

이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에서 사용자의 이동성 패턴을 이용한 호 수락 제어 메커니즘

(A Mechanism for Call Admission Control using User's Mobility
Pattern in Mobile Multimedia Computing Environment)

최 창 호 [†] 김 성 조 ^{**}
(Chang Ho Choi) (Sung Jo Kim)

요약 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 트래픽 제공에 관련된 가장 중요한 이슈는 이동 호스트(클라이언트)에게 지속적인 QoS(Quality of Service)를 보장하는 것이다. 그러나, 핸드-오프를 초래하는 클라이언트의 이동성으로 인해 클라이언트와 네트워크간에 협상된 QoS가 보장되지 못할 수도 있다. 본 논문에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 트래픽에 대해 지속적인 QoS를 지원하기 위한 호 수락 제어 메커니즘을 제안한다. 각 셀은 핸드-오프 호를 위해 이웃 셀로부터 대역폭을 예약한다. 만약, 핸드-오프 호를 위해 필요 이상으로 대역폭이 예약된다면 신규 호의 분류킹 확률이 증가하므로, 핸드-오프 호를 위해 예약할 대역폭의 크기를 정확히 결정하는 것이 중요하다. 본 논문에서는 예약할 대역폭의 정확한 크기를 결정하고, 네트워크 상태에 따라 이 크기를 적응적으로 조정하기 위해 MPP(Mobility Pattern Profile)와 2-계층 셀 구조를 기반으로 한 적응적 대역폭 예약을 제안한다. 또한, MPP를 이용한 다음-셀 예측 기법과 적응적 대역폭 예약을 기반으로 한 호 수락 제어 메커니즘을 제안한다. 본 논문에서 제시된 호 수락 제어 메커니즘의 성능을 평가하기 위해, 신규 호 블록킹률, 핸드-오프 호 종료율, 대역폭 이용률을 측정하였다. 시뮬레이션 결과, 본 논문의 호 수락 제어 메커니즘의 성능이 NR-CAT1, FR-CAT1, AR-CAT1과 같은 기존의 메커니즘들보다 우수함을 알 수 있었다.

키워드 : 호 수락 제어, 자원예약, 사용자 이동성 패턴, 서비스 품질수준, 2-계층 셀 구조

Abstract The most important issue in providing multimedia traffic on a mobile computing environment is to guarantee the mobile host(client) with consistent QoS(Quality of Service). However, the QoS negotiated between the client and network in one cell may not be honored due to client mobility, causing hand-offs between cells. In this paper, a call admission control mechanism is proposed to provide consistent QoS guarantees for multimedia traffics in a mobile computing environment. Each cell can reserve fractional bandwidths for hand-off calls to its adjacent cells. It is important to determine the right amount of reserved bandwidth for hand-off calls because the blocking probability of new calls may increase if the amount of reserved bandwidth is more than necessary. An adaptive bandwidth reservation based on an MPP(Mobility Pattern Profile) and a 2-tier cell structure has been proposed to determine the amount of bandwidth to be reserved in the cell and to control dynamically its amount based on its network condition. We also propose a call admission control based on this bandwidth reservation and "next-cell prediction" scheme using an MPP. 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-CAT1, FR-CAT1, and AR-CAT1.

Key words : Call Admission Control, Bandwidth Reservation, MPP, QoS, 2-tier Cell Structure

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

† 학생회원 : 총장대학교 컴퓨터공학과
chchoi@korean.cse.cau.ac.kr

** 종신회원 : 총장대학교 컴퓨터공학과 교수
sjkim@cau.ac.kr

논문접수 : 2001년 1월 27일
심사완료 : 2001년 10월 16일

1. 서 론

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[1]. 또한, 컴퓨터 시스템에서 처리되는 정보의 유형이 텍스트와 같은 단순 데이터에서 이미지(image), 오디오(audio), 비디오(video) 등을 포함하는 멀티미디어 데이터로 변환되고 있다. 따라서, 컴퓨터 사용자들이 유선망뿐만 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 대역폭으로 인해 QoS를 지속적으로 제공하기가 어렵다. 특히, 클라이언트의 이동성으로 인한 핸드-오프는 멀티미디어 서비스를 어렵게 하는 주요 원인이 된다. 이는 클라이언트가 다른 셀로 핸드-오프될 경우, 클라이언트의 이전(previous) 셀과 현재 셀의 네트워크 상태가 서로 다를 수 있기 때문이다. 만일 클라이언트가 이용할 수 있는 대역폭이 없는 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. 또한, 무선망의 낮은 대역폭은 이러한 문제를 더욱 가중시킨다. 따라서, 한정된 대역폭을 갖는 무선망과 이동성을 갖는 클라이언트로 인하여 이동 컴퓨팅 환경에서 끊임없는(seamless) QoS를 지원하기 위한 연구가 필수적이다[2-15].

