

# 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 트래픽의 효율적 지원을 위한 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘

(Bandwidth Reservation and Call Admission Control Mechanisms  
for Efficient Support of Multimedia Traffic in Mobile Computing  
Environments)

최창호<sup>†</sup> 김성조<sup>\*\*</sup>

(Chang Ho Choi) (Sung Jo Kim)

**요약** 이동 컴퓨팅에서 고 수준의 QoS를 보장하기 위한 가장 중요한 이슈 중의 하나가 셀에서 가용할 수 있는 대역폭의 부족으로 인한 핸드-오프 종료를 감소시키는 것이다. 각 셀은 핸드-오프 호출을 위해 이웃 셀들에게 대역폭 예약을 요청하며, 예약된 대역폭은 신규 호가 아닌 핸드-오프 호출을 위해 사용된다. 핸드-오프 호출을 위해 대역폭을 너무 많이 예약한다면 신규 호의 블로킹 확률이 증가하므로, 예약된 대역폭의 크기를 정확히 결정하는 것이 중요하다. 따라서, 이동 컴퓨팅 환경에서 적절한 크기의 대역폭 예약과 호 수락 제어를 통해 QoS 보장하는 것이 필수적이다. 본 논문에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 트래픽에게 지속적인 QoS를 보장하기 위해 대역폭 예약과 호 수락 제어 메커니즘을 제안하였다. 본 논문은 적절한 크기의 대역폭 예약을 위해 이동성 그래프와 2-계층 셀 구조를 기반으로 한 적응적 대역폭 예약을 제안한다. 전자는 클라이언트가 다음에 이동할 셀을 예측하는 반면, 후자는 핸드-오프 확률이 높은 클라이언트에게만 적응적 대역폭 예약 메커니즘을 적용한다. 본 논문은 클라이언트의 현재 셀과 PNC(Predicted Next Cell)에 호 수락 테스트를 수행하는 호 수락 제어를 제안하며, 이 메커니즘은 계산 및 네트워크 오버헤드를 줄일 수 있다. 본 논문에서 제시된 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘의 성능을 평가하기 위해, 신규 호 블로킹률, 핸드-오프 호 종료율, 대역폭 이용율을 측정하였다. 시뮬레이션 결과, 본 논문의 호 수락 제어 메커니즘의 성능이 NR-CAT2, FR-CAT2, AR-CAT2와 같은 기존의 메커니즘들보다 우수함을 알 수 있었다.

**키워드** : 이동 멀티미디어 컴퓨팅, 핸드-오프, 이동성 확률, 사용자 이동성 패턴, 대역폭 예약, 호 수락 테스트

**Abstract** One of the most important issues in guaranteeing the high degree of QoS on mobile computing is how to reduce hand-off drops caused by lack of available bandwidth in a new cell. Each cell can request bandwidth reservation to its adjacent cells for hand-off calls. This reserved bandwidth can be used only for hand-offs, not for new calls. It is also important to determine how much of bandwidth should be reserved for hand-off calls because reserving too much would increase the probability of a new call being blocked. Therefore, it is essential to develop a new mechanism to provide QoS guarantee on a mobile computing environment by reserving an appropriate amount of bandwidth and call admission control. In this paper, bandwidth reservation and call admission control mechanisms are proposed to guarantee a consistent QoS for multimedia traffics on a mobile computing environment. For an appropriate bandwidth reservation, we propose an adaptive bandwidth reservation

· 본 연구는 한국과학재단 목적기초연구(R01-2001-000-00333-0) 지원으로 수행되었음.

† 비회원 : LG텔레콤 기술연구소 연구원  
chchoi@konan.cse.cau.ac.kr

\*\* 종신회원 : 중앙대학교 컴퓨터공학과 교수  
sjkim@cau.ac.kr

논문접수 : 2002년 4월 1일  
심사완료 : 2002년 9월 4일

mechanism based on an MPP and a 2-tier cell structure. The former is used to predict a next move of the client while the latter to apply our mechanism only to the client with a high hand-off probability. We also propose a call admission control that performs call admission test only on PNC(Predicted Next Cell) of a client and its current cell. In order to minimize a waste of bandwidth caused by an erroneous prediction of client's location, we utilize a common pool and QoS adaptation scheme. In order to evaluate the performance of our call admission control mechanism, we measure the metrics such as the blocking probability of new calls, dropping probability of hand-off calls, and bandwidth utilization. The simulation results show that the performance of our mechanism is superior to that of the existing mechanisms such as NR-CAT2, FR-CAT2, and AR-CAT2.

**Key words** : Mobile Multimedia Computing, Hand-off, Mobility Probability, Mobile Pattern Profile, Bandwidth Reservation, Call Admission Test

## 1. 서론

최근 컴퓨터의 이용 분야가 광범위해지면서 정보 처리 대상 업무가 증가하고 있다. 특히, 개인의 활동 영역이 광범위해지면서 이동 중 또는 자신의 사무실과 멀리 떨어진 원격지에서 업무를 처리해야 할 필요성이 증대되고 있다. 따라서, 소형화, 경량화된 하드웨어의 개발과 유·무선 통신 기술 발전에 힘입어 물리적 위치와 관계없이 지속적으로 업무를 처리할 수 있는 이동 컴퓨팅(mobile computing) 기술이 등장하게 되었다. 또한, CPU, 메모리, 디스크 등 각종 하드웨어의 급격한 발달에 따라 컴퓨터 시스템에서 처리되는 정보의 유형이 텍스트와 같은 단순 데이터에서 이미지(image), 오디오(audio), 비디오(video) 등을 포함하는 멀티미디어 데이터로 변환되고 있다. 따라서, 컴퓨터 사용자들이 유선망 뿐만 아니라 이동 컴퓨팅 환경에서도 멀티미디어 서비스를 이용하고자 하는 욕구가 점점 커지고 있다.

이동 멀티미디어 컴퓨팅에서는 클라이언트에게 QoS(Quality of Service)를 지속적으로 지원하는 것이 중요하다. 그러나, 이동 컴퓨팅 환경에서는 클라이언트의 이동성과 소규모의 저장 공간, 무선망의 협소한 대역폭 및 빈번한 단절(disconnection)로 인해 QoS를 지속적으로 제공하기가 어렵다. 특히, 클라이언트의 이동성으로 인한 핸드-오프(hand-off)는 멀티미디어 서비스를 어렵게 하는 주요 원인이 된다. 이는 클라이언트가 다른 셀(cell)로 핸드-오프될 경우, 클라이언트의 이전(previous) 셀과 현재 셀의 네트워크 상태가 서로 다를 수 있기 때문이다. 만일 클라이언트가 이용할 수 있는 대역폭이 충분하지 않는 셀로 이동하면, 이 클라이언트는 현재 QoS(Quality of Service)를 지원 받을 수 없으므로 호(call)가 강제로 종료된다. 최근에는 무선 자원을 효율적으로 사용하기 위해 셀의 크기가 축소되고 있는 추세이므로 핸드-오프는 더욱 빈번히 발생되며, 이로 인해 호가 강제로 종료되는 확률은 더욱 커질 것이다. 또

한, 무선망의 낮은 대역폭은 이러한 문제를 더욱 가중시킨다. 따라서, 이러한 문제를 해결하기 위해 이동 컴퓨팅 환경에서 끊임없는(seamless) QoS를 지원하기 위한 연구가 필수적이다[1-12].

유선망에서 멀티미디어 데이터를 지원하기 위한 QoS(Quality of Service) 제어 연구에는 트래픽 특성, 호 수락 제어(call admission control), 대역폭 예약(bandwidth reservation) 등이 있다. 이러한 연구들은 모두 네트워크에서 혼잡(congestion)을 피하고, 혼잡이 발생할 경우 이를 신속하게 해결하는 것이 목적이다. 반면, 무선망에서의 QoS 제어는 무선망의 가변적인 대역폭과 단절, 사용자의 이동성을 지원하는 것이 목적이며, 이를 위한 연구들이 활발히 진행되고 있다. 특히, 대역폭 예약과 호 수락 제어는 호의 핸드-오프에 대비하기 위해 대역폭을 예약하고, 현재 네트워크 상태에 따라 호의 수락 여부를 결정하는 역할을 하므로, 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에서 클라이언트에게 QoS를 지속적으로 제공하기 위한 가장 핵심적인 부분이다[1-8]. 그러나, 이에 관련된 기존 연구는 핸드-오프 중인 클라이언트들의 QoS를 지속적으로 제공하는데 초점을 맞추어 QoS 제어 기술을 설계하였기 때문에 신규 호(new call)의 블록킹률이 높고 대역폭 이용률(bandwidth utilization)이 낮다는 문제점을 내포하고 있다. 따라서, 본 논문에서는 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에 대한 특성을 파악하고, 이동성 그래프와 2-계층 셀 구조를 기반으로 사용자에게 원활한 QoS를 지원하면서도 신규 호의 블록킹률이 낮고 대역폭 이용률이 높은 대역폭 예약과 호 수락 제어 메커니즘을 제시하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 지원하는 기존의 대역폭 예약 및 호 수락 제어 알고리즘을 살펴보고, 3장과 4장에서는 각각 본 논문에서 제시한 대역폭 예약과 호 수락 제어 메커니즘을 기술한다. 5장에서는 시뮬레이션 을 통해 본 메커니즘과 다른 메커니즘들의 성능을 분석

및 평가하고, 마지막으로 6장에서는 결론과 향후 연구 방향에 대해 기술한다.

## 2. 관련 연구

이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 지원하기 위해서는 멀티미디어, 무선망 그리고 이동성 등의 특성이 고려되어야 한다. 멀티미디어 트래픽은 실시간 트래픽인 Class I과 비실시간 트래픽인 Class II로 구분될 수 있다. 오디오나 비디오와 같은 Class I은 이미지나 텍스트와 같은 Class II에 비해 지연에 더 민감하다는 특성이 있다. 무선망은 유선망에 비해 대역폭이 좁다는 특성이 있으며, 단말기 이동은 핸드-오프를 초래함에 따라 클라이언트는 급격한 네트워크 환경의 변화를 경험하게 된다. Class I은 Class II보다 지연에 더욱 민감하므로, Class I 서비스를 제공받고 있는 클라이언트는 이동성에 의한 QoS 저하나 서비스 종료를 경험하게 된다. 또한, 클라이언트가 핸드-오프될 셀의 대역폭 부족도 QoS의 저하 또는 서비스 종료를 초래할 수 있다. 이러한 문제로 인하여 Class I 호가 강제로 종료되는 것을 방지하기 위해 이 호의 BS(Base Station)가 이웃 셀에 대해 대역폭을 미리 예약해야 한다.

호는 신규 호(new call)와 핸드-오프 호(hand-off call)로 구분될 수 있다. 신규 호는 셀에서 새로 발생하는 호이며, 핸드-오프 호는 다른 셀로 이동한 호이다. 일반적으로 핸드-오프 호는 현재 진행중인 서비스이므로 신규 호보다 우선 순위가 높다.

이러한 환경에서 클라이언트에게 원활한 멀티미디어 서비스를 지원하기 위한 기존의 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘의 특징과 문제점을 살펴보면 다음과 같다.

Talukdar[1][2]는 "Mobility Specification"을 통해 클라이언트가 이동할 셀들의 정보를 미리 알고 있다는 가정하에서 호 수락을 제어한다. 이 메커니즘은 클라이언트가 미래에 이동할 전체 셀들에 대해 이 클라이언트가 사용할 대역폭을 예약할 경우에만 신규 호를 수락하기 때문에 핸드-오프 종료율이 0이다. 그러나, 클라이언트가 미래에 방문할 셀들을 정확히 예측하는 것은 매우 어렵다. 또한, 이 메커니즘은 각 클라이언트가 이동할 셀들에게 대역폭을 예약하므로, 클라이언트가 특정 셀에 장기간 상주하거나 또는 예약한 셀을 모두 방문하지 않고 서비스를 종료할 경우, 대역폭 낭비를 초래한다.

