MIPv6의 바인딩 갱신 주기를 확장하기 위해 기존 주소를 인증하는 키 해시(key hash)가 사용되며, 키 신용인증을 사용하여 복수 개의 키를 생성하여 한 번에 인증을 할 수 있다. 키 신용인증의 계산 과정은 다음과 같다.

$$Kcredit = \text{hash}(Kbm_N \mid \text{hash}(Kbm_{N-1} \mid \text{hash}(Kbm_{N-2} \mid \dots \mid Kbm_1)))$$

여기서, \mid 는 연결 연산(concatenation)을 의미하며, Kbm_1 부터 Kbm_N 까지는 모든 연속적인 바인딩 갱신 메시지 내에 바인딩 인증 데이터(Binding Authorization Data) 옵션을 계산하기 위해서 사용된다[5]. 다음 Kcredit은 이전의 Kcredit과 최근의 Kbm에 기반을 두고 계산되며, 이동 라우터와 상대노드 모두 신용 인증과 관련된 상태 정보를 바인딩 캐시에 가지고 있어야 한다. 또한, 키 신용인증을 계산하기 위해서는 다음과 같은 정보가 있어야한다. 첫째, 이동 라우터의 홈 주소를 위한 총 바인딩 시간. 둘째, 현재의 Kcredit 값. 셋째, Kcredit값에 포함해야 할 Kbm 값의 수이다.

3. 이동 패턴에 기반을 둔 이동성 관리 기법

이 절에서는 먼저 네트워크 이동성환경에서 제안되었던 바인딩 갱신 메시지와 본 논문에서 제안하는 새로운 유형의 바인딩 갱신 메시지를 소개한다. 그리고 이동 라우터의 과거 이동 패턴 정보를 기반으로 바인딩 메시지의 갱신 주기를 동적으로 설정하는 방법에 대하여 살펴보고자 한다.

3.1 바인딩 갱신 메시지

동일한 이동 경로를 가지고 있어 매우 규칙적인 이동 패턴을 보이는 기차, 버스, 비행기, 배 등을 고려해 보자. 이들은 매번 경유하는 지역이 동일할 뿐만 아니라 경유하는 시간도 거의 동일하다. 만약, 각 이동 라우터가 이러한 과거 이동과 관련된 정보를 지역적으로 유지 관리 한다면, 어느 특정 네트워크에 진입할 때마다 적절한 바인딩 갱신 주기를 부여하는 것이 가능하게 된다. 이동 라우터의 바인딩 갱신 메시지는 홈 주소, CoA, 네트워크 프리픽스, 바인딩 갱신 주기를 포함하며, 본 논문에서는 바인딩 갱신 주기 값에 따라 다음과 같은 세

종류의 메시지가 사용된다.

- (1) BU_a 는 기존 MIPv6에서 사용되는 바인딩 갱신 주기(LT_a)와 동일한 값을 가지며, 이동 라우터가 새 네트워크로 진입하게 되면, CoA 생성 후 BU_a 를 모든 상대노드와 홈 에이전트에게 보낸다.
- (2) BU_p 는 Kcredit 값을 가지며, 바인딩 갱신 주기 값으로 프로파일로부터 계산된 적응적 바인딩 갱신 주기(LT_p)를 사용한다. Kcredit 값은 2장에서 설명한 방식으로 계산되며, Kcredit을 사용하기 위해 프로파일에 있는 적응적 바인딩 갱신 주기를 이동 라우터의 홈 주소를 위한 총 바인딩 시간으로 설정하며, 이것을 라우터 광고(router advertisement) 주기(3.5분)[2]로 나눈 값이 Kcredit값에 포함해야 할 Kbm의 수가 된다. 이렇게 얻어진 Kcredit값은 예상 상주 시간 동안 인증에 필요한 Kbm 값들을 한 번에 전송함으로써 인증 절차를 간소화시키게 된다[4].
- (3) BU_0 는 바인딩 갱신 주기 값(LT_0)이 0이며, 기존 MIPv6[1]에서 더 이상 유효하지 않은 바인딩 캐시 정보를 삭제하기 위해서 사용된다.

여기서, BU_a 와 BU_0 는 MIPv6에서 사용된 것이고, BU_p 는 본 논문에서 새롭게 고안된 것이다. BU_p 는 임계값 이상으로 예측되는 상주시간에만 사용된다.

3.2 적응적 바인딩 갱신 주기 계산 알고리즘

제안 기법에서는 제시한 알고리즘은 크게 두 가지로 나누어지는데, 첫째는 이동 라우터의 이동 패턴 정보를 기록하는 알고리즘이고, 둘째는 이동 정보를 이용하여 새로운 바인딩 갱신 주기를 계산하는 알고리즘이다.