본 논문에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 클라이언트에게 QoS를 지속적으로 지원하기 위하여 MPP와 2-계층 셀 구조를 이용한 적응적 대역폭 예약 및 “다음-셀 예측(next-cell prediction)” 기법을 기반으로 한 호 수락 제어 메커니즘을 제안한다. 셀에 클라이언트가 핸드-오프되면, 이 셀에서 클라이언트의 호를 지원할 수 있는지를 결정하는 호 수락 제어 메커니즘이 필요하다. 호 수락 제어 메커니즘은 핸드-오프될 호가 이용할 수 있는 대역폭이 없으면 종료시킨다. 이러한 경우, 호의 지속적인 QoS를 보장할 수 없으므로, 호가 핸드-오프되기 전에 미리

자원을 예약하는 것이 중요하다. 이를 위해, 본 논문에서는 자원 예약을 기반으로 한 호 수락 제어 메커니즘을 제안한다. 호 수락 제어 메커니즘은 또한 셀에서 새로 요청된 신규 호의 수락 여부를 결정한다. 만약, 핸드-오프 호를 위해 많은 대역폭을 예약한다면, 신규 호가 블록킹 될 확률이 커지므로, 적절한 양의 대역폭을 예약하는 것이 중요하다. 본 논문에서는 MPP와 2-계층 셀 구조를 통해 적절한 크기의 대역폭을 예약하며, 현재 네트워크 상태에 따라 예약된 대역폭의 크기를 적응적으로 조절할 수 있는 알고리즘을 제안한다. 또한, 본 논문은 셀에서 가용할 수 있는 대역폭과 클라이언트가 핸드-오프할 이웃 셀에서 가용할 수 있는 대역폭 정보를 이용하여 호의 수락 여부를 결정하는 메커니즘을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 지원하는 기준의 호 수락 제어 알고리즘을 살펴보고, 3장에서는 본 논문에서 제시한 호 수락 제어 메커니즘을 기술한다. 4장에서는 시뮬레이션을 통해 본 메커니즘과 다른 호 수락 제어 메커니즘들의 성능을 분석 및 평가하고, 마지막으로 5장에서는 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 지역에 덜 민감하다는 특성이 있다. 무선망은 유선망에 비해 대역폭이 좁다는 특성이 있으며, 이동성은 핸드-오프를 발생시켜 클라이언트는 급격한 네트워크 환경의 변화를 경험할 수 있다. Class I은 Class II보다 지역에 더욱 민감하므로, Class I 서비스를 제공받고 있는 클라이언트는 이동성에 의한 QoS 저하나 서비스 종료를 경험할 수 있다. 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 이웃 셀에 대역폭을 미리 예약한다.

호는 신규 호(new call)와 핸드-오프 호(hand-off call)로 구분될 수 있다. 신규 호는 셀에서 새로 발생되는 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 호 수락 제어 메커니즘을 살펴보면 다음과 같다. Naghshineh[6]는 BS(Base Station)가 이웃 셀로부터 자신의 셀로 들어오는(incoming) 핸드-오프 호들과 자신의 셀에서 이웃 셀들로 이동하는(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 클라이언트가 이동할 셀에 대한 정확한 정보를 알고 있어야 한다는 조건이 필요하다. 또한, 이 기법은 단지 한 개의 네트워크 트래픽 형태만을 고려하였기 때문에, 다양한 대역폭 크기를 갖는 멀티미디어 트래픽들을 지원해야 하는 이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에 적합하지 않다. 이는 셀에서 나가거나 들어오는 핸드-오프 호의 수에 대한 정보가 네트워크 트래픽 크기에 대한 정확한 정보를 제공할 수 없기 때문이다.

Talukdar[7]은 "Mobility Specification"을 통해 클라이언트가 이동할 셀들의 정보를 미리 알고 있다는 가정 하에서 호 수락을 제어한다. 이 기법은 클라이언트가 미래에 이동할 전체 셀들에게 대역폭을 예약할 경우에만 호를 수락하기 때문에 핸드-오프 종료율이 0이다. 그러나, 클라이언트가 미래에 이동할 셀들을 정확히 예측하는 것은 매우 어렵다. 또한, 이 기법은 각 클라이언트가 이동할 셀들에게 대역폭을 예약하므로, 클라이언트가 특정 셀에 장기간 상주한 경우 대역폭 낭비가 예상된다.