Lu[3][4]가 제안한 기법에서도 클라이언트의 과거 이동 경로를 이용하여 이 클라이언트가 이동할 다음 셀을 예측하며, 예측된 셀에 이 클라이언트의 호가 사용할 대

역폭을 예약하는 기법이다. 이 때, 대역폭 예약이 성공하면 이 클라이언트의 호는 수락되지만, 그렇지 않을 경우 호는 블록킹된다. Talukdar는 클라이언트가 미래에 이동할 셀 전체에 대역폭을 예약하고 호 수락을 제어하는 반면, 이 메커니즘은 클라이언트가 이동할 다음 셀에만 대역폭 예약 및 호 수락 제어를 수행한다. 이 메커니즘은 Talukdar과 마찬가지로 대역폭이 예약되었을 경우에만 호를 수락하므로 핸드-오프가 블록킹될 확률은 거의 0이다. 그러나, 실제로 각 클라이언트가 이동할 셀을 정확히 예측하는 것은 어렵다. 이 메커니즘은 클라이언트의 이동 영역이 좁은 경우(예: 빌딩)에 적합하며, 각 클라이언트가 이동할 셀에서 대역폭을 예약하므로, 클라이언트가 특정 셀에 장기간 상주하면 예약된 대역폭이 낭비된다.

이동 컴퓨팅 환경에서 사용자 이동성과 무선망의 특성으로 인해 실제로 각 호의 핸드-오프 종료율(hand-off dropping probability)을 완전히 0으로 하는 것은 불가능하다[5-8]. 따라서, 핸드-오프 종료율을 임의의 임계치(예 : 0.05)로 설정하여, 이 임계치 이하인 핸드-오프 종료율을 지원하기 위한 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘이 제시되었다. 이러한 핸드-오프 종료율을 이용한 메커니즘은 다음과 같다.

Oliveira[5]는 핸드-오프 종료율과 예약 대역폭의 이용률(reserved bandwidth utilization)을 이용하여 네트워크 상태에 따라 예약된 대역폭의 크기를 적응적으로 조절하는 메커니즘을 제안하였다. 예를 들면, 특정 시간 간격(time interval) 동안 발생하는 핸드-오프 종료율이 임의의 임계치(예 : 0.05)보다 높을 경우에는 현재 예약된 대역폭을 증가시킨다. 핸드-오프 종료율이 0이고 예약 대역폭의 이용률이 낮은 경우(예: 0.3)에는 예약된 대역폭을 감소시키지만, 이용률이 높은 경우(예 : 0.75)에는 증가시킨다. 또한, Oliveira는 호가 사용할 대역폭이 이 호의 현재 셀뿐만 아니라 전체 이웃 셀들에게도 존재할 경우에만 이 호를 수락하며, 그렇지 않을 경우에는 블록킹하는 호 수락 제어 메커니즘을 제안하였다. 이 기법은 네트워크 상태에 따라 일정한 값의 증가나 감소를 통해 대역폭을 조정하므로 클라이언트 수의 급격한 변화나 클라이언트가 특정 셀에 집중될 때 적응적으로 대역폭을 예약할 수 없다는 문제점이 있다.

Choi[6][7]의 대역폭 예약 메커니즘은 각 셀에서 특정 시간 동안에 핸드-오프된 클라이언트들의 수를 측정된 데이터를 이용한다. 예를 들어, 도로에서 교통이 혼잡할 경우와 그렇지 않을 경우, 특정 시간 동안 핸드-오프된 클라이언트의 수는 다르다. 이 메커니즘은 과거

에 특정 시간 동안 핸드-오프된 클라이언트의 수에 따라 적응적으로 대역폭을 예약한다. 또한, 핸드-오프 종료율을 특정 임계치(예 : 0.05)로 설정하며, 핸드-오프 종료율이 이 임계치 이상이면 예약할 대역폭의 크기를 증가시킨다. Choi는 클라이언트의 호가 사용할 대역폭이 현재 셀과 이웃 셀들에 있으면, 이 호를 수락하는 반면, 그렇지 않을 경우에는 블록킹하는 호 수락 제어 메커니즘을 제안하였다. 이 메커니즘은 셀이 고속도로와 같이 일차원 형태로 연결되어 있는 네트워크 모델만 고려하였기 때문에 클라이언트의 이동 패턴이 단순하다. 따라서, 이 메커니즘은 현실성이 떨어지고, 셀이 이차원 형태의 네트워크 모델로 확장되었을 경우 저장해야 할 정보가 급증한다는 단점이 있다.

Oliveira와 Choi 메커니즘은 각 호의 수락 여부를 결정하기 위해 이웃 셀들의 네트워크 상태 정보를 수집해야 하므로, 이웃 셀의 대역폭 정보 수집시 발생하는 제어 트래픽으로 인해 네트워크 과부하가 발생한다는 문제점이 있다.

Oliveira와 Choi에서 제안된 메커니즘들은 이웃 셀에서 진입하는(incoming) 핸드-오프 호들을 고려하여 예약할 대역폭의 크기를 결정한다. 이에 반해, Naghshineh[8]은 각 BS가 이웃 셀들로부터 자신의 셀로 진입하는 핸드-오프 호들과 자신의 셀에서 이웃 셀들로 진출하는(outgoing) 핸드-오프 호들의 수를 추정함으로써 현재 셀에서 요구되는 전체 대역폭을 예측한다. 따라서, BS는 기존 호들과 핸드-오프 호들에게 필요한 대역폭의 크기를 예측할 수 있다. 그러나, 이 기법은 각 클라이언트가 이동할 셀에 대한 정확한 정보와 셀에서 상주하고 있는 시간(sojourn time) 정보를 미리 알고 있어야 한다는 전제 조건이 필요하다. 그러나, 이러한 조건은 현실적으로 불가능하다. 또한, 이 기법은 음성과 같은 단지 한 가지 형태의 네트워크 트래픽만을 고려하였기 때문에, 다양한 대역폭 크기를 갖는 멀티미디어 트래픽들을 지원해야 하는 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에 적합하지 않다. 이는 "진입/진출" 핸드-오프 호의 수에 대한 정보가 네트워크 트래픽의 크기에 대한 정확한 정보를 제공할 수 없기 때문이다.

### 3. 대역폭 예약

본 장에서는 무선망의 특성과 사용자의 이동성에도 불구하고 멀티미디어 서비스를 지속적으로 지원하기 위한 대역폭 예약 메커니즘을 설명하고, 이의 구성 요소인 MPP, 이동성 그래프, 이동성 확률, 2-계층 셀 구조, 대역폭 예약에 대한 기능을 기술한다.

#### 3.1 MPP 구조 및 이동성 그래프

클라이언트는 일반적으로 과거의 이동 패턴과 유사하게 이동할 확률이 높다[3][4]. 예를 들어, 클라이언트가 과거에 셀 A에서 주로 셀 B로 이동하였다면, 이 클라이언트는 미래에도 셀 A에서 셀 B로 이동할 확률이 높다. 본 논문은 사용자의 이동 패턴을 장기간 기록한 MPP(Mobility Pattern Profile)를 이용하여 사용자가 이동할 셀을 예측한다. 각 MPP 필드의 역할은 다음과 같다.

- ▶ *PrevBSID* : 클라이언트의 이전(previous) 셀의 BS ID
- ▶ *CurrBSID* : 클라이언트가 현재 상주하고 있는 셀의 BS ID
- ▶ *NextBSID* : 클라이언트의 현재 셀인 *CurrBSID*에서 이동한 셀의 BS ID
- ▶ *NextCount* : 클라이언트가 *CurrBSID*에서 *NextBSID*로 이동한 회수

클라이언트가 현재 셀에서 *NextBSID*로 이동하면 *NextCount*의 수는 1씩 증가된다.

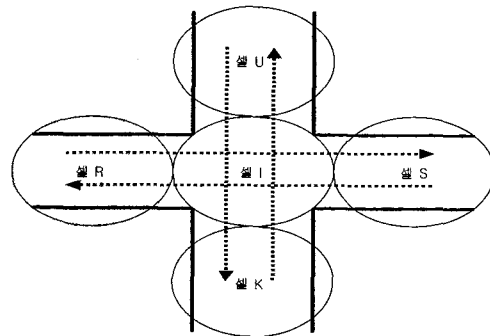


그림 1 클라이언트의 이동 방향을 이용한 위치 예측(a)

본 논문은 클라이언트의 이동성 예측을 위해 *PrevBSID*, *CurrBSID*, 그리고 *NextBSID*를 고려한다. 예를 들어, 차로 이동중인 클라이언트가 그림 1과 같이 회전할 수 없는 교차로를 통과하고 있다고 가정하자. 클라이언트가 현재 셀 *I*(*CurrBSID*)에 있을 경우, 이 클라이언트가 이동할 셀은 *PrevBSID*에 의해 결정된다. 클라이언트가 셀 *U*(*PrevBSID*)를 거쳐 셀 *I*(*CurrBSID*)에 위치하고 있을 때, 클라이언트가 셀 *I*에서 이동할 셀은 단지 셀 *K*임을 알 수 있다. 따라서, 셀 *I*의 BS는 이 클라이언트가 셀 *I*에서 셀 *J*로 이동함을 예측할 수 있다. 반면 셀 *R*을 통해 셀 *I*에 있을 경우, 이 클라이언

트가 셀  $I$ 에서 셀  $S$ 로의 이동을 예측할 수 있다. 이와 같이, 클라이언트가 이동할 셀은  $PrevBSID$ 에서  $CurrBSID$ 로의 이동 방향(direction)을 통해 보다 정확히 예측될 수 있다.

본 논문은 이동성 그래프(mobility graph)를 이용하여 사용자의 이동 패턴인 MPP를 유지 및 관리한다. 이동성 그래프는 각 노드가 셀 ID(BS ID)를 나타내는 방향성 그래프(directed graph)이다. 두 노드간 에지(edge)인  $\langle C_1, C_2 \rangle$ 는 셀  $C_1$ 에서 셀  $C_2$ 로의 이동 방향(direction)을 나타낸다. 예를 들어, 클라이언트가 셀  $A$ 에서 셀  $B$ , 그리고 셀  $B$ 에서 셀  $C$ 로의 이동을 이동성 그래프로 나타내면 그림 2와 같다.



그림 2 이동성 그래프

두 노드간 가중치(weight)는 한 노드에서 다른 노드로 이동한 회수( $NextCount$ )를 나타내며, 이 두 노드는 클라이언트의  $CurrBSID$ 와  $NextBSID$ 를 나타낸다.  $NextCount$ 는 이 두 개의 셀 외에도 관련  $PrevBSID$ 를 고려해야만 얻을 수 있다. 따라서, 가중치는 그림 3과 같이 3개의 노드를 고려하여 구할 수 있다.



그림 3 이동성 그래프 및 가중치 :  $PrevBSID$ 가 한 개인 경우

그림 3과 같이  $CurrBSID$ 의  $PrevBSID$ 가 한 개인 때,  $NextCount$ 는 하나인 반면,  $CurrBSID$ 의  $PrevBSID$ 가 여러 개인 경우,  $NextCount$ 도 여러 개가 존재한다. 따라서,  $PrevBSID$ 에 따른 각  $NextCount$ 를 별도로 저장해 두어야 한다. 이를 위해, 본 논문은 이동성 집합(mobility set)을 정의한다.

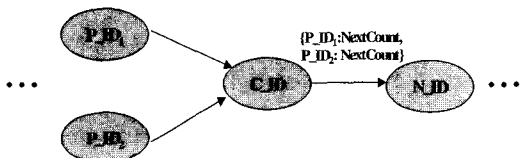


그림 4 이동성 그래프 및 가중치 :  $PrevBSID$ 가 두 개 이상인 경우

이동성 집합은 그림 4와 같이  $PrevBSID$ 인  $P\_ID_i$ 와 관련  $NextCount$ 의 쌍( $P\_ID_i: NextCount$ )으로 된 원소들로 구성되어 있다. 가중치는 이동성 집합의 원소들 중 하나의 원소이며, 이 원소는 클라이언트의  $PrevBSID$ 인  $P\_ID_i$ 에 의해 결정된다. 즉,  $CurrBSID$ 의 BS는 이동성 집합의 원소들 중에서 가중치를 선택하기 위해 먼저 클라이언트의  $PrevBSID$ 와 동일한  $P\_ID_i$ 를 검색하며, 이  $P\_ID_i$ 의 관련  $NextCount$ 가  $CurrBSID$ 에서  $NextBSID$ 로의 가중치가 된다.