그림 2는 이동 라우터가 네트워크를 떠날 때 방문 관련 정보(이동 로그)를 기록하는 알고리즘을 보여주고 있다. 이동 로그에는 각 네트워크의 식별자(loc_ID: location identification), 도착 시간(AT: Arrival Time) 및 출발 시간(DT: Departure Time)의 정보가 (loc_ID, AT, DT)형태로 정렬되어 저장된다.

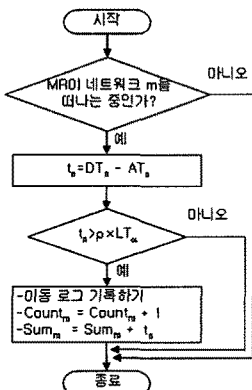


그림 2 이동 로그를 기록하기 위한 알고리즘

이동 라우터가 임의의 네트워크 m을 방문 하여 일정 시간 상주한 후 그 네트워크를 떠날 때마다, 출발 시간에서 도착시간을 빼서 네트워크에 대한 상주 시간(t_n)을 계산한다. 그리고 상주 시간이 매우 작은 값, 즉 이동 라우터가 목적지까지 가는 도중에 네트워크를 잠시 거쳐 가는 경우에 해당하는 이동 로그들을 계산에서 배제하기 위해 t_n 과 $p*LT_a$ 를 비교한다. 여기서, $p(\geq 1)$ 는 계산의 정확도를 위해 사용되는 상수를 의미한다. 이동 관련 정보로서 가치가 있을 것으로 보이는 상주 시간 값은 이동 로그에 기록하고, Sum_m 과 $Count_m$ 을 계산한다. 여기서, Sum_m 과 $Count_m$ 은 각 네트워크 m에 대한 총 상주 시간과 총 방문 횟수를 의미한다.

그림 3은 방문한 모든 네트워크에 대한 평균 상주 시간을 주기적으로 계산하여 적응적 바인딩 갱신 주기(LT_p)를 계산하는 알고리즘이다. 네트워크 m에 대한 방문 로그가 존재하더라도 방문 횟수가 상수 값($Count_a$)보다 적다면, 이 네트워크에서는 규칙성 여부를 결정하기에 부족하다고 판단하여 기존의 바인딩 갱신 주기를 그대로 설정(LT_a)한다. 그 이외의 경우, 먼저 평균 상주 시간과 분산을 계산한다. 이때 분산은 프로파일에 있는 네트워크들의 규칙적인 이동성의 정확도의 차이를 정량화하기 위해 사용되며, 식 (1)과 같이 계산한다.

$$Var_m = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (t_i - Mean_m)^2 \quad (1)$$

계산 후, $p*LT_a$ 보다 적은 경우 즉, 평균 상주 시간이 짧거나 Var_m 이 상수 δ 보다 큰 경우, 즉, 분산도가 너무 커서 신뢰할 수 있는 정보를 제공하지 못하는 경우는 LT_a 를 그대로 사용 한다. 그렇지 않은 경우는 평균 상주 시간에 가중치 V가 곱해진 값, 즉 LT_p 를 적응적 바인딩 갱신 주기 값으로 설정한다.

게다가, 그림 2, 3보다 더 정확한 이동성 관련 규칙성을 얻기 위해서는 단순히 네트워크별 상주시간 뿐만 아니라 도착시간대별 상주시간으로 세분화하는 것이 유리하다. 즉, 네트워크의 방문시간대마다 평균 상주시간을 계산하여 이 값을 활용하면 된다. 이와 같은 방식으로 접근하기 위해 그림 4는 시간대를 결정하기 위해 고려해야 할 5가지 경우를 보여주고 있다. 그리고 프로파일에 유지되는 정보는 이전과 달리 아래와 같다.

- AT_{mn}^{high} : 가장 늦은 도착 시간
- DT_{mn}^{low} : 가장 빠른 출발 시간
- $Count_{mn}$: n번째 시간대에 포함되는 방문 횟수
- $TotalCount_{mn}$: n번째 시간대에 고려되는 총 방문 횟수

위에서 m과 n은 네트워크 m에 n번째 도착 시간대를 나타내는 첨자이다. 방문 네트워크뿐만 아니라 시간대를 고려하므로, 각 시간대별 방문 횟수($TotalCount_{mn}$, $Count_{mn}$)를