Lu[8][9]가 제안한 기법에서도 클라이언트의 호가 사용할 대역폭을 이동할 것으로 예측된 셀에서 예약한다. 따라서, 핸드-오프 종료율이 거의 0이다. 그러나, 각 클라이언트가 이동할 셀을 예측하기는 어렵다. 이 기법은 클라이언트의 이동 영역이 좁은 경우(예: 빌딩)에 적합하며, 각 클라이언트가 이동할 셀에서 대역폭을 예약하므로, 클라이언트가 특정 셀에 장기간 상주하면 예약된 대역폭이 낭비된다.

각 호마다 대역폭 예약을 하면 핸드-오프 호는 지속적인 멀티미디어 서비스를 제공받을 수 있는 반면, 신규호는 블록킹률이 높아지게 된다. 이는 호가 장기간 한 셀에 상주하게 되면, 이 호가 이웃 셀에서 예약한 대역폭이 낭비되기 때문이다. 또한, 대역폭 예약을 적게 하면 신규호의 블록킹률이 낮아지는 반면, 핸드-오프 호의 종료율은 높아지게 된다. 이러한 문제를 해결하기 위해서는 적당한 크기의 대역폭이 예약되어야 한다. Oliveira[10]은 핸드-오프 종료율(hand-off dropping probability)과 대역폭 이용률(bandwidth utilization)을 이용하여 네트워크 상태에 따라 대역폭 예약을 조절하는 메커니즘을 제

안하였다. 핸드-오프 종료율이 임계치(예 : 0.05)보다 높을 경우에는 현재 예약된 대역폭을 증가시킨다. 핸드-오프 종료율이 0이고 대역폭 이용률이 낮은 경우(예: 0.3)에는 예약된 대역폭을 감소시킨다. 대역폭 이용률이 높은 경우(예 : 0.75)에는 증가시킨다. 그러나, 이 기법은 네트워크 상태에 따라 일정한 값의 증가나 감소를 통해 대역폭을 조정하므로 클라이언트 수의 급격한 변화나 클라이언트가 특정 셀에 접속될 때 적응적으로 대역폭을 예약할 수 없다.

Choi[11]의 메커니즘은 셀에서 클라이언트의 핸드-오프 방향에 따라 특정 시간에 핸드-오프된 클라이언트의 수를 특정한 데이터를 이용하여 대역폭을 예약한다. 예를 들어, 도로에서 교통이 혼잡할 경우와 그렇지 않을 경우, 특정 시간 동안 핸드-오프될 클라이언트의 수는 다름다. 이 기법은 특정 시간 동안 핸드-오프될 클라이언트의 수에 따라 대역폭을 예약한다. 그러나, 이 기법은 셀이 고속도로와 같이 일차원 형태로 연결되어 있는 네트워크 모델만 고려하였기 때문에 클라이언트의 이동 패턴이 단순하다. 따라서, 이 메커니즘은 현실성이 떨어지고, 셀이 일차원 형태의 네트워크 모델로 확장되었을 경우 저장해야 할 정보가 급증한다는 단점이 있다.

3. 적응적 대역폭 예약을 기반으로 한 호 수락 제어 메커니즘

본 논문에서 제시한 호 수락 제어 과정은 그림 1과 같다. 클라이언트가 Class I 또는 Class II 호를 요청하면, 각 셀의 BS는 Class I 호들에게 지속적인 QoS 지원을 위해 이웃 셀에게 대역폭 예약을 요청한다. 이를 위해, 먼저

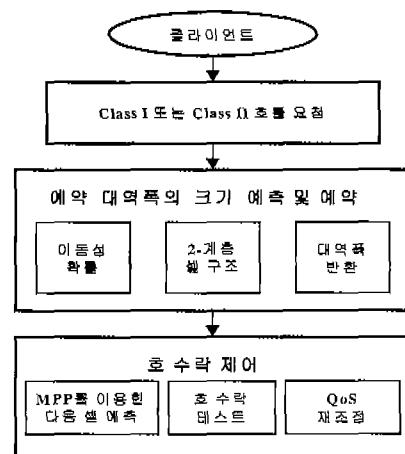


그림 1 대역폭 예약 및 호 수락 제어 과정

예약할 대역폭의 크기를 결정해야 하며, 이웃 셀에게 예측된 대역폭 예약을 요청한다. 예측될 예약 대역폭의 크기는 이동성 확률과 2-계층 셀 구조를 이용하여 적용적으로 조정되며, 대역폭 예약은 대역폭 반환 정책을 이용한다. 호 수락 제어는 MPP를 이용한 “다음-셀 예측”과 호 수락 테스트 그리고 QoS 재조정 기법을 이용한다.