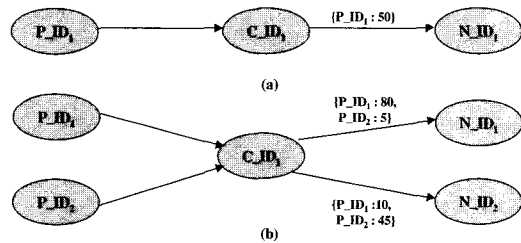


그림 5 각  $PrevBSID$ 에 따른 가중치

예를 들어, 그림 5-a와 같이  $PrevBSID$ 가 한 개인 경우, 이동성 집합의 원소 수는 한 개이며,  $NextCount$ 의 값도 이 원소가 된다. 그러나, 그림 5-b와 같이  $PrevBSID$ 가 두 개인 때, 이동성 집합의 원소 수는 두 개다. 이 때, 클라이언트가  $P\_ID_1(P\_ID_2)$ 을 거쳐  $C\_ID_1$ 에 위치하고 있는 경우, 과거에  $N\_ID_1$ 과  $N\_ID_2$ 로 이동한  $NextCount$ , 즉 가중치는 각각 80, 10(5, 45)이다.

클라이언트가 이동성 집합에 없는  $PrevBSID$ 를 거쳐  $CurrBSID$ 에 위치할 경우,  $CurrBSID$ 의 BS는 이  $PrevBSID$ 와 관련된 원소를 이동성 집합에 추가한다.

클라이언트가 셀에게 신규 호를 요청하면, 그림 6과 같이 이 클라이언트의  $PrevBSID$ 는 존재하지 않는다. 이러한 경우에는  $PrevBSID$ 를  $P\_ID_{no}$ 로 정의하고 가중치를 이동성 집합에 포함시킨다.

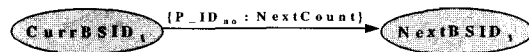


그림 6 이동성 그래프 및 가중치 :  $PrevBSID$ 가 존재하지 않는 경우

이와 같이, 이동성 집합의 원소 수는 관련  $PrevBSID$ 의 수와 동일하거나 또는  $P\_ID_{no}$ 로 인해 한 개 더 많을 수 있다. 또한, 셀의  $PrevBSID$ 의 최대 수는 6개이므로, 이동성 집합의 최대 원소 수는  $P\_ID_{no}$ 를 포

함하여 7개다.

이동성 그래프에서 의해 사용되는 저장 공간 (*Mobility\_Graph<sub>space</sub>*)은 식 (1)과 같다.

$$Mobility\_Graph_{space} = (N \times NodeSize) + (E \times ESize) \quad (1)$$

*N*은 노드의 개수를 나타내며, *NodeSize*는 노드를 저장하는데 필요한 공간이다. 또한, *E*는 이동성 그래프에서 에지의 수를 나타내며, *ESize*는 포인터, 이동성 집합으로 구성된 에지를 저장하는데 필요한 공간이다.

*N*은 실제로 클라이언트가 과거에 방문한 셀의 수를 나타낸다. 일반적으로 클라이언트는 홈 네트워크 내에서 주로 작업하면서 이동하는 지역 이동성(local mobility)의 특성이 있으며, 실제로 클라이언트들이 홈 네트워크에서 작업할 확률이 약 85%이다[13]. 또한, 클라이언트가 방문하는 외부 네트워크의 수도 크게 제한적이다. 따라서, 노드를 저장하기 위한 공간은 크지 않을 뿐만 아니라 에지의 수도 그 만큼 적을 것으로 사료된다. 클라이언트가 한 셀에서 이동할 수 있는 모든 이웃 셀들의 수는 6개이므로, 한 노드의 최대 에지 개수는 6개이다. 클라이언트는 일반적으로 특정 목적지를 향해 이동하므로, 클라이언트의 이동 방향은 "random"이 아니다[14]. 따라서, 한 노드의 에지 개수는 대부분 6개 미만일 것이며, 이로 인해 에지를 저장할 공간도 적을 것이다. 또한, 본 논문은 이동성 그래프의 크기가 커지는 것을 방지하기 위해 이동성 확률이 낮은 노드를 이동성 그래프에서 삭제한다. 본 논문은 이동성 확률을 *MP<sub>min</sub>*라는 임계치를 설정하며, *MP<sub>min</sub>*보다 낮은 이동성 확률을 갖는 노드를 이동성 그래프에서 제거한다. 즉, *MP<sub>min</sub>*이 낮을수록 이동성 그래프의 크기가 커지는 반면, *MP<sub>min</sub>*이 커질수록 이동성 그래프의 크기가 작아지게 된다. 따라서, *MP<sub>min</sub>*을 통해 이동성 그래프의 크기를 조절할 수 있다. 일반적으로, 시스템 자원(예: 메모리)이 충분할 경우에는 *MP<sub>min</sub>*의 값을 낮게 설정한 반면 그렇지 않을 경우에는 높게 설정한다.

**3.2 이동성 그래프를 기반으로 한 이동성 확률**

본 논문은 이동성 그래프를 이용하여 클라이언트가 특정 셀에 이동할 확률(MP : Mobility Probability)을 구한다. 식 (2)는 이전 셀이 *p*인 클라이언트 *x*가 셀 *i* 영역에서 셀 *j* 영역으로 이동할 확률을 나타내며, 이 확률을 이용하여 클라이언트가 현재 셀에서 어느 셀로 이동할 것인지를 예측할 수 있다. 단, *p, i, j*는 각각 클라이언트의 *PrevBSID, CurrBSID, NextBSID*를 나타낸다. 또한, *PrevBSID*와 *CurrBSID*가 각각 *p, i*일 때, *N<sup>x</sup><sub>p,i,k</sub>* (*k=1, 2, ..., n*)는 클라이언트 *x*의 *NextBSID* 중 하나이다.

$$MP_{p,i,j}^x = \frac{NextCount\ of\ N_{p,i,j}^x}{\sum_{k=1}^n NextCount\ of\ N_{p,i,k}^x} \quad (\text{단, } p \neq i \neq j) \quad (2)$$

“ $\sum_{k=1}^n NextCount\ of\ N_{p,i,k}^x$ ”는 *PrevBSID*가 *p*인 클라이언트 *x*가 셀 *i*에서 다른 셀들로 이동한 총 회수 (*NextCount*)를 나타낸다.

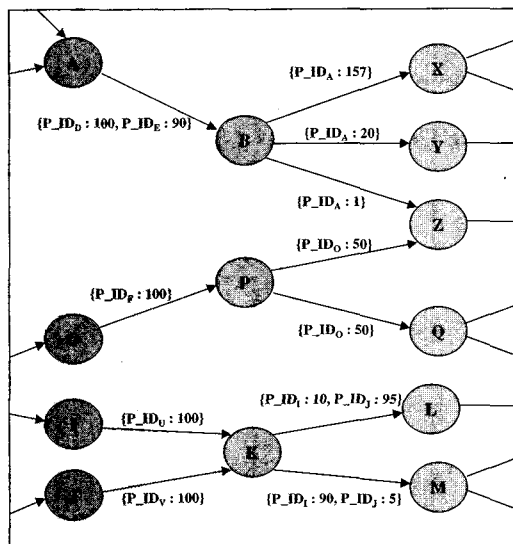


그림 7 이동성 그래프의 예

그림 7은 이동성 그래프의 예를 나타낸 것이다. 클라이언트가 다른 셀로 이동할 때마다, 이동성 확률에 사용되는 *PrevBSID, CurrBSID, NextBSID*가 변경되며, 이에 따라 *NextCount* 값도 바뀐다. 클라이언트의 *PrevBSID*가 *A*이며 *CurrBSID*가 *B*일 때, 그림 7을 통해 클라이언트가 과거에 이동한 *NextBSID*는 *X, Y* 그리고 *Z*임을 알 수 있다. 이와 같이, *NextBSID*는 여러 개가 존재할 수 있다. 이전(previous) 셀이 *A*인 클라이언트가 현재 셀 *B*에 상주한다고 가정할 때, 셀 *X*로 이동할 확률은 약 0.88(157/178), 셀 *Y*로 이동할 확률은 0.11 그리고 셀 *Z*로 이동할 확률은 0.01임을 알 수 있다. 따라서, 클라이언트가 셀 *B*에서 셀 *X*로 이동할 확률이 가장 높음을 알 수 있다.

셀 *O*를 거쳐 클라이언트가 셀 *P*에 위치하고 있을 때, 이 클라이언트가 과거에 이동한 셀은 셀 *Z, Q*이다. 이 클라이언트가 셀 *O*에서 셀 *Z* 또는 셀 *Q*로의 이동성 확률은 모두 0.5(50/100)이다. 따라서, 클라이언트가 전체 이웃 셀들 중에서 셀 *Q* 또는 셀 *Z*로 이동할 확률이 높음을 알 수 있다.

클라이언트의 *PrevBSID*와 *CurrBSID*가 각각 셀 *I*와 셀 *K*일 때, 그림 7을 통해 클라이언트가 이동한 셀은 셀 *L*과 셀 *M*이다. 이 때, 클라이언트가 셀 *K*에서 셀 *L*로 이동할 확률은 0.1(10/100), 셀 *M*으로 이동할 확률은 0.9(90/100)임을 알 수 있다. 따라서, 클라이언트가 셀 *M*으로 이동할 확률이 가장 높음을 알 수 있다. 그러나, *PrevBSID*가 셀 *J*일 때, 클라이언트가 셀 *K*에서 셀 *L*로 이동할 확률은 0.95(95/100), 셀 *M*으로 이동할 확률은 0.05(5/100)이므로, 이 클라이언트는 셀 *L*로 이동할 확률이 높다.

이와 같이, 이동성 확률값은 다양하게 나타날 수 있기 때문에 본 논문에서는 TMP(Threshold of Mobility Probability)라는 임계치를 설정하며, 클라이언트의 MP가 TMP 이상과 이하인 경우로 구분하여 별도의 대역폭 예약(단, TMP는 0.8로 가정<sup>1)</sup>)을 수행한다. 예약된 대역폭의 크기를 추정하는 방법은 3.3절에서 기술한다.

### 3.3.2 계층 셀 구조

BS는 클라이언트에게 QoS를 지속적으로 지원하기 위해 핸드-오프될 셀에서 이 클라이언트를 위한 대역폭을 예약한다. 그러나, 클라이언트가 셀에 장기간 체류한 후 다음 셀로 이동할 경우, BS의 대역폭 예약으로 인하여 귀중한 네트워크 자원이 낭비될 수 있다. 이러한 낭비를 줄이기 위해, 본 논문에서는 그림 8과 같은 2-계층 셀 구조를 제안한다.

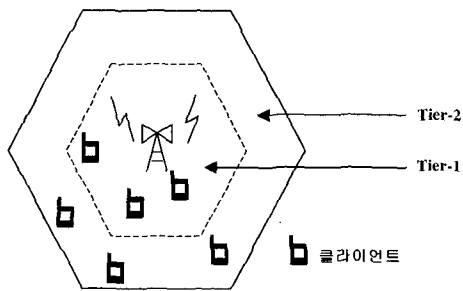


그림 8 2-계층 셀 구조

BS는 클라이언트의 위치를 추적하기 위해 비컨(beacon) 메시지를 자신의 셀 영역에 전파한다. 이 때, BS와 클라이언트간 전파 거리가 멀어질수록 전파의 세기(signal strength)는 약해진다[15]. 2-계층 셀 구조는 클라이언트가 현재 셀의 BS로부터 거리가 멀어지면 전

파의 세기가 약해진다는 특성을 이용한 것이다. 전파의 세기가 약해짐에 따른 전송 오류율을 임계치로 설정하여, 임계치 이하인 경우는 “Tier-1”, 임계치 이상인 경우는 “Tier-2”로 분류한다. 예를 들어, BS의 평균 신호 세기(average signal strength)에 대한 전송 오류율을 Tier-1과 Tier-2간 임계치로 설정할 수 있다. 따라서, BS와 클라이언트간 평균 신호 세기보다 낮은 경우는 Tier-2, 높은 경우는 Tier-1에 클라이언트가 존재한다.

셀 내부에 있는 클라이언트가 BS와 통신을 할 때 빌딩과 같은 장애물이 있을 경우, 양자간 전송 오류율이 내부에 상주하고 있는 클라이언트와 BS간 전송 오류율보다 높아질 수 있다. 이러한 예외적인 상황이 발생함에도 불구하고 본 논문이 셀을 2 계층으로 구분한 이유는 각 셀에 상주하고 있는 클라이언트들을 위해 대역폭 예약을 할 때, 이들의 수를 줄일 수 있기 때문이다. 즉, 다른 관련 메커니즘은 셀 전체에 있는 클라이언트들을 대상으로 대역폭 예약을 수행하는 반면, 본 논문은 단지 셀 외부에 있는 클라이언트들을 대상으로 수행한다. 일반적으로, 셀의 전체 클라이언트들이 특정 시간동안 다른 셀로 핸드-오프할 확률은 매우 낮으므로, 핸드-오프된 클라이언트들을 위해서만 대역폭 예약을 수행해야 한다. 따라서, 본 논문은 확률적으로 핸드-오프될 가능성이 높은 클라이언트들과 낮은 클라이언트들을 구분하기 위해 2 계층 셀 구조를 이용한다. 본 논문은 상기에서 언급한 예외적인 경우가 발생하더라도 다른 메커니즘들보다 대역폭 예약 대상의 수를 줄일 수 있기 때문에 보다 정확한 대역폭 예약의 크기를 산출할 수 있다. 더욱이, 계층 셀 모델을 기반으로 한 논문들도 셀 내부에 상주하고 있는 클라이언트의 전송 오류율이 셀 외부의 클라이언트보다 낮다는 가정하에서 논문을 기술하였다[15][16].