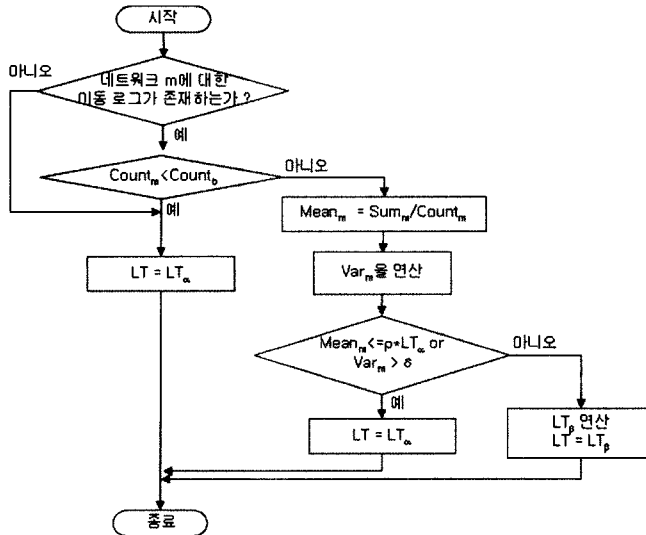


그림 3 적응적 새로운 바인딩 갱신 주기 계산 알고리즘

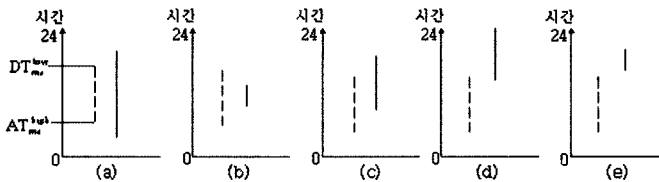


그림 4 방문 시간대 결정을 위한 다양한 경우

구분하여 관리한다. 그림 4에서 점선은 계산된 도착 시간대의 시간 간격($Interval_m = DT_{mn}^{low} - AT_{mn}^{high}$)을 나타내며, 실선은 현재의 방문 시간을 나타낸다.

먼저, 네트워크에서 이동 라우터가 상주하는 시간의 길이에 따라 너무 오래 또는 너무 짧게 머무는지를 체크한 후, 계산 과정에 포함 시킬 것인가를 결정할 필요가 있다. 그림 4(a), 4(b) 경우처럼 도착 시간대는 어느 정도 유사하지만, 네트워크에서 상주하는 시간이 많은 차이를 보일 수 있다. 이와 같은 경우 좀더 정확하게 정량화하기 위해 상주 시간이 $3/2 * Interval_m$ 보다 작고 $1/2 * Interval_m$ 보다 크면, 신뢰할 수 있는 정보를 제공할 수 있으므로 계산 과정에 포함을 시키지만, 그 이외의 경우는 신뢰할 수 있는 정보를 제공할 수 없으므로 완전히 배제시킨다.

또한, 그림 4(c), 4(d) 경우처럼, 상주 시간은 유사하지만, 도착 시간이 매우 다른 경우가 존재할 수 있다. 그러나 이 두 경우를 모두 동일한 시간대로 포함시키게 되면, 상주 시간대는 신뢰도가 떨어지는 정보를 제공하게 된다. 따라서 정확도 있는 결정을 하기 위해 다음과 같은 처리 과정이 필요하다.

```

middle = Interval_m / 2
if (middle ≥ 현재의 도착 시간)
    현재 방문 로그는 n번째 시간대에 포함된다.
else 현재 방문 로그는 배제된다.
    
```

마지막으로 그림 4(e) 경우는 현재 상주 시간이 방문 시간대를 벗어나는 경우로 다른 시간대와 비교하거나 별도의 시간대를 구성하도록 해야 한다.

이상과 같이 로그에 대한 시간대별 분류가 끝난 다음에는 로그 정보의 loc_ID가 네트워크 m의 n번째 시간대에 포함되면, $Count_m$ 와 $TotalCount_m$ 모두 1씩 증가시키고 (그림 4(a), (c) 경우), 그렇지 않으면, 프로파일의 정확도를 결정하기 위해 사용될 $TotalCount_m$ 만 1 증가시킨다(그림 4(b), (d) 경우). 그리고 최종적으로 Var_m 이 σ 보다 적고 $Count_m / TotalCount_m$ 이 τ 보다 크면, 그 도착 시간대를 규칙적인 이동성 유형으로 분류하여 적응적 바인딩 갱신 주기(LT_β)를 설정하고, 그 이외의 평균 상주 시간은 불규칙한 이동성 유형으로 판별되어 기존 MIPv6에서 사용되는 바인딩 갱신 주기(LT_α)를 설정한다(σ , τ 는 상수값).