3.1 MPP를 이용한 위치 예측 기법

사용자의 이동 패턴을 장기간 기록한 MPP(표 1 참조)를 이용하여 핸드-오프를 지원한다. 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 CurrBSID에서 이동할 셀의 BS ID
- ▶ NextCount : 클라이언트가 CurrBSID에서 Next BSID로 이동한 회수

클라이언트가 현재 셀에서 NextBSID로 이동하면 NextCount의 수는 1씩 증가된다. 이와 같은 MPP를 이용하여 이동성 확률(MP : Mobility Probability)을 구할 수 있다. (식 1)은 이전 셀이 p 인 클라이언트 x 가 i 셀 영역에서 j 셀 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, NextBSID를 나타낸다. 또한, PrevBSID와 CurrBSID가 각각 p, i 일 때, $N_{p,i,k}^x (k = 1, 2, \dots, n)$ 는 클라이언트 x 의 NextBSID 중 하나이다.

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

표 1을 통해 클라이언트의 PrevBSID가 A 이며 CurrBSID가 B 일 때, 클라이언트가 이동할 NextBSID는 X ,

표 1 MPP의 예

PrevBSID	CurrBSID	NextBSID	NextCount
:	:	:	:
A	B	X	157
		Y	20
		Z	1
O	P	I	50
		J	50
:	:	:	:

Y 그리고 Z중에 하나임을 알 수 있다. 이와 같이, NextBSID는 여러 개가 존재할 수 있다. 이전 셀이 A 인 클라이언트가 현재 셀 B 에 상주한다고 가정할 때, X 로 이동할 확률은 약 0.88(157/178), Y로 이동할 확률은 0.11 그리고 Z로 이동할 확률은 0.01임을 알 수 있다. 따라서, 클라이언트가 셀 B 에서 셀 X 로 이동할 확률이 가장 높음을 알 수 있다.

이와 같이 이동성 확률값이 다양하게 나타날 수 있기 때문에 본 논문에서는 TMP(Threshold of Mobility Probability)라는 임계치를 설정하여 클라이언트의 MP가 TMP 이상과 이하인 경우로 구분하여 별도의 대역폭 예약을 수행한다. MPP 크기가 커지는 것을 방지하기 위해, 낮은 이동성 확률을 갖는 NextBSID는 MPP 최적화(optimization) 과정[16]을 통해 삭제된다.

3.2 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 2와 같은 2-계층 셀 구조를 제안한다.

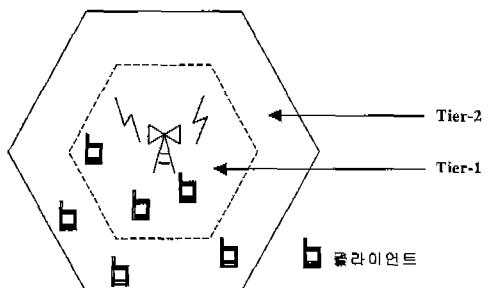


그림 2 2-계층 셀 구조

BS는 클라이언트의 위치를 추적하기 위해 비콘(beacon) 메시지를 자신의 셀 영역에 전파한다. 이 때, BS와 클라이언트간 전파 거리가 멀어질 수록 전파의 세기(signal strength)는 약해진다[3]. 2-계층 셀 구조는 클라이언트가 현재 셀의 BS로부터 거리가 멀어지면 전파의 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-1

과 Tier-2간 임계치로 설정할 수 있다. 따라서, BS와 클라이언트간 평균 신호 세기보다 낮은 경우는 Tier-2, 높은 경우는 Tier-1에 클라이언트가 존재한다. BS는 단지 “Tier-2” 영역에 존재하는 클라이언트들에 대해서만 핸드-오프를 지원하기 위해 이웃 셀들에게 대역폭을 예약한다. 이는 “Tier-2” 영역에 있는 클라이언트가 이웃 셀로 이동할 확률이 “Tier-1”보다 높기 때문이다.