### 3.4 예약할 대역폭의 크기 추정

이동 컴퓨팅 환경에서 QoS에 관한 가장 핵심적인 이슈는 클라이언트가 가용할 수 있는 대역폭이 부족한 셀로 핸드-오프 하더라도 이 클라이언트에게 QoS를 지속적으로 지원하는 것이다. 이에 따라, 셀의 BS는 핸드-오프 호 종료율을 0으로 하기 위해 각 호가 이동할 셀에 대해 대역폭을 예약(per-call reservation)해야 한다. 그러나, 이러한 예약은 호가 방문할 모든 셀들에 대해 수행되므로 대역폭 낭비를 초래하며, 이로 인해 신규 호의 블록킹률이 커진다는 문제가 있다. 또한, 클라이언트가 미래에 방문할 모든 셀들을 파악하는 것은 매우 어렵다. 따라서, BS가 현실적으로 핸드-오프 호 종료율을 0으로 하는 것은 불가능하다.

1) 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 이동 예측 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 TMP(= 0.8)를 높게 설정하였다[5].

본 논문은 핸드-오프 종료율을 특정 임계치( $CBP_{target}$ )보다 낮게 유지하기 위한 대역폭 예약 메커니즘을 제안한다. 각 셀은 특정 시간 간격<sup>2)</sup>( $T_{interval}$ ) 동안 핸드-오프될 호들을 위해 이웃 셀들에게 대역폭을 예약한다. 이 때, 가장 중요한 문제는 핸드-오프될 호들을 위한 예약 대역폭의 크기를 추정(estimation)하는 것이다. 예를 들어, 예약 대역폭의 크기가 실제로 핸드-오프 호들이 필요로 하는 것보다 많을 경우에는 핸드-오프 호 종료율은 낮지만, 신규 호 블로킹은 커진다. 반면, 적을 경우에는 핸드-오프 호 종료율은 높지만, 신규 호 블로킹은 낮아진다. 본 논문은 클라이언트의 이동성 그래프를 기반으로 한 이동성 확률에 따라 적절한 대역폭의 크기를 추정하며, 이를 예약한다. 또한, 핸드-오프 종료율이  $CBP_{target}$ 보다 높을 경우, 예약될 대역폭의 크기를 증가시킨다. 따라서, 핸드-오프 종료율이  $CBP_{target}$ 보다 낮게 유지하기 위해 예약 대역폭의 크기를 조정한다.

본 논문은 클라이언트가 사용하는 트래픽을 Class I 과 Class II로 구분하며, "Tier-2" 영역에 존재하면서 Class I 호를 갖는 클라이언트의 핸드-오프를 위해 대역폭 예약을 수행한다. 또한, 위치 예측의 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 공유 풀(common pool)과 QoS 범위 기법을 이용한다. 여기서 공유 풀이란 바로 핸드-오프될 Class I 호들이 함께 사용할 수 있도록 예약된 대역폭이다. 따라서, Class I 호가 예약한 셀이 아닌 다른 셀로 이동하고 이 셀에서 이 호를 위한 대역폭을 지원할 수 있다면, 이 호는 종료되지 않는다. 본 논문은 클라이언트가 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭을 조정하기 위하여 BS와 초기 QoS 협상을 할 때 최고 수준의 QoS와 최저 수준의 QoS를 결정하는 QoS 범위 기법을 제공한다. 최고 수준의 QoS는  $b^{max}$ 의 대역폭이 요구되며, 최저 수준의 QoS는  $b^{min}$ 의 대역폭이 필요하다고 가정한다. BS가 핸드-오프된 호의 현재 QoS를 지원할 수 없으면, 현재 자원 상태에 따라 미리 협상한 범위안의 QoS를 적응성있게 재조정한다.

셀 내에서 핸드-오프될 클라이언트의 호가 종료되는 것을 방지하기 위해 본 논문에서는 셀 A의 대역폭이 3 부분으로 구성되었다고 가정하였다.

$$C_{A,d}^i = C_{A,bs} - C_{A,e}^i - C_{A,h}^i \quad (3)$$

시간  $t$ 에서  $C_{A,e}^i$ 와  $C_{A,h}^i$ 는 각각 셀 A에서 위치하고 있는 클라이언트들이 사용하고 있는 대역폭의 합과 셀

A로 핸드-오프될 클라이언트들이 예약한 대역폭의 합을 나타낸다.  $C_{A,bs}$ 는 셀 A의 전체 대역폭<sup>3)</sup>을 나타낸다. 식 (3)을 이용하여 계산된  $C_{A,d}^i$ 는 다음과 같은 상황에서 사용되며, i, ii, iii순으로 우선 순위가 부여된다.

- i. 대역폭을 예약하지 않은 클라이언트들이 셀 A로 핸드-오프됨에 따라  $C_{A,h}$ 가 부족할 때
- ii. 셀 A에서 신규 호가 요청될 때
- iii. 셀 A에서 기존 호들이 QoS 갱신(upgrade)을 요청할 때

셀 A에 상주하고 있는 클라이언트의 집합을  $I$ 이라고 가정할 때, 대역폭  $C_{A,e}^i$ 의 크기는 식 (4)와 같다.

$$C_{A,e}^i = \sum_{a \in I} b_a^{current} \quad (4)$$

$b_a^{current}$ 는 셀 A에 상주하고 있는 클라이언트  $a$ 가 현재 사용하고 있는 대역폭을 나타낸다. 각 셀의 BS는  $[T_0 + T_{interval}]$  동안 자신의 "Tier-2"에 위치한 클라이언트들의 핸드-오프를 지원하기 위해 이웃 BS들에게 대역폭 예약을 요청한다.  $T_0$ 는 현재 시간을 나타낸다. 이러한 대역폭 예약은  $T_{interval}$ 이 경과할 때마다 수행된다. 본 논문에서는 클라이언트의 MP가 TMP 이상인 경우와 이하인 경우를 구분하여 대역폭을 예약한다. 본 논문의 대역폭 예약은 식 (5)를 통해 셀 A에서 셀  $N_1$ 으로 핸드-오프될 호들을 위해 예약할 대역폭의 크기( $R_{A, N_1}$ )를 추정할 수 있다.

$$R_{A, N_1} = w \times \left( \sum_{i \in hc_{up}} b_i^{current} + \sum_{j \in hc_{down}} b_j^{current} \times MP_{A, N_1}^j + \sum_{k \in hc_{random}} b_k^{current} \times 1/6 \right) \quad (5)$$

셀  $N_1$ 은 셀 A의 이웃 셀들 중 하나이며,  $b_{hc}^{current}$ 는 클라이언트  $hc$ 가 현재 사용하고 있는 대역폭의 크기이고,  $MP_{A, N_1}^k$ 는  $hc$ 가 셀 A에서 셀  $N_1$ 으로 이동할 확률을 나타낸다. 또한,  $hc_{up}(hc_{down})$ ,  $hc_{random}$ 은 각각 셀 A에서 셀  $N_1$ 으로 이동할 확률이 TMP 이상(이하)인 클라이언트들의 집합과 셀 A를 처음 방문하였기 때문에 MPP에 이동 패턴이 아직 저장되지 않은 클라이언트들의 집합을 나타낸다.

셀 A의 BS는 이웃 셀인  $N_1$ 에게 예약할 대역폭 크기  $R$ 을 통보한다.  $R_{A, N_1}$ 은 1) TMP 이상인 MP를 갖는  $hc_{up}$ 을 위해 예약된 대역폭, 2) TMP 이하인 MP를 갖는  $hc_{down}$ 을 위해 예약된 대역폭 그리고 3) 셀 A에 방문한 적이 없는  $hc_{random}$ 을 위해 예약된 대역폭의 합을 나타낸다.

2)  $T_{interval}$ 이 짧을수록 보다 정확한 대역폭 크기를 예측할 수 있으나, 대역폭 예약으로 인한 제어 트래픽에 의해 발생하는 네트워크 오버헤드가 그 만큼 커지게 된다[6][7].

3) 본 논문에서 각 셀의 전체 대역폭은 30Mbps임을 가정한다.



대역폭 할에  $w$ 의 가중치를 곱한 이유는 셀  $A$ 의 “Tier-2”에 위치하고 있는 Class I 호 전체가  $T_{interval}$  동안에 셀  $N_1$ 으로 핸드-오프될 가능성이 적기 때문이다. 즉, 셀  $A$ 의 호가 셀에서 서비스를 종료하거나, 다른 셀로 핸드-오프하지 않고 계속 셀  $A$ 에서 상주할 수 있으므로, 셀  $A$ 의 Class I 호 모두가  $T_{interval}$ 안에 다른 셀로 핸드-오프되지 않는다.  $w$ 는 [5]에서 제시한 핸드-오프 호 블록킹률과 대역폭 이용률을 이용하여 조절된다. 즉,  $T_{interval}$  동안 핸드-오프 종료율이  $CBP_{target}$  보다 높을 경우에는  $w$ 를 증가시켜 예약 대역폭의 크기를 증가시킨다. 또한, 핸드-오프 종료율이 0이며 예약 대역폭 이용률이 낮은 경우  $w$ 를 감소시키지만, 예약 대역폭 이용률이 높은 경우에는 이를 증가시킨다.

$b_j^{current}$ 와  $b_k^{current}$ 에 MP와  $1/6^4$ 을 곱한 이유는 클라이언트가 셀  $A$ 에서 셀  $N_1$ 으로 이동할 확률에 따라 예약할 대역폭의 크기를 조절하기 위함이다. 클라이언트의 MP가 TMP 이상인 경우, 실제 MP에 관계없이 MP를 1로 설정한다. 따라서, 본 논문의 대역폭 예약은  $h_{Cdown}$ 과  $h_{Crandom}$ 보다  $h_{Cup}$ 을 위해 더 많은 대역폭을 셀  $N_1$ 에서 예약한다. 이와 같이, 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 각 클라이언트의 이동 확률에 따라 대역폭의 크기를 다르게 예약함으로써 예약 크기를 적응적으로 조정할 수 있다.

셀  $A$ 는 셀  $N_1$ 에 대한 대역폭 예약 과정을 나머지 전체 이웃 셀들에 대해서도 수행한다.

### 3.5 대역폭 예약

셀  $A$ 의 BS는 시간  $t$ 에서 식 (6)을 이용하여 각 이웃 셀들로부터 자신에게 핸드-오프될 클라이언트들을 위해 대역폭을 예약한다. 단,  $N_i(i=1, \dots, 6)$ 는 셀  $A$ 의 이웃 셀들을 나타낸다.

$$C_{A,h}^t = \sum_{i=1}^6 R_{N_i,A} \quad (6)$$

셀  $A$ 의 BS는 대역폭을 예약하기 위해 먼저 현재 이용 가능한 대역폭( $C_{A,available} = C_{A,tot} - C_{A,e}$ )과  $C_{A,h}$ 를 비교한다. 셀  $A$ 의 BS는  $C_{A,available}$ 이  $C_{A,h}$ 보다 클 경우에는  $C_{A,h}$  만큼의 대역폭을 예약한다. 그렇지 않을 경우에는 부족한 대역폭 예약 공간을 확보하기 위해 셀  $A$ 에서 Class II가 사용하고 있는 대역폭의 일부분을 강제로 회수(reclaim)한다. Class II는 지연에 민감하지 않는 서비스이므로 대역폭의 일부분을  $C_{A,h}$ 에 반환하더라도 QoS에 그다지 많은 영향을 받지 않는다. 또한,

4) 이동 컴퓨팅 환경은 일반적으로 육각형 셀로 구성되어 있다. 따라서, 한 셀의 이웃 셀은 6개이므로, 한 셀에서 다른 셀로 갈 확률은  $1/6$ 이다.