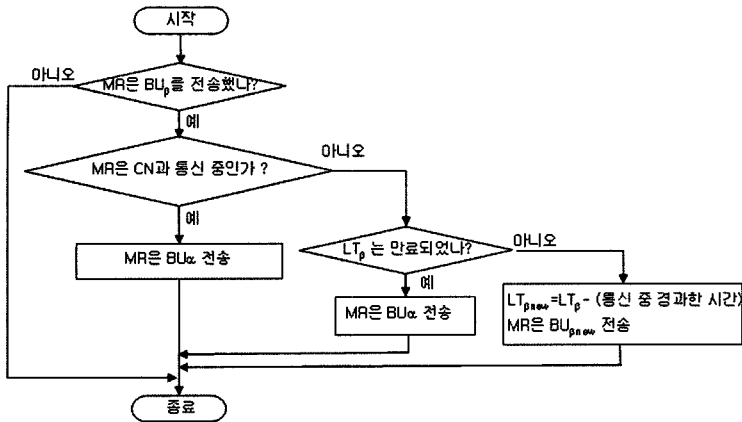


그림 5 접속 단절 알고리즘

3.3 접속 단절

제안 알고리즘은 바인딩 갱신 주기를 확장하는 것으로써 개발과정에서 중요하게 고려할 사항이 접속단절이다. 제안 기법에서 접속단절이 발생하게 되면, 상대 노드는 바인딩 갱신 주기 동안 이동 라우터에게 패킷을 보내지만 이동 라우터는 패킷을 전달받지 못하게 되는 문제가 발생된다. 이동 네트워크에서 접속단절이 발생하는 경우는 다음과 같이 두 가지로 나누어 생각할 수 있다. 첫째, 이동 라우터가 다른 네트워크로 이동하여 접속단절이 발생된 경우로 이동 라우터는 새로운 CoA를 형성한 후 바인딩 갱신 메시지를 전송하게 되어 새로운 접속이 설정되므로 자연스럽게 문제가 해결된다. 둘째, 이동 라우터가 한 영역 내에서 상주하면서 통신 중에 접속단절이 발생한 경우로 불가피하게 상대 노드로부터 패킷을 수신하지 못하게 된다. 따라서 이러한 경우는 그림 5의 접속 단절 알고리즘을 이용하여 문제를 해결하고자 한다. 우선, 이동 라우터와 상대 노드가 통신 중인 경우에는 기존의 바인딩 갱신 주기(LT₀)를 그대로 사용하여 접속 단절 발생시 발생할 수 있는 패킷 손실을 최소화하고, 그 이외의 경우에는 적응적 바인딩 갱신 주기(LT_β)를 사용한다. 이때 LT_β가 만료되기 전까지는 통신 중 경과한 시간을 계산하여 LT_β에서 빼서 새롭게 LT_{βnew}를 계산하여 갱신주기를 설정하도록 한다.

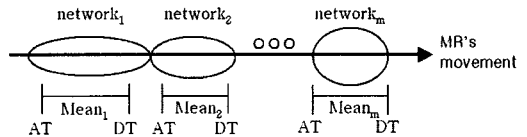


그림 6 시뮬레이션 모델

가진 감마분포를 따른다고 가정한다. 감마분포를 선택한 이유는 다른 분포에 비해 일반적인 경우를 표현할 수 있을 뿐만 아니라, 측정된 데이터가 특정 분포를 따른다고 가정할 수 없는 경우에 적합하기 때문이다[8]. 확률 변수 t는 상주 시간을 의미하며 감마분포에서 확률밀도 함수와 평균, 분산은 각각 다음과 같다.

$$f(t) = \frac{\lambda^\alpha}{\Gamma(\alpha)} (\lambda t)^{\alpha-1} e^{-\lambda t}, t \geq 0 \tag{2}$$

$$E(t) = \frac{\alpha}{\lambda} \tag{3}$$

$$V(t) = \frac{\alpha}{\lambda^2} \tag{4}$$

위의 식에서 감마분포 확률밀도 함수 식 (2)에 a=1, λ = 1/E(t)를 대입하면, 지수분포가 된다. 이와 같이 상주 시간을 감마분포와 지수분포 두 가지로 가정할 후, 이동 라우터로부터 발생하는 바인딩 갱신 메시지 수를 측정하여 제안한 기법의 성능을 비교하고자 한다.

3. 성능 평가

3.1 시뮬레이션 모델

그림 6은 본 논문에서 제안하는 기법의 성능 평가를 위해 설정한 시뮬레이션 모델을 보여 준다. 각 이동 라우터는 네트워크를 이동할 때마다 (loc_ID, AT_n, DT_n)를 포함한 데이터를 로그로 남긴다. 이동 라우터가 각 네트워크에 매번 방문할 때 머무는 상주 시간은 분포의 모양을 결정하는 셰이프 파라미터(shape parameter) α를

앞 절에서 상수로 설정한 파라미터의 값은 표 1과 같다. 물론, 이외에도 다양한 인자들이 존재할 수 있으며, 표 1과 같은 파라미터들은 그 값에 따라 실험 결과에 여러 가지로 영향을 미칠 수 있다. 하지만, 본 논문에서는 사용자의 규칙적인 상주 시간에 따라 이동 라우터의 이동성을 분류하여 각각 다른 갱신 주기를 적용하는데 초점을 맞추고 있다. 따라서 이동성 유형과 관련 있는 파라미터 중심으로 기술하였다. 표 1에서 Count₀과 ρ는 현재의 이동 로그를 신뢰할 수 있는 정보로 고려하지