3.3 적응적 대역폭 예약 메커니즘

3.3.1 예약할 대역폭의 크기 추정

본 논문은 클라이언트가 사용하는 트래픽을 Class I과 Class II로 구분하며, “Tier-2” 영역에 존재하면서 Class I 호를 갖는 클라이언트의 핸드-오프를 위해 대역폭 예약을 수행한다. 위치 예측의 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 공유 풀과 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.

$$C'_{A,d} = C'_{A,tot} - C'_{A,c} - C'_{A,h} \quad (식 2)$$

시간 t 에서 $C'_{A,c}$ 와 $C'_{A,h}$ 는 각각 셀 A에서 위치하고 있는 클라이언트들이 사용하고 있는 대역폭의 합과 셀 A로 핸드-오프될 클라이언트들이 예약한 대역폭의 합을 나타낸다. $C'_{A,tot}$ 는 셀 A의 전체 대역폭¹⁾을 나타낸다. (식 2)를 이용하여 계산된 $C'_{A,d}$ 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 업그레이드(upgrade)을 요

1) 본 논문에서 각 셀의 전체 대역폭은 30Mbps임을 가정한다.

청할 때

셀 A에 상주하고 있는 클라이언트의 집합을 l 이라고 가정할 때, 대역폭 $C'_{A,e}$ 의 크기는 (식 3)과 같다.

$$C'_{A,e} = \sum_{a \in l} b_a^{current} \quad (식 3)$$

$b_a^{current}$ 는 셀 A에 상주하고 있는 클라이언트 a 가 현재 사용하고 있는 대역폭을 나타낸다. 각 셀의 BS는 “Tier-2”에 위치한 클라이언트들을 위해 이웃 BS들에게 대역폭 예약을 요청한다. 본 논문에서는 클라이언트의 MP가 TMP 이상인 경우와 이하인 경우를 구분하여 대역폭을 예약한다. 본 논문의 호 수락 제어는 (식 4)를 통해 셀 A에서 셀 N_i 으로 핸드-오프될 호들을 위해 예약할 대역폭의 크기(R_{A,N_i})를 추정할 수 있다.

$$R_{A,N_i} = w \times \left(\sum_{i \in hc_{up}} b_i^{current} + \sum_{j \in hc_{down}} b_j^{current} \times MP'_{A,N_i} \right) \quad (식 4)$$

$$+ \sum_{k \in hc_{random}} b_k^{current} \times 1/6$$

셀 N_i 은 셀 A의 이웃 셀들 중 하나이며, $b_k^{current}$ 는 클라이언트 hc 가 현재 사용하고 있는 대역폭의 크기이고, MP'_{A,N_i} 는 hc 가 셀 A에서 셀 N_i 으로 이동할 확률을 나타낸다. 또한, hc_{up} (hc_{down}), hc_{random} 은 각각 셀 A에서 이동 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_i 에게 예약할 대역폭 크기 R 을 통보한다. R_{A,N_i} 은 TMP 이상인 MP를 갖는 hc_{up} 을 위해 예약된 대역폭, TMP 이하인 MP를 갖는 hc_{down} 을 위해 예약된 대역폭 그리고 셀 A에 방문한 적이 없는 hc_{random} 을 위해 예약된 대역폭의 합을 나타낸다.

셀 A의 Class I 호 전체가 동시에 셀 N_i 으로 핸드-오프될 가능성이 적다. 예를 들어, 출퇴근 시간에는 Class I 호들이 다른 셀로 핸드-오프할 확률이 매우 큼 반면 근무 시간에는 이러한 확률이 낮다[17]. w 는 이러한 네트워크 상태에 대처하기 위해 사용되는 디자인 파라미터(design parameter)이다. 즉, Class I 호들이 다른 셀로 핸드-오프할 확률이 높은 시간(예: 출퇴근 시간)에는 w 가 커지지만, 그렇지 않는 시간에는 w 가 작아진다. w 는 이러한 네트워크 상태를 반영하기 위해 [10] [11]에서 제시한 핸드-오프 호 블록킹률과 대역폭 이용률을 이용하여 조절된다.