Class II의 대역폭을 반환받더라도 대역폭 예약 공간이 부족한 경우, Class I의 대역폭 일부분도 반환받을 수 있도록 하였다. Class I 호를 요청하는 클라이언트는 BS와 처음 QoS를 협상할 때, 다음과 같은 세 종류의 Class I 중에서 하나를 선택한다.

▶ “Best-effort” : 현재 셀이 최소한  $b^{min}$ 을 지원할 수 있을 때, “Best-effort” 호는 종료되지 않고  $b^{min}$ 과  $b^{max}$  사이의 QoS를 제공받는다. 셀에서  $C_{A,available}$ 이 부족한 경우, 현재 사용하고 있는 이 호의 대역폭 일부분이 회수된다. “Best-effort” 호가 셀에 핸드-오프되면, 이 셀의 BS는  $C_{A,h}$ 의 크기에 따라 이 호의 현재 QoS를 지원하거나 또는 미리 정의된 QoS 범위내에서 재조정한다. 대역폭의 일부분이 강제로 회수될 수 있으므로 이 호의 QoS는 현재 셀 내에서 보장받을 수 없다.

▶ “Guarantee” : BS와 초기에 QoS를 협상할 때 할당 받는 대역폭( $b^{current}$ )을 서비스가 종료될 때까지 제공 받는다. “Guarantee” 호가 핸드-오프되고, 셀에서 이 호의  $b^{current}$ 를 지원할 수 없으면 이 호는 종료된다. “Guarantee” 호는  $C_{A,available}$ 이 부족하더라도 현재 사용하고 있는 대역폭의 일부분이 회수되지 않는다.

▶ “Dynamic-guarantee” : “Best-effort”와 마찬가지로 현재 셀이 최소한  $b^{min}$ 을 지원할 경우 “Dynamic-guarantee” 호는  $b^{min}$ 과  $b^{max}$  사이의 QoS를 제공받는다. “Dynamic-guarantee” 호가 핸드-오프되면, 셀은  $C_{A,h}$ 의 크기에 따라 이 호의 QoS를 지원하거나 미리 정의된 QoS 범위내에서 재조정한다. 그러나, 이 호는 셀에서  $C_{A,available}$ 이 부족하더라도, 현재 사용하고 있는 대역폭이 회수되지 않는다. 일단 조정된 QoS는 현재 셀 내에서 보장되며, 호 격상(upgrade)시 “Best-effort”보다 우선 순위를 갖는다.

“Guarantee” 형태의 Class I 호는 QoS 정책 중 고정 QoS 보장을 지원받는 반면 “Best-effort” 및 “Dynamic-guarantee” Class I 호는 연성 QoS 보장을 제공 받는다. 만약, 사용자가 대역폭 회수로 인해 QoS가 저하되는 것을 원하지 않을 경우 “Guarantee” 형태의 Class I 호를 사용하면 된다.

셀에서 실제로 예약되는 대역폭의 크기( $C_{A,h,req}$ )와  $C_{A,d}$ 는 그림 9와 같은 대역폭 예약 알고리즘을 통해 구할 수 있다. 단,  $C_{borrow1}$ 과  $C_{borrow2}$ 는 각각 셀  $A$ 의 Class II와 “Best-effort” Class I호로부터 회수된 대역폭을 나타낸다.

$C_{A,available}$ 이  $C_{A,h}$ 보다 크면  $C_{A,h}$  크기의 대역폭이 예약되지만,  $C_{A,h}$ 보다 작으면 먼저 Class II 호에게

할당된 대역폭이 회수되어야 한다. Class II 호의 대역폭을 회수하더라도  $C_{A,available}$ 이  $C_{A,h}$ 보다 적으면 "Best-effort" 호의 대역폭도 회수해야 한다. 그러나, Class II와 "Best-effort" 호의 대역폭을 회수해도  $C_{A,h}$ 가  $C_{A,available}$ 보다 클 경우에는 단지  $C_{A,available}$ ,  $C_{borrow1}$  그리고  $C_{borrow2}$ 를 합한 크기의 대역폭만을 예약한다.

```

bandwidth_reservation( ) {
  Input :  $C_{A, available}$ ,  $C_{A,h}$ 
  Output :  $C_{A,h,re}$ ,  $C_{A,d}$ 
  if( $C_{A, available} \geq C_{A,h}$ ) {
     $C_{A,h,re} = C_{A,h}$ 
     $C_{A,d} = C_{A, available} - C_{A,h}$ 
  }
  else if( $C_{A, available} + C_{borrow1} \geq C_{A,h}$ ) {
     $C_{A,h,re} = C_{A,h}$ 
     $C_{A,d} = C_{A, available} + C_{borrow1} - C_{A,h}$ 
  }
  else if( $C_{A, available} + C_{borrow1} + C_{borrow2} \geq C_{A,h}$ ) {
     $C_{A,h,re} = C_{A,h}$ 
     $C_{A,d} = C_{A, available} + C_{borrow1} + C_{borrow2} - C_{A,h}$ 
  }
  else {
     $C_{A,h,re} = C_{A, available} + C_{borrow1} + C_{borrow2}$ 
     $C_{A,d} = 0$ 
  }
}

```

그림 9 대역폭 예약 알고리즘

## 4. 호 수락 제어 메커니즘

### 4.1 호 수락 테스트

대역폭 예약 후 신규 호에 대한 호 수락 테스트가 필요하다. 본 절에서는 기존 호 수락 테스트와 본 논문에서 제시한 호 수락 테스트를 기술한다.

#### 4.1.1 CAT1

$b^{new}$ 가 셀 A에서 요청한 신규 호의 대역폭을 나타낸다고 가정할 경우, 신규 호는 단지  $C_{A,d} \geq b^{new}$ 이면 수락된다[17]. 이와 같이 간단한 호 수락 제어 기법(CAT1)에서는 신규 호가 필요한 대역폭이 현재 셀 A의  $C_{A,d}$ 보다 크기만 하면 호가 수락되므로,  $C_{A,d}$ 는 기존 호들에 의해 점점 줄어들게 된다. 각 셀마다 CAT1을 통해 신규 호가 수락된다면, 궁극적으로 대역폭 예약에 필요한 공간이 부족하게 되어 대역폭 예약 알고리즘을 통해 산출된 대역폭을 예약할 수 없다. 따라서, 각 셀은 이러한 신규 호들의 증가로 인해 이웃 셀들로부터 핸드-오프될 호들을 위해 예약할 대역폭이 부족하게 됨으로 대역폭 예약 자체가 무의미하다. 더욱이, 이러한 신규 호들이 다른 셀로 이동하면 핸드-오프 종료율이 급격히 증가하게 될 것이다. 이는 각 셀이 이웃 셀들의 자원 상태에

관계없이 신규 호를 수락하며, 수락된 호들이 예약된 대역폭이 충분하지 않는 셀로 핸드-오프되기 때문이다.

#### 4.1.2 CAT2

CAT1의 문제점을 해결하기 위해, 호 수락 테스트(CAT2)는 호의 현재 셀 A의  $C_{A,d}$ 뿐만 아니라 전체 이웃 셀들의  $C_{neighbor,d}$ 를 조사해야 한다. 셀 A에서 신규 호의 CAT2는 그림 10과 같이 진행된다[5]. 단, ANC (All Neighboring Cells)는 셀 A의 전체 이웃 셀들의 집합이며, "neighbor"는 셀 A의 이웃 셀들 중 하나이다. 또한, TEST는 호의 수락 여부를 나타내는 변수이다.

```

if ( $C_{A,d} - b^{new} \geq 0$ ) {
  TEST = True;
  for ( $neighbor \in ANC$ ) {
    if ( $C_{neighbor,d} - b^{new} < 0$ ) {
      drop a new call;
      TEST = False;
      break;
    }
  }
  if (TEST == True)
    accept a new call;
}
else
  drop a new call;

```

그림 10 CAT2의 호 수락 과정

셀 A의 BS는 전체 이웃 셀들의  $C_{neighbor,d}$ 와  $C_{A,d}$ 가 신규 호의  $b^{new}$ 보다 크면 신규 호를 수락한다. 그러나, 이 기법은 신규 호의 호 수락 요청이 있을 때마다 호의 현재 셀 A의  $C_{A,d}$ 와 전체 이웃 셀들의  $C_{neighbor,d}$ 의 크기를 산출해야 한다. 또한, 신규 호의 현재 셀은 전체 이웃 셀들의  $C_{neighbor,d}$ 의 크기 정보를 획득해야 하는데, 이로 인하여 네트워크 과부하가 발생할 수 있다.

#### 4.1.3 CAT3

신규 호의 모든 이웃 셀에 대해 호 수락 테스트를 수행하는 것은 핸드-오프 호 종료율을 낮출 수 있으나 이웃 셀들의 가용할 수 있는 대역폭 크기를 산출하기 위한 계산 오버헤드와 각 BS간 산출된 대역폭 크기의 정보를 전송하기 위한 네트워크 오버헤드를 초래하는 원인이 된다. 실제로, CAT2와 같은 엄격한 호 수락 테스트는 단지 네트워크가 혼잡할 경우에만 수행되는 것이 효율적이다. 이는 네트워크가 혼잡하지 않을 때 CAT2와 같은 엄격한 호 수락 테스트를 수행하는 것이 필요하지 않으며, 오히려 CAT1을 수행하는 것이 보다 효율적이기 때문이다. 이를 위해, 본 논문에서는 네트워크 상태가 혼잡하지 않는 셀을 호 수락 테스트에서 제외하는 알고리즘을 제안한다.

본 논문에서 대역폭 예약시 BS는 각 이웃 셀에 대해 추정된 대역폭을 예약한다. 이 때, 전체 이웃 셀들 중에서 추정된 대역폭을 전부 예약할 수 있는 셀과 그렇지 못한 셀이 존재한다. 전자는 네트워크가 혼잡하지 않는 셀인 반면 후자는 네트워크가 혼잡한 셀임을 의미한다. 따라서, 본 논문은 대역폭 예약을 할 때마다 각 BS의 이웃 셀들에 대해 요청한 추정된 대역폭을 전부 예약할 수 있는 셀들을 결정하며, 이들은 호 수락 테스트에서 제외된다. 셀 A에서 신규 호의 CAT3은 그림 11과 같이 진행된다. 단, NFNC(Not Fully reserved Neighboring-Cells)는 셀 A의 전체 이웃 셀들 중에서 추정된 대역폭을 전부 예약하지 못한 셀들의 집합이다. 또한, "next<sub>1</sub>"은 셀 A의 NFNC 집합 중 하나이다.

```

if (CA,d - bnew ≥ 0) {
    TEST = True;
    for (next1 ∈ NFNC) {
        if (Cnext1,d - bnew < 0) {
            drop a new call;
            TEST = False;
            break;
        }
    }
    if (TEST == True)
        accept a new call;
}
else
    drop a new call;
    
```

그림 11 CAT3의 호 수락 과정

4.1.4 CAT4

본 논문에서는 BS가 클라이언트의 이동성 그래프를 이용하여 예측된 셀(들)에만 C<sub>next<sub>2</sub>,d</sub>를 요청하는 호 수락 테스트(CAT4)를 제안한다. "next<sub>2</sub>"는 클라이언트의 MPP를 이용하여 예측된 셀을 나타낸다. 만약 TMP를 0.8로 설정하면, TMP 이상의 이동 확률을 가진 클라이언트(h<sub>Cup</sub>)가 이동 가능한 셀은 1개이며, TMP 이하인 클라이언트(h<sub>Cdown</sub>)는 2~6개 사이이며, 셀을 처음 방문한 클라이언트(h<sub>crandom</sub>)는 6개이다. 예를 들어, 그림 7과 같이 이전 셀이 A인 클라이언트가 현재 셀 B에 상주하고 있으며, 이 클라이언트의 다음 셀 중에서 NextBSID가 TMP 이상인 셀 X가 존재할 경우, 클라이언트가 이동 가능한 셀은 1개이며, CAT4는 셀 A의 전체 이웃 셀들 중에서 셀 X에 대해서만 수행된다. 반면, 이전 셀이 O인 클라이언트가 셀 P에 위치하고 있을 때, 이 클라이언트의 다음 셀 중에서 NextBSID가 TMP 이상인 셀이 존재하지 않는다. 이와 같이, 임의의 클라이언트에 대해 TMP 이상인 NextBSID가 존재하지 않는 경우,

CAT4는 클라이언트가 이동한 적이 있는 모든 NextBSID들에 대해 수행된다. 따라서, 이 클라이언트가 이동 가능한 셀은 2개(셀 I와 셀 J)이며, CAT4는 셀 P의 전체 이웃 셀들 중 셀 I와 셀 J에 대해 수행된다. 만약 클라이언트가 셀 A를 처음 방문하였다면, CAT4는 셀 A의 전체 이웃 셀들에 대해 수행된다.