표 1 파라미터 값 세팅

파라미터	값	
Count _b	10	Count의 임계 값
ρ	2	상수(≥1)
δ	10	규칙적인 이동성 유형을 결정하기 위한 상수 값
τ	0.8	규칙적인 이동성 유형을 위한 Count _{mn} /TotalCount _{mn} 의 상수 값
κ	0.3	도메인 내 이동 율
V	1.0	규칙적인 이동성 유형에 계산된 가중치
ξ	0.001	접속 단절을

여부를 체크하기 위해 사용되고, δ과 τ는 네트워크의 이동성 유형을 결정하기 위해 사용된다. κ는 도메인 내에서의 이동율을 나타내고, V는 규칙적인 이동성 유형으로 분류된 네트워크의 평균 상주 시간에 곱해지는 가중치 값으로써 계산된 바인딩 갱신 주기를 계산하는데 사용된다. 접속 단절율(ξ)은 0.001로 설정하였으나, 오늘날 발달된 이동 통신 기술로 인하여 정지 상태에서는 자발적으로 전원을 끄는 경우 이외는 접속 단절이 발생할 확률이 매우 낮다. 이는 접속단절 때문에 발생하는 패킷의 손실이 매우 적다는 것을 의미한다.

이러한 파라미터들의 디폴트 값들은 다양하게 설정하여 실험한 결과 최적의 것을 선택한 것이다. 접속 단절율을 제외한 모든 파라미터 값들은 프로파일 정보의 정확도와 관련이 있으므로, 전체적인 성능에 거의 영향을 미치지 않는다.

3.2 시뮬레이션 결과

식 (5)와 (6)에서 BW_{NEMO}과 BW_{PRO}은 각각 기존기법(NEMO)과 제안기법(PRO: proposed scheme)에 할당된 대역폭을 의미한다. Size_{BU}는 바인딩 갱신 메시지의 크기로 88bytes(= IPv6 header(40bytes) + Binding Update Extension Header(28bytes) + Mobile Prefix Option(20bytes))로 정의된다[1,4]. f_{HA}는 이동 라우터가 자신의 홈 에이전트에게 보내는 바인딩 갱신 메시지의 갱신 빈도를 나타내고, f_{CN}는 이동 라우터가 자신의 상대 노드들에게 보내는 바인딩 갱신 메시지의 평균 갱신 빈도를 나타낸다. κ는 이동 라우터의 도메인 내부에서의 이동 비율을 의미하며, 도메인 간의 이동 비율은 1-κ로 도메인 간 이동수를 네트워크를 이동한 총 수로 나눈 값이다. 도메인 간 이동시 이동 라우터는 M번 연속적인 바인딩 갱신 메시지를 외부 도메인에 있는 상대 노드들에게 보내고, 또 다른 바인딩 갱신 메시지를 홈 에이전트에게 보낸 후 홈 에이전트로부터 BA(Binding Acknowledgement)를 수신한다.

식 (5)에서 #CN은 이동 라우터의 홈 네트워크에 존재하지 않는 현재 상대 노드들의 수를 의미한다. 외부도메인 내에서 네트워크를 따라 이동 할 때, 이동 라우터가 외부 상대 노드들과 홈 에이전트에게 보내는 바인

딩 갱신 메시지의 갱신 빈도는 f_{HA}와 f_{CN}이다. 식 (6)에서 이동 라우터가 지역적 프로파일의 정보를 이용할 때 보내는 갱신 빈도 f_{PRO}를 나타낸다.

$$BW_{NEMO} = Size_{BU} \times \{ \kappa \times (f_{CN} \times (\#CN + 1) + f_{HA}) + (1 - \kappa) \times (M \times \#CN + 2) \} \quad (5)$$

$$BW_{PRO} = Size_{BU} \times \{ \kappa \times (f_{PRO} \times (\#CN + 1) + f_{HA}) + (1 - \kappa) \times (M \times \#CN + 2) \} \quad (6)$$

$$BW_{NEMOmulti} = Size_{BU} \times f_{NEMOmulti} \quad (7)$$

$$BW_{PROmulti} = Size_{BU} \times f_{PROmulti} \quad (8)$$

식 (7)과 (8)에서 BW_{NEMOmulti}과 BW_{PROmulti}은 각각 기존 NEMO환경에서 멀티캐스트 바인딩 갱신 메시지(NEMOmulti: multicast BU)에 할당된 대역폭과 제안하는 PRO기법에서 멀티캐스트 바인딩 갱신 메시지(PROmulti: multicast BU)에 할당된 대역폭을 의미한다. Size_{BU}는 위에서 설명한 것과 동일한 의미를 나타내며, f_{NEMOmulti}과 f_{PROmulti}은 NEMO와 PRO에서 멀티캐스트 바인딩 갱신 메시지의 갱신 빈도를 의미한다.