셀 A에서 신규 호의 CAT4는 그림 12와 같이 진행된다. 이 때, 셀 A의 BS는 클라이언트가 이동할 PNC(Predicted Next-Cell)의 C<sub>next<sub>2</sub>,d</sub>와 C<sub>A,d</sub>가 신규 호의 b<sup>new</sup>보다 크면 신규 호를 수락한다. 단, PNC는 클라이언트의 MPP를 통해 획득된 "예측된 다음-셀"의 집합을 나타낸다.

```

if (CA,d - bnew ≥ 0) {
    TEST = True;
    for(next2 ∈ PNC) {
        if (Cnext2,d - bnew < 0) {
            drop a new call;
            TEST = False;
            break;
        }
    }
    if (TEST == True)
        accept a new call;
}
else
    drop a new call;
    
```

그림 12 CAT4의 호 수락 과정

4.1.5 CAT5

마지막으로 제안된 호 수락 테스트는 CAT3와 CAT4를 혼합한 기법이다. 이 기법은 호의 NFNC와 PNC의 교집합과 현재 셀에서 호 수락 테스트(CAT5)를 수행하며, 이 셀들 중에서 한 셀이라도 호 수락 테스트가 실패하면 이 호를 블록킹시킨다. 셀 A에서 신규 호의 CAT5는 그림 13과 같이 진행된다. 단, "next<sub>3</sub>"는 셀 A의 PNC와 NFNC의 교집합 중 하나이다.

```

if (CA,d - bnew ≥ 0) {
    TEST = True;
    for (next3 ∈ (PNC ∩ NFNC)) {
        if (Cnext3,d - bnew < 0) {
            drop a new call;
            TEST = False;
            break;
        }
    }
    if (TEST == True)
        accept a new call;
}
else
    drop a new call;
    
```

그림 13 CAT5의 호 수락 과정

본 논문에서 제시한 호 수락 제어 기법은 신규 호의 호 수락 요청이 있을 때마다 이 호의 현재 셀과 호 수락 테스트를 위해 예측된 이웃 셀들(NFNC, PNC 또는 NFNC와 PNC의 교집합)에 대해서만 가용할 수 있는 대역폭의 크기를 산출하므로 계산 오버헤드를 크게 줄일 수 있다. 또한, 신규 호의 현재 셀은 단지 예측된 이웃 셀들의 대역폭 정보만을 요청하므로, 본 기법은 CAT2 기법에 비해 네트워크 과부하를 크게 줄일 수 있다.

#### 4.2 호 수락 제어 알고리즘

클라이언트의 호가 핸드-오프되었을 때, 그림 14와 같은 알고리즘을 이용하여 셀 A의 BS는 지속적인 QoS를 클라이언트에게 지원한다.

```

hand-off_call{
  /*  $b^{current}$  is the amount of bandwidth assigned to a
  hand-off call */
  Input :  $b^{current}$  of hand-off call
  Output : accept or drop the call
  if (Class I) {
    if (Guarantee) {
      if ( $b^{current} \leq C_{A,h} + C_{A,d}$ ) {
        accept the call;
        allocate  $b^{current}$ 
      }
      else
        drop the call;
    }
    else /* dynamic guarantee or best effort */
      if ( $b^{current} \leq C_{A,h} + C_{A,d}$ ) {
        accept the call;
        allocate  $b^{current}$ 
      }
      else if ( $b^{min} \leq C_{A,h} + C_{A,d} < b^{current}$ ) {
        accept the call;
        allocate  $b^{readjusted}$  /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} < C_{A,h} + C_{A,d}$  */
      }
      else
        drop the call;
  }
  else /* Class II */
    if ( $C_{A,d} > 0$ ) {
      accept the call;
      allocate  $b^{readjusted}$  /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_{A,d}$  */
    }
    else
      drop the call;
}

```

그림 14 핸드-오프 호 수락 제어 알고리즘

핸드-오프 호의 호 수락 테스트는 이 호가 핸드-오프한 셀에 대해서만 수행된다. 이는 호가 핸드-오프한 셀에서 장기간 상주하거나 이 셀에서 서비스를 종료할 수

도 있기 때문이다. 따라서, 핸드-오프 호의 경우 CAT2보다 엄격한 호 수락 테스트(CAT3, CAT4, CAT5)를 수행하지 않으며, 이로 인해 핸드-오프 호가 강제로 종료되는 확률을 낮출 수 있다.

BS는  $C_{A,h}$ 와  $C_{A,d}$ 를 이용하여 핸드-오프된 호를 지원한다. "Guarantee" 형태의 Class I 호가 핸드-오프된 경우, BS는 이 호의 현재 대역폭인  $b^{current}$ 가  $C_{A,h}$ 와  $C_{A,d}$ 의 합보다 작을 경우에만 현재의 QoS를 지원하며, 그렇지 않을 경우에는 이 호를 종료시킨다. 반면, "Dynamic-guarantee" 또는 "Best-effort" 형태의 Class I 호가 핸드-오프된 경우, BS는 이 호의 현재 대역폭인  $b^{current}$ 가  $C_{A,h}$ 와  $C_{A,d}$ 를 합한 것보다 작을 경우에는 현재의 QoS를 지원하지 않으나, 클 경우에는  $b^{current}$ 에 가장 가까운 QoS(breadjusted)로 재조정된다. 만일 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 호의  $b^{min}$ 보다 적으면, 이 호는 종료된다. Class II 호가 핸드-오프된 경우, 이용할 수 있는 대역폭이 셀에 남아 있으면 호는 수락되지만, 그렇지 않으면 호는 종료된다.

셀 A에서 신규 호가 발생할 때, 그림 15와 같은 알고리즘을 이용하여 BS는 새로운 호를 지원한다.

```

new_call{
  Input : a new call
  Output : accept or block the call
  if (Class I) {
    if (call_admission_test(new call)) {
      accept the call;
      allocate  $b^{new}$ 
    }
    else
      block the call;
  }
  else /* Class II */ {
    if ( $C_{A,d} > 0$ ) {
      accept the call;
      allocate  $b^{readjusted}$  /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_{A,d}$  */
    }
    else
      block the call;
  }
}

call_admission_test {
  Input : Class I call
  Output : 1 or 0
  /*  $b^{new}$  is the required amount of bandwidth for Class I Call */
  for ( $next_2 \in PNC$ ) {
    if ( $C_{next_2,d} - b^{new} < 0$ ) /*  $b^{min} \leq b^{new} \leq C_{A,d}$  */
      return 0;
  }
  if ( $C_{A,d} - b^{new} \geq 0$ )
    return 1;
  else
    return 0;
}

```

그림 15 신규 호 수락 제어 알고리즘

그림 15의 호 수락 제어는 CAT4를 통해 신규 호의 호 수락 테스트를 수행한다<sup>5)</sup>. BS는  $C_{A,d}$ 를 이용하여 신규 호를 지원한다. 클라이언트가 Class I 호를 BS에게 요청할 때, BS는 먼저 CAT4를 수행하며, 만족한 경우에만 이 호를 수락한다. CAT4를 수행할 때, 신규 호가 요청한 대역폭( $b^{new}$ )이  $C_{A,d}$ 와 이 호가 이동할 PNC의  $C_{next2,d}$ 보다 작을 경우 요청한 QoS를 지원하지만, 클라이언트는 Class II 호를 요청하였을 경우 CAT4를 하지 않으며, 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 남아 있으면 이 호는 수락되지만, 대역폭이 없으면 블록킹된다.

### 5. 성능 평가

이 장에서는 본 논문에서 제안한 호 수락 제어 메커니즘과 5.1절에서 기술한 기존 호 수락 제어 메커니즘의 성능을 시뮬레이션을 통해 비교한다.

#### 5.1 기존 호 수락 제어 메커니즘

“NR-CAT2(No Reservation-CAT2)”는 멀티미디어 트래픽 지원을 위해 현재 셀룰러 시스템[17]을 확장한 메커니즘이며, 핸드-오프 호를 위해서 대역폭 예약을 수행하지 않는다. Class I 신규 호가 현재 셀과 전체 이웃 셀들에서 호 수락 테스트(CAT2)를 통과할 경우, 이 메커니즘은 신규 호를 수락하고, 그렇지 않을 경우에는 블록킹한다. Class II 신규 호의 경우, 요구된 대역폭이 사용 가능하면 이 호가 수락되지만, 그렇지 않을 경우에는 블록킹된다. 또한, Class I 핸드-오프 호가 요구하는 최소한의 대역폭이 사용 가능하면 이 호를 수락하지만, 그렇지 않을 경우에는 종료한다. Class II 핸드-오프 호인 경우, 가용 대역폭이 있으면 이 호를 수락하지만, 없을 경우에는 이 호를 종료한다. 이 메커니즘은 대역폭 예약을 하지 않으므로 대역폭 이용률이 높고 신규 호 블록킹률이 낮지만, 핸드-오프 호 종료율이 낮다는 단점이 있다.

“FR-CAT2(Fixed Reservation-CAT2)”는 핸드-오프 호를 위해 전체 대역폭 중 일부분을 예약하는 메커니즘[18]이며, 신규 호나 기존 호는 이 예약된 대역폭을 사용할 수 없다. Class I 신규 호의 경우, 이 메커니즘은 CAT2를 통과할 경우 이 호를 수락하지만, 그렇지 않을 경우에는 블록킹한다. Class II 신규 호의 경우, 이 메커니즘은 대역폭 예약 부분을 제외한 가용 대역폭이 존재하면 이 호를 수락하지만, 그렇지 않을 경우에는 블

록킹한다. Class I 핸드-오프 호가 요구한 최소한의 대역폭이 예약된 대역폭에서 사용 가능하면 이 호를 수락한다. Class II 핸드-오프 호는 예약 대역폭이 남아 있으면 수락되지만, 없으면 종료된다. 이 메커니즘은 일정한 크기의 대역폭을 예약하므로 핸드-오프 호 종료율은 낮지만, 신규 호 블록킹률은 높아진다. 또한, FR-CAT2 메커니즘은 고정된 크기의 대역폭을 예약하므로 네트워크 상황에 적응적으로 대처할 수 없다. 예를 들어, 핸드-오프 호가 필요로 하는 대역폭이 예약된 대역폭에 비해 적다면, 대역폭 이용률이 낮아진다.

“AR-CAT2(Adaptive Reservation-CAT2)”는 핸드-오프 호를 위해 예약 대역폭의 크기를 네트워크 상태에 따라 적응적으로 조정할 수 있는 메커니즘[5-7]이다. 이 메커니즘은 핸드-오프 종료율이 임계치(예 : 0.05)보다 높을 경우, 현재 예약된 대역폭을 증가(예 : 현재 예약 대역폭 크기 × 1.1)시킨다. 또한, 핸드-오프 블록킹률이 0이고 예약된 대역폭 이용률이 낮은 경우(예 : 0.3)에는 예약된 대역폭의 크기를 감소(예 : 현재 예약 대역폭 크기 × 0.9)시키지만, 예약된 대역폭 이용률이 높은 경우(예 : 0.75)에는 증가(예 : 현재 예약 대역폭 크기 × 1.1)시킨다. 신규 호와 핸드-오프 호의 호 수락 제어는 FR-CAT2와 동일하다. 이 메커니즘은 네트워크 환경에 따라 대역폭을 일정한 값으로 증가 또는 감소시키므로 클라이언트 수의 급격한 변화나 클라이언트가 특정 셀에 집중될 때 예약된 대역폭의 크기를 즉시 재조정할 수 없다는 단점이 있다.

#### 5.2 시뮬레이션 환경

본 시뮬레이션에서 이동 컴퓨팅 환경은 반경이 500m인 100개의 2차원 육각형 셀로 구성되어 있으며, 각 셀의 대역폭은 30Mbps이다. 클라이언트의 이동 속도는 저속인 경우(5~40Km/h)와 고속인 경우(60~80Km/h)로 구분하였다. 호의 요청은 셀 내에서 고르게 발생하며, 호의 발생률은 포아송 분포를 따른다[5-7].

다양한 멀티미디어 어플리케이션을 지원하는 이동 컴퓨팅 환경을 고려하기 위해 시뮬레이션에서 사용된 멀티미디어 트래픽의 종류를 표 1[5]과 같이 6개로 분류하였다.

본 논문에서는 사용자들의 이동 패턴을 현실 세계와 가장 근사하게 모델링하기 위해 실제 사람들의 이동 패턴을 조사한 자료[14]를 이용하였다. [14]는 사용자의 이동 패턴, 비율, 이동 거리를 측정한 통계 자료이며, 본 논문은 이 자료를 이용하여 사용자의 이동성을 가능한 현실 세계와 유사하게 고려하여 시뮬레이션을 수행하였다.

5) 실제로 5장에서 호 수락 제어에 CAT3, CAT4, CAT5를 각각 적용하였을 때의 성능 평가를 비교 및 분석한다.

표 1 멀티미디어 트래픽의 종류

트래픽 클래스	대역폭 크기	평균 연결 시간	예
Class I	30Kbps	3분	Voice Service
	256Kbps	5분	Video-Phone
	1~6Mbps	10분	Video on Demand
Class II	5~20Kbps	0.5분	E-mail, Paging
	64~512Kbps	3분	Remote Login & Data on Demand
	1~10Mbps	2분	FTP

기존 호 수락 제어 메커니즘에서 *FR-CAT2*는 전체 대역폭 중에서 20%를 핸드-오프 호를 위해 예약하며, *AR-CAT2*는 핸드-오프 호 종료율이 0.05 이상이면 현재 예약된 대역폭을 0.1 증가시킨다. 또한, 핸드-오프 호 종료율이 0이고 예약된 대역폭 이용률이 0.75 이상이면, 현재 예약된 대역폭을 0.1 증가시키지만 0.25 이하이면 0.1 감소시킨다. 본 논문에서 제안한 호 수락 제어는 *CAT4*의 호 수락 테스트를 적용하며, *PR-CAT4* (Proposed Reservation-CAT4)로 정의한다. *PR-CAT4*는 *AR-CAT2*와 같이 핸드-오프 호 종료율이 0.05이면 대역폭 대신에 식 (5)의  $w$ 를 0.1 증가시킨다. 이와 유사하게 핸드-오프 호 종료율이 0이고 예약된 대역폭 이용률이 0.75 이상 또는 0.25 이하이면  $w$ 를 각각 0.1 만큼 증가 또는 감소시킨다. 또한,  $MP_{min}$ 의 값을 0.1로 설정한다. 시뮬레이션 프로그램은 상기에서 언급한 시뮬레이션 환경과 기존 호 수락 제어 논문에서 제시한 알고리즘(Pseudo code)을 기반으로 Visual C++로 작성되었다.

5.3 시뮬레이션 결과 및 분석

이 장에서는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 *PR-CAT4*와 *NR-CAT2*, *FR-CAT2* 그리고 *AR-CAT2* 메커니즘의 성능을 비교한다. 시뮬레이션의 공평성을 위해 *AR-CAT2*도 본 논문에서 제시한 대역폭 반환 정책을 수행한다고 가정한다.

표 2 시뮬레이션의 성능 파라미터와 성능 메트릭

성능 파라미터	성능 메트릭
신규 호 증가율(calls/sec)	Class I 신규 호 블록킹률
	Class I 핸드-오프 호 종료율
	대역폭 이용률

표 2는 시뮬레이션 프로그램에서 사용된 성능 파라미터들과 성능 메트릭들을 요약한 것이다.

신규 호 증가율은 각 셀마다 초당 증가하는 신규 호의 비율을 나타낸다. Class I 신규 호 블록킹률(CBP: blocking probability of Class I new calls)과 핸드-오프 종료율(CDP: dropping probability of Class I hand-off calls)은 각 셀마다 Class I 신규 호가 블록킹되는 비율과 핸드-오프 호가 종료되는 비율을 각각 나타낸다. 대역폭 이용률은 각 셀에서 실제로 사용되는 대역폭의 이용률이다.

그림 16은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 CBP를 측정된 결과이다. *PR-CAT4* 메커니즘이 가장 낮은 CBP를 나타내며, 그 다음은 *NR-CAT2*이고, *FR-CAT2*의 CBP가 가장 높음을 알 수 있다. 이는 *PR-CAT4*가 신규 호의 현재 셀과 이 호의 PNC에서만 호 수락 테스트를 수행하는 반면, 다른 메커니즘들은 신규 호의 현재 셀과 이 호의 전체 이웃 셀들에서 호 수락 테스트를 하기 때문이라 판단된다. *NR-CAT2*가 *AR-CAT2*와 *FR-CAT2*보다 CBP가 낮는데, 이는 *NR-CAT2* 메커니즘이 대역폭 예약을 수행하지 않으므로 신규 호가 사용할 수 있는 대역폭이 *AR-CAT2*와 *FR-CAT2*에 비해 크기 때문이라 판단된다. 또한, *FR-CAT2*는 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로, 대역폭을 네트워크 상태에 따라 적응적으로 예약하는 *AR-CAT2*에 비해 CBP가 높아짐을 알 수 있다.

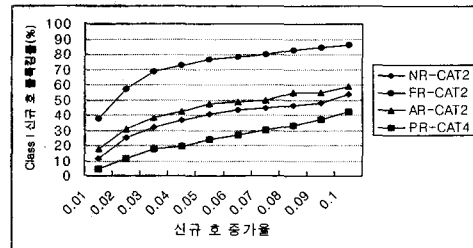


그림 16 Class I 신규 호 블록킹률

그림 17은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 CDP를 비교한 것이다. CDP가 가장 낮은 메커니즘은 *PR-CAT4*이며, 다음으로 *FR-CAT2*, *AR-CAT2*, 그리고 *NR-CAT2* 메커니즘순으로 높다. 이와 같이, *PR-CAT4*가 호의 현재 셀과 이 호의 PNC에서만 호 수락 테스트를 수행함에도 불구하고 가장 우수한 성능을 나타내었다. 그 이유는 *PR-CAT4*가 2-계층 셀 구조, MPP 그리고 호 수락 제어를 통해 다른 메커니즘보다 현재의 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭을 조절할 수 있기 때문이다. 또한, 핸드-오프 호들을 위해

예약할 대역폭이 부족할 경우, 대역폭 반환 정책을 통해 NR-CAT2와 FR-CAT2보다 많은 대역폭 예약 공간을 확보할 수 있기 때문이라 판단된다. NR-CAT2는 핸드-오프 호를 위한 대역폭 예약을 하지 않으므로 성능이 가장 나쁘다.

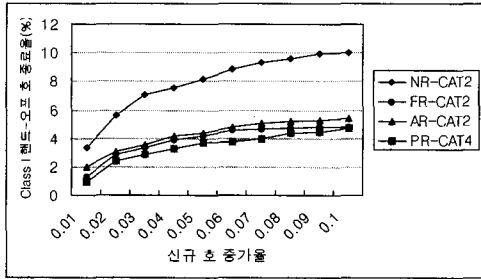


그림 17 Class I 핸드-오프호 종료율

그림 18은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 대역폭 이용률을 나타낸다. 대역폭 이용률은 PR-CAT4, NR-CAT2, AR-CAT2, 그리고 FR-CAT2순으로 높다. 그 이유는 PR-CAT4가 2-계층 셀 구조, MPP, 그리고 대역폭 반환 정책을 통해 효율적으로 대역폭을 예약하고, 호 수락 테스트를 통해 다른 메커니즘들보다 CBP가 낮기 때문이라 판단된다. CBP가 낮아지면 대역폭 이용률은 그 만큼 높아지게 된다. NR-CAT2는 대역폭을 예약하지 않으므로 대역폭 이용률이 AR-CAT2와 FR-CAT2보다 높은 것으로 판단된다. FR-CAT2의 대역폭 이용률이 가장 나쁜 이유는 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로, 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭 크기를 조정할 수 없기 때문이다.

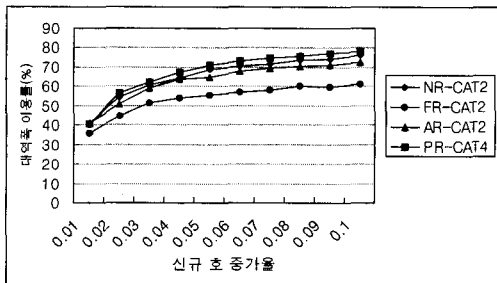


그림 18 대역폭 이용률

결론적으로, NR-CAT2는 대역폭 예약을 하지 않으므로 AR-CAT2와 FR-CAT2보다 대역폭 이용률이 높

고 CBP가 낮지만 CDP는 가장 높다. FR-CAT2는 CDP가 NR-CAT2와 AR-CAT2에 비해 낮지만 CBP가 가장 높고 대역폭 이용률도 가장 낮다는 문제점이 있다. AR-CAT2는 FR-CAT2보다 대역폭 이용률이 높고 CBP가 낮으면서도 NR-CAT2보다 CDP가 낮다. PR-CAT4는 다른 메커니즘들에 비해 CBP와 CDP가 가장 낮으며, 대역폭 이용률이 가장 높다. 본 논문에서 제시한 호 수락 메커니즘과 기존 메커니즘들에 대해 현재 셀에서만 호 수락 테스트(CAT)를 적용한 성능 평가를 수행하였으며, 본 메커니즘이 다른 메커니즘보다 우수함을 알 수 있었다[19].

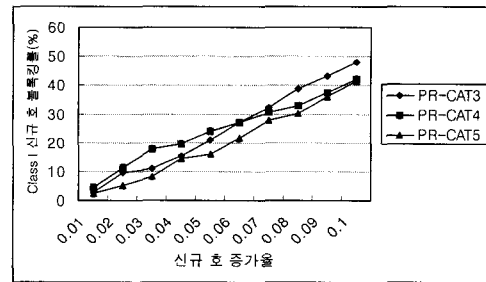


그림 19 PR-CAT3, PR-CAT4, PR-CAT5에 따른 Class I 신규 호 블록킹률

PR-CAT4와 마찬가지로 본 논문에서 제안한 호 수락 제어가 CAT3와 CAT5를 적용할 때, 이를 각각 PR-CAT3와 PR-CAT5로 정의한다. 그림 19는 신규 호 증가율에 따른 PR-CAT3, PR-CAT4, PR-CAT5의 CBP를 측정된 결과이다. PR-CAT5의 CBP가 가장 낮으며, PR-CAT4의 CBP는 신규 호 증가율이 0.01에서 0.05까지는 PR-CAT3보다 높지만 0.06 이상 일 때는 낮게 나타난다. 이는 신규 호 증가율이 낮을 때 각 셀의 네트워크가 혼잡하지 않으며, 이 때 PR-CAT3의 호 수락 테스트의 수행 대상인 NFNC의 원소 수, 즉 이웃 셀들의 수가 상대적으로 PR-CAT4 보다 적기 때문이다. 일반적으로 호 수락 테스트가 적용되는 이웃 셀들의 수가 적으면 그 만큼 신규 호가 블록킹되는 확률이 낮아진다. 신규 호 증가율이 높을 경우 네트워크 상태는 혼잡하므로, 대역폭 예약 메커니즘은 추정된 대역폭을 전부 예약하지 못할 가능성이 높다. 따라서, PR-CAT3는 신규 호 증가율이 높아짐에 따라 NFNC에 포함되는 이웃 셀들의 수가 증가되며, 이로 인해 호 수락 테스트의 적용 대상이 PR-CAT4보다 많아지므로 CBP가 이 메커니즘보다 높은 것으로 사료된다. PR-CAT5는 단지

NFNC와 PNC의 교집합에 포함되는 이웃 셀들만을 호 수락 테스트에 적용하므로 가장 낮은 CBP를 보임을 알 수 있다.

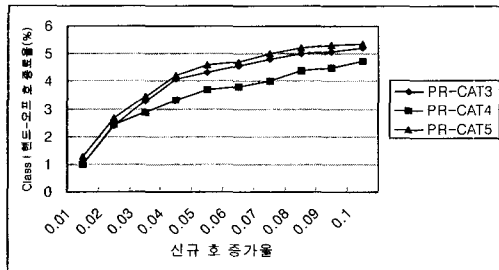


그림 20 PR-CAT3, PR-CAT4, PR-CAT5에 따른 Class I 핸드-오프 호 종료율

그림 20은 신규 호 증가율에 따라 본 논문에서 제시한 호 수락 테스트들의 CDP를 측정된 결과이다. PR-CAT4가 가장 낮은 CDP를 나타내며, 그 다음은 PR-CAT3이고, PR-CAT5의 CDP가 가장 높음을 알 수 있다. 따라서, 이동성 그래프를 통해 PNC를 추정하는 PR-CAT4가 PR-CAT3과 PR-CAT5보다 지속적으로 호의 QoS를 지원할 수 있음을 알 수 있다. PR-CAT5는 호의 NFNC 및 PNC의 교집합과 현재 셀만을 호 수락 테스트에 적용하므로 다른 기법에 비해 엄격한 호 수락 테스트를 수행하지 않는다. 따라서, 이 기법의 CDP가 가장 높은 것으로 판단된다.