그림 7, 8, 9, 10은 평균 상주 시간을 7분에서 100분으로 변경하면서 감마분포와 지수분포에서 제안기법(PRO, PROmulti)과 NEMO(NEMO, NEMOmulti)를 비교한 것이다. 이동 라우터가 이동하는 프로파일에 기록된 모든 네트워크의 30%를 규칙적인 이동성 유형, 나머지 70%를 불규칙한 이동성 유형으로 가정한다. 3.2절에서 언급 했듯이, 규칙적인 이동성 유형으로 기록된 네트워크는 불규칙한 이동성 유형을 가진 네트워크보다 다음 방문 시에 프로파일로부터 신뢰성 있는 정보를 제공 받는다. 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭은 #CN, f_{HA}, f_{CN}, f_{PRO}, f_{NEMOmulti}, f_{PROmulti}에 의존적이다. 그림에서 Y축은 기법들을 비교하기 위한 상대적인 값으로 1.0 보다 작은 값이면, 제안기법이 기존기법보다 더 많은 대역폭을 절약하는 것을 나타낸다.

감마분포에서 분산이 0.01과 0.1인 경우 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭의 그래프 모양이 거의 동일하여 분산이 0.01일 때의 결과만을 그림 7과 8에 제시하였다. 우선, 분산은 전체적인 성능에 거의 영향을 미치지 않는 것을 알 수 있으며, 그 이유는 프로파일이 분산에 의해 영향을 받지 않는 신뢰성 있는 정보를 제공하

기 때문이다.

그림 7은 바인딩 갱신 주기(LT_a)를 10초와 60초로 하고, 상대노드 수를 2와 100으로 초기화하여 세 기법을 NEMO를 기준으로 각각 비교한 것이다. 그림 7(a), 7(b)는 상대노드 수를 2로하고 바인딩 갱신 주기를 10초와 60초로 다르게 설정하여 대역폭 감소를 비교한 것이다. 우선, 그림 7(a)에서 평균 상주 시간이 증가함에 따라 NEMO대 PRO의 대역폭 비율이 감소하는 것을 보여준다. 특히, 평균 상주 시간이 50분인 경우, PRO는 NEMO에 비교해 메시지 발생량의 88%를 감소시키는 것을 알 수 있다. 프로파일에 영향을 받지 않는 NEMO대 NEMOmulti의 대역폭 비율은 평균 상주 시간이 증가함에 따라 일정한 값(0.28)을 보이며, NEMOmulti가 NEMO에 비하여 78%의 메시지 발생량을 감소시키는 것을 알 수 있다. 반면, 평균 상주 시간이 증가함에 따라 PROmulti은 NEMO보다 대역폭 사용량을 95%이상 감소시키는 것을 알 수 있다. 다른 조건이 동일하고 바인딩 갱신 주기가 길게 설정된 경우인 그림 7(b)에서도 NEMO대 PRO의 대역폭 비율이 감소하지만, 그림 7(a)보다 감소 폭이 작은 것을 알 수 있다.

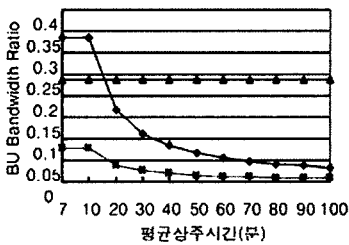
그림 7(c), 7(d)는 상대노드 수가 100이고 바인딩 갱신 주기가 10초와 60초로 설정하여 대역폭 감소를 비교한 것이다. 그림 7(c)에서 평균 상주시간이 50분인 경우, PRO가 NEMO보다 88%의 메시지 발생량을 감소시키고 있다. 반면, 그림 7(d)에서 평균 상주시간이 50분인 경우, PRO가 NEMO보다 메시지 발생량을 65%까지 감

소시키고 있다. 즉, 바인딩 갱신 주기가 다소 길게 설정 되더라도 PRO가 NEMO보다 발생하는 메시지의 량을 상당량 감소시킬 수 있음을 알 수 있다. 하지만, 그림 7(c), 7(d)에서 멀티캐스트 기법(PROmulti, NEMOmulti) 간의 비교가 제대로 이루어 지지 않고 있어 그림 8에서 기존의 멀티캐스트 기법(NEMOmulti)을 기준으로 제안 기법의 멀티캐스트 기법(PROmulti)을 비교한 결과를 보여주고 있다.

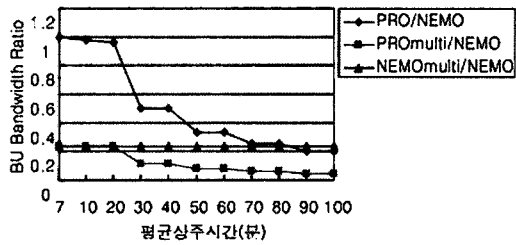
두 기법 모두 상대 노드의 수에 영향을 받지 않지만, 바인딩 갱신 주기에 영향을 받고 있다. 특히, 그림 8(a)에서 평균 상주 시간이 50분인 경우, PROmulti는 NEMOmulti보다 메시지 발생량의 65%를 감소시키고, 그림 8(b)에서는 94%를 감소시키고 있다. 이는 동일한 멀티캐스트 기법을 사용하더라도 기존의 NEMO와 동일한 주기 값을 설정하는 NEMOmulti보다 프로파일로부터 적응적 바인딩 갱신 주기 값을 얻는 PROmulti가 더욱 효율적이라는 것을 의미한다.