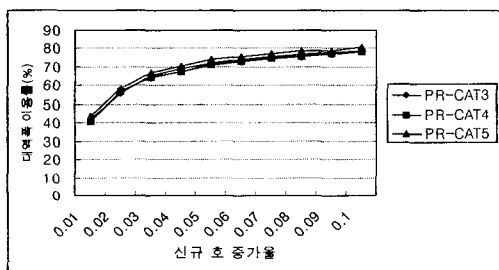


그림 21 PR-CAT3, PR-CAT4, PR-CAT5에 따른 Class I 대역폭 이용률

그림 21은 신규 호 증가율에 따른 PR-CAT3, PR-CAT4, 그리고 PR-CAT5의 대역폭 이용률을 나타낸다. PR-CAT5가 가장 높은 대역폭 이용률을 나타내며, PR-CAT3과 PR-CAT4는 거의 유사한 대역폭 이용률을 보인다. PR-CAT5는 호 수락 테스트를 엄격하게 수

행하지 않으므로 호 수락 테스트의 적용 대상이 적다. 따라서, 이 기법은 다른 기법들에 비해 CBP가 가장 낮으며, 이로 인해 대역폭 이용률이 가장 높은 것으로 판단된다.

일반적으로 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에서 CDP가 QoS 제어를 수행할 때 가장 중요한 요소로 간주되므로, CAT4가 가장 효율적인 호 수락 테스트인 것을 알 수 있다. 그러나, CDP를 제외한 다른 성능 메트릭에 초점을 맞출 경우, CAT5가 가장 효율적임을 알 수 있다.

대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘은 가능한 한 적은 제어 트래픽을 사용하여 적당한 크기의 대역폭을 예약하고, 호 수락 테스트를 수행함으로써 낮은 Class I 신규 호 블로킹률과 Class I 핸드-오프 종료율, 그리고 높은 대역폭 이용률을 이루는 것을 목표로 하고 있다. 특히, 호 수락 테스트에 의해 요구되는 제어 트래픽의 오버헤드도 중요한 성능 측정 요소라 할 수 있다. 실제로 PR-CAT5, PR-CAT4, PR-CAT3의 네트워크 제어 트래픽은 CAT2를 사용하는 다른 호 수락 제어보다 각각 80%, 65~70%, 그리고 60% 정도 적음을 알 수 있었다. 따라서, 호 수락 테스트를 위해 발생하는 네트워크 제어 트래픽은 CAT2에 비해 본 논문에서 제시한 기법이 훨씬 적음을 알 수 있었다.

## 6. 결론

기존 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘은 유선 망을 통해 클라이언트에게 멀티미디어 서비스를 지속적으로 지원하는 것을 목적으로 설계되었기 때문에 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에서의 원활한 멀티미디어 서비스를 제공하는 데에는 많은 문제점을 내포하고 있다. 또한, 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경을 지원하는 기존 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘들은 단지 핸드-오프 중인 호의 QoS를 지속적으로 지원하는데 초점을 맞추도록 설계됨으로써 신규 호의 블로킹률이 높고 대역폭 이용률이 낮다는 문제점이 있다.

본 논문에서는 이러한 문제점을 해결하기 위해 호의 네트워크 상태에 따라 이 호에게 서비스를 지속적으로 지원하기 위해 대역폭 예약을 기반으로 한 호 수락 제어 메커니즘을 설계하였다. 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 이동성 그래프, 이동성 확률, 그리고 2-계층 셀 구조를 통해 적절한 크기의 대역폭을 추정하며, 현재 네트워크 상태에 따라 추정된 대역폭의 크기를 적응적으로 조절한 후 이를 이웃 셀들에게 예약한다. 이동성 그래프와 이동성 확률은 클라이언트가 다음에 이동할 셀을 예측하기 위해 제안되었으며, 2-계층 셀 구



조는 다른 셀로 핸드-오프할 가능성이 높은 클라이언트들에 대해서만 대역폭 예약 메커니즘을 적용하기 위해 제안되었다. 또한, 클라이언트의 위치 예측 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 공용 풀과 QoS 범위를 이용하였다. 본 논문은 클라이언트의 현재 셀과 이웃 셀들에서 가용할 수 있는 대역폭 정보를 이용하여 호의 수락 여부를 결정하는 메커니즘을 제안한다. 본 논문의 호 수락 제어는 클라이언트의 현재 셀과 이동성 그래프를 통해 예측된 이웃 셀에서 호 수락 테스트를 수행함으로써 클라이언트의 현재 셀과 전체 이웃 셀들에서 이를 수행하는 다른 기법에 비해 네트워크 과부하를 줄일 수 있다.

본 논문에서는 시뮬레이션을 통해 기존의 *NR-CAT2*, *FR-CAT2*, *AR-CAT2* 메커니즘의 성능을 *PR-CAT4*와 비교하였다. 다른 메커니즘들과 비교해 볼 때, *NR-CAT2*는 대역폭 예약을 하지 않으므로 대역폭 이용률이 높고 CBP가 낮지만, CDP가 가장 높다는 단점이 있다. *FR-CAT2*는 고정된 크기의 대역폭을 예약하므로 CDP가 낮지만, CBP는 가장 높다. 또한, 고정된 예약 대역폭으로 인해 네트워크 상태에 적응적으로 대처할 수 없으므로 대역폭 이용률이 가장 낮음을 알 수 있었다. *AR-CAT2*는 위의 두 메커니즘보다는 성능이 우수하지만, *PR-CAT4*보다는 성능이 떨어진다. *PR-CAT4*의 모든 성능 메트릭은 다른 메커니즘들보다 우수하였다. *PR-CAT4*는 CBP가 두 번째로 성능이 좋은 *NR-CAT2*보다 25~50% 정도, CDP가 두 번째로 성능이 좋은 *FR-CAT2*보다 약 5~15% 정도 낮음을 알 수 있었다. 또한, 대역폭 이용률도 두 번째로 성능이 좋은 *NR-CAT2*보다 약 3~5% 높음을 알 수 있었다. 신규 호가 급격히 변화할 경우에도 *PR-CAT4*의 성능은 다른 메커니즘보다 우수하였다. 즉, *PR-CAT4*는 *FR-CAT2*보다 CDP가 5~45% 정도, *NR-CAT2*보다는 CBP가 25~50% 낮으면서도 대역폭 이용률이 3~8% 높음을 알 수 있었다. 또한, 호 수락 테스트를 위해 발생하는 네트워크 제어 트래픽은 다른 메커니즘에 비해 약 65~70% 정도 적음을 알 수 있었다. 본 논문에서 제시한 호 수락 테스트인 *CAT3*, *CAT4*, *CAT5*의 성능을 비교해 볼 때, CDP가 가장 낮은 호 수락 테스트는 *CAT4*이며, 다른 성능 메트릭에서는 *CAT5*가 가장 효율적임을 알 수 있었다.

본 논문에서 제안한 호 수락 제어는 이동성 그래프를 저장하는 공간이 필요하다. 그러나, 무선망은 유한한 자원이므로 이를 효율적으로 활용하는 것은 매우 중요하다. 본 논문은 다른 메커니즘보다 QoS의 지속적인 지

원, 효율적인 대역폭 이용률, 낮은 CBP 및 CDP를 제공하고, 급격한 신규 호 증가율 변화에도 적응적으로 대처할 수 있으므로 무선 자원을 보다 효율적으로 활용할 수 있음을 보였다. 또한, 호 수락 테스트를 할 때 *PNC*를 이용하여 전체 이웃 셀에 대해 가용할 수 있는 대역폭의 크기를 산출하는 것을 방지할 수 있을 뿐만 아니라 네트워크 과부하도 줄일 수 있다. 따라서, MPP로 인한 저장 공간 오버헤드에 비해 효율적인 대역폭의 활용으로 인한 장점이 훨씬 크다고 할 수 있다. 향후 연구로는 본 논문에서 제시된 이동성 그래프를 저장하는 공간을 최소화하는 방안을 추가한다. 또한, 본 논문에서 제시된 대역폭 예약 및 호 수락 제어 메커니즘이 각 호들에게 대역폭을 공평하게 할당하는 방안과 각 호의 평균 수명 시간(lifetime)을 감안하여 대역폭 예약을 수행하는 기능을 추가할 계획이다.

### 참 고 문 헌

- [1] A. K. Talukdar, B. R. Badrinath, and A. Acharya, "On Accommodating Mobile Hosts in an Integrated Services Packets Network," *In Proc. IEEE INFOCOM'97*, pp. 1048-1055, April 1997.
- [2] A. K. Talukdar, B. R. Badrinath and A. Acharya, "Integrated Services Packet Networks with Mobile Hosts: Architecture and Performance," *Journal of Wireless Networks*, Vol 5, No. 2, pp. 111-124, 1999.
- [3] S. Lu and V. Bharghavan, "Adaptive Resource Management Algorithms for Indoor Mobile Computing Environments," *In Proc. ACM SIGCOMM'96*, pp. 231-242, August 1996.
- [4] S. Lu, K. W. Lee, and V. Bharghavan, "Adaptive Service in Mobile Computing Environments," *In Proc. IWQoS'97*, 1997.
- [5] C. Oliveira, J. B. Kim, and T. Suda, "An Adaptive Bandwidth Reservation Scheme for High-Speed Multimedia Wireless Networks," *IEEE JSAC*, Vol. 16, No. 6, pp. 858-874, August, 1998.
- [6] S. Choi and K. G. Shin, "Predictive and Adaptive Bandwidth Reservation for Hand-Offs in QoS-Sensitive Cellular Networks," *Proceeding ACM SIGCOMM'98*, pp. 155-166, September 1998.
- [7] S. Choi, "QoS Guarantees in Wireless/Mobile Networks," *Ph.D. Thesis, University of Michigan*, 1999.
- [8] M. Naghshineh and M. Schwartz, "Distributed Call Admission Control in Mobile /Wireless Networks," *IEEE JSAC*, Vol. 14, No. 4, pp. 711-717, May 1996.
- [9] C. H. Choi, et al., "Adaptive Bandwidth Reserva-

- tion Mechanism Using Mobility Probability in Mobile Multimedia Computing Environment", *IEEE Proc. Local Computer Networks*, pp. 76-85, November 2000.
- [10] Y. Iraqi and R. Boutaba, "A Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm for MPEG Video Sources in Wireless Networks," *Proc. International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, pp. 86-92, 1999.
- [11] K. Lee, "Adaptive Network Support for Multimedia," *Proceeding MobiCom'95*, November 1995.
- [12] S. Singh, "Quality of Service Guarantees in Mobile Computing," *Journal Computer Communications*, Vol. 19, pp. 359-371, 1996.
- [13] C-K Toh, "A Hybrid Handover Protocol For Wireless ATM LANs," *ACM Journal on Mobile Networks & Applications*, Vol. 1 No. 3, December 1996.
- [14] P. S. Hu and J. Young, *1990 NPTS Databook: Nationwide Personal Transportation Survey*, Federal Highway Administration, November 1993.
- [15] K. Keeton, et al., "Providing Connection-Oriented Network Services to Mobile Hosts," *Proceeding USENIX Symposium on Mobile & Location Independent Computing*, August 1993.
- [16] V. Srinivasan, et al., "Channel Allocation in Tiered Cellular Networks", *Wireless Communications and Networking Conference*, pp. 236-240, September 1999.
- [17] J. E. Padgett, C. G. Gunther, and T. Hattori, "Overview of Wireless Personal Communication," *IEEE Communication Magazine*, Vol. 33, No. 1, January 1995.
- [18] Yi-Bing Lin, A. Noerpel, and D. Harasty, "A Non-Blocking Channel Assignment Strategy for Hand-Offs," *IEEE ICUPC'94*, 1994.
- [19] C. H. Choi, et al., "Adaptive Bandwidth Reservation Mechanism Using Mobility Probability in Mobile Multimedia Computing Environment," *IEEE Proc. Local Computer Networks*, pp. 76-85, November 2000.

최 장 호

정보과학회논문지 : 정보통신  
제 29 권 제 1 호 참조

김 성 조

정보과학회논문지 : 정보통신  
제 29 권 제 1 호 참조