그림 9와 10은 감마분포와 동일한 조건으로 지수분포에서 제안기법(PRO, PROmulti)과 NEMO(NEMO, NEMOmulti)를 비교한 것이다. 그림 7과 8과 결과와 거의 동일한 것을 알 수 있다. 즉, 상주 시간에 대한 분포 함수가 달라도 전체적인 성능에 영향을 미치지 않는 것을 알 수 있다.

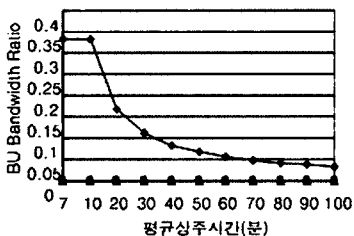
이상과 같은 실험 결과로 알 수 있는 것은 이동 라우터가 규칙적인 이동성 유형을 가지면서 평균 상주 시간이 50분이상이 되면, 발생하는 총 바인딩 갱신 메시지



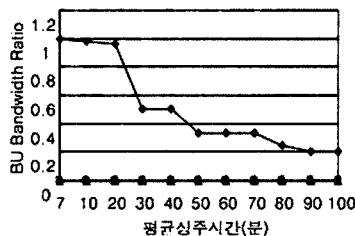
(a) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=2



(b) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=2

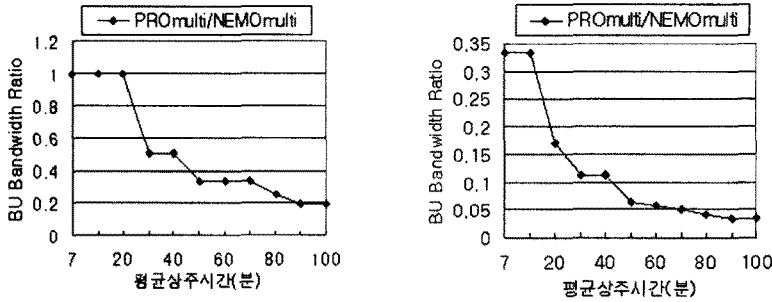


(c) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=100



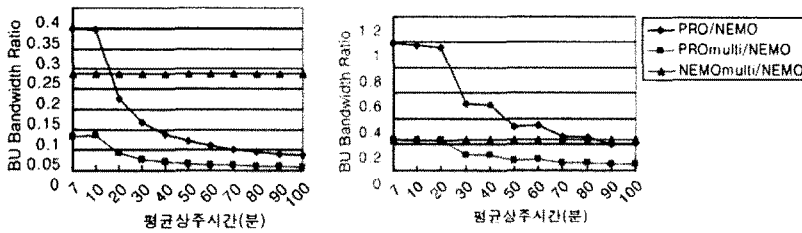
(d) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=100

그림 7 감마분포에서의 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭 비교

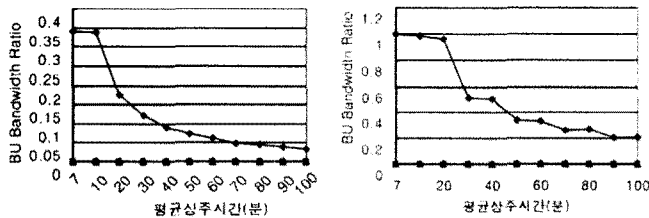


(a) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=100 (b) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=100

그림 8 감마분포에서의 멀티캐스트 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭 비교

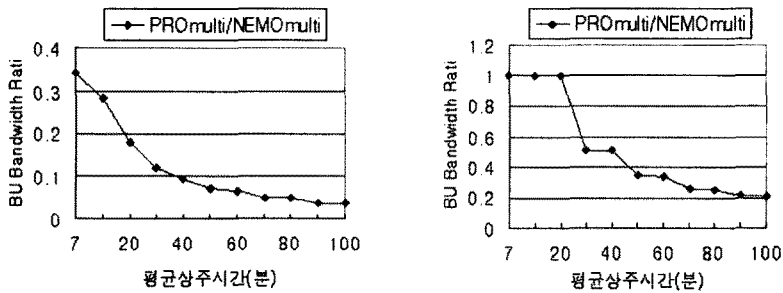


(a) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=2 (b) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=2



(c) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=100 (d) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=100

그림 9 지수분포에서의 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭 비교



(a) 바인딩 갱신 주기=10, 상대노드 수=100 (b) 바인딩 갱신 주기=60, 상대노드 수=100

그림 10 상대노드수가 100인 경우 지수분포에서 바인딩 갱신 메시지에 할당된 대역폭 비교

양의 65%이상을 감소시킬 수 있다는 것이다. 또한, 이동 라우터가 규칙적인 이동을 하더라도 NEMO에서의 메커니즘이 동일하게 사용되므로 추가적인 오버헤드는

거의 발생하지 않는다. 물론, 평균 상주 시간과 실제 바인딩 갱신 주기 사이에 차이를 볼 수 있다. 그럼에도 불구하고, 규칙적인 이동성 유형으로 결정된 네트워크에서

절약되는 대역폭의 양은 결코 적은 양이 아니다. 특히, 이동 라우터가 도메인 간에 빈번하게 이동하지 않음에도 불구하고, 대부분의 시그널링 양은 위치 갱신을 위한 바인딩 갱신 메시지에 의해서 발생된다. 따라서 본 논문은 이동 라우터로부터 이렇게 주기적으로 발생하는 바인딩 갱신 메시지를 감소시킴으로써 성능을 매우 향상시킬 수 있었다.

4. 결론

본 논문은 이동 네트워크에서 이동 라우터의 이동 정보를 이용하여 효율적인 이동성을 지원하기 위한 기법을 제안하였다. 즉, 주기적인 바인딩 갱신 대신 이동 라우터의 이동성 패턴을 고려하여 각 네트워크별로 과거의 이동 기록을 바탕으로 바인딩 갱신 주기 값을 동적으로 설정할 수 있도록 하였다. 제안기법에서 이동 라우터는 방문한 네트워크의 평균 상주 시간과 도착시간대를 함께 고려하여 적응적 바인딩 갱신 주기를 계산하여 적용하는 알고리즘을 제시하였다. 실험 결과 인증 과정을 간소화시킬 수 있었으며, 빈번한 바인딩 갱신 메시지 발생으로 인한 오버헤드를 크게 감소시킬 수 있었다. 특히, 이동 라우터에서 전송되는 메시지의 수를 줄임으로써 이동성 관리의 효율성을 높일 수 있었다. 본 논문에서 제안 기법의 성능 향상은 사용자의 과거 이동성 기록으로부터 얻어진 정보에 의해 가능하였다. 하지만, 실제 이동성은 보다 복잡하며, 그 규칙성을 찾는 것은 그렇게 간단한 작업이 아니다. 이를 위해 과거 이동 로그를 분석하기 위한 다양한 방법이 요구되며, 데이터 마이닝 기법도 그 한 가지 대안이 될 수 있다. 또한, 보다 심도 있는 실험을 통해 다양한 실험 인자 값을 결정하는 것도 성능에 영향을 가져올 것이다.

참고 문헌

- [1] V. Devarapalli, R. Wakikawa, A. Petrescu and P. Thubert, *Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol*, RFC 3963, IETF, Jan. 2005.
- [2] <http://www.ietf.org/html.charters/nemo-charter.html>
- [3] T. Inoue, N. Takahashi, and T. Miyazaki, "Hierarchical Location Management Scheme Based on Collaboration of Mobile Nodes," *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E87-B, No.3, pp.470-479, Mar. 2004.
- [4] C. Ng and J. Hirano, "Extending Return Routability Procedure for Network Prefix (RRNP)," *Internet Draft*, draft-ng-nemo-rrnp-00.txt, Oct. 2004.
- [5] Arkko, J. and Vogt, C., *Credit-Based Authorization for Binding Lifetime Extension*, draft-arkko-mipv6-binding-lifetime-extension-00, 2004.
- [6] C. Perkins, *IP mobility support for IPv4*, RFC 3344, Aug. 2002.

- [7] B. Johnson, C. Perkins and J. Arkko, *Mobility Support in IPv6*, RFC 3775, June, 2004.
- [8] Y. B. Lin, W. R. Lai and R. J. Chen, "Performance Analysis for Dual Band PCS Networks," *IEEE Journal on Trans. on Computers*, Vol. 49, No.2, Feb. 2000, pp. 148-159.



양 순 옥

2002년 2월 고려대학교 대학원 컴퓨터학과(이학석사). 2006년 2월 고려대학교 대학원 컴퓨터학과(이학박사). 2006년 3월~2008년 2월 고려대학교 공과대학 정보통신연구소 연구교수. 2008년 3월~현재 연세대학교 전기전자공학부 BK21 TMS정보기술사업단 연구교수. 관심분야는 차세대 이동 네트워크 및 유비쿼터스 센서 네트워크 환경에서의 사용자의 이동성 관리, QoS, 보안, 고성능 컴퓨팅 등임



김 성 석

1997년 2월 고려대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 1999년 2월 및 2003년 2월 고려대학교 컴퓨터학과 각각 석사 및 박사 졸업. 2001년 3월~2003년 2월 한국산업기술대학교 컴퓨터공학과 겸임교수. 2003년~현재 서경대학교 전자상거래학과 조교수. 관심분야는 분산 트랜잭션 처리, 이동 데이터베이스, 센서 환경에서 데이터 처리