$b_i^{current}$ 와 $b_k^{current}$ 에 MP와 $1/6^2$ 을 곱한 이유는 클라

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

이언트가 셀 A에서 셀 N_i 으로 이동할 확률에 따라 예약할 대역폭의 크기를 조절하기 위함이다. 클라이언트의 MP가 TMP 이상인 경우, 실제 MP에 관계없이 MP를 1로 설정한다. 따라서, 본 논문의 호 수락 제어는 hc_{down} 과 hc_{random} 보다 hc_{up} 을 위해 더 많은 대역폭을 셀 N_i 에서 예약한다.

3.3.2 대역폭 예약

셀 A의 BS는 시간 t 에서 (식 5)를 이용하여 자신의 각 이웃 셀들로부터 핸드-오프될 클라이언트들을 위해 대역폭을 예약한다. 단, $N_i(i=1, \dots, 6)$ 는 셀 A의 이웃 셀들을 나타낸다.

$$C_{A,h}^t = \sum_{i=1}^6 R_{N_i, -A} \quad (\text{식 } 5)$$

셀 A의 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 A의 BS는 $C_{A,available}$ 이 $C_{A,h}$ 보다 를 경우에는 $C_{A,h}$ 만큼의 대역폭을 예약한다. 그렇지 않을 경우에는 부족한 대역폭 예약 공간을 확보하기 위해 셀 A에서 Class II가 사용하고 있는 대역폭의 일부분을 강제로 회수한다. Class II는 지역에 민감하지 않는 서비스이므로 대역폭의 일부분을 $C_{A,h}$ 에 반환하더라도 QoS에 그다지 많은 영향을 받지 않는다. 또한, 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 부족할 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 할당받는 대역폭($b^{current}$)을 서비스가 종료될 때까지 제공받는다. “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.

셀에서 실제로 예약되는 대역폭의 크기($C_{A,h,re}$)와 $C_{A,d}$ 는 그림 3과 같은 대역폭 예약 알고리즘을 통해 구할 수 있다. 단, $C_{borrow1}$ 과 $C_{borrow2}$ 는 각각 셀 A의 Class II와 “Best-effort” Class I호로부터 회수된 대역폭을 나타낸다.

```
bandwidth_reservation( ) {
    Input : C_A_available, C_A_h
    Output : C_A_h,re, C_A_d
    if(C_A_available >= 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 >= 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 >= 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 3 대역폭 예약 알고리즘

$C_{A,available}$ 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.

3.4 호 수락 제어 메커니즘

3.4.1 호 수락 테스트

대역폭 예약 후 신규 호에 대한 호 수락 테스트(call admission test)가 필요하다. b^{new} 가 셀 A에서 요청한 신규 호의 대역폭을 나타낸다고 가정할 경우, 신규 호는 단지 $C_{A,d} \geq b^{new}$ 이면 수락된다. 이와 같이 간단한 호

수락 제어 기법에서는 신규 호가 필요한 대역폭이 현재 셀 A 의 $C_{A,d}$ 보다 크기만 하면 호가 수락되므로, $C_{A,d}$ 는 기존 호들에 의해 점점 줄어들게 된다. 각 셀마다 이러한 호 수락 제어 메커니즘을 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 될 경우로 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.

이러한 문제를 해결하기 위해, 호 수락 테스트(*CAT1*)는 호의 현재 셀 A 의 $C_{A,d}$ 뿐만 아니라 이웃 셀들의 $C_{neighbor,d}$ 를 조사해야 한다. 셀 A 에서 신규 호의 *CAT1*은 다음과 같이 진행된다[10]. 단, *ANC*(All Neighboring Cells)는 셀 A 의 전체 이웃 셀들의 집합이며, “neighbor”는 셀 A 의 이웃 셀들 중 하나이다. 또한, *TEST*는 호의 수락 여부를 나타내는 변수이다.

```

if (  $C_{A,d} - b^{new} \geq 0$  ) {
    TEST = True;
    for (neighbor ∈ 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;
}

```

셀 A 의 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 이호의 현재 셀 A 의 $C_{A,d}$ 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.

본 논문에서는 BS가 클라이언트의 MPP를 이용하여 예측된 셀(들)에만 $C_{next,d}$ 를 요청하는 호 수락 테스트

(*CAT2*)를 제안한다. “*next*”는 클라이언트의 MPP를 이용하여 예측된 셀을 나타낸다. 만약 TMP를 0.8³⁾로 설정하면, TMP 이상의 이동 확률을 가진 클라이언트 (hc_{up})가 이동 가능한 셀은 1개이며, TMP 이하인 클라이언트 (hc_{down})는 2~6개 사이이며, 셀을 처음 방문한 클라이언트 (hc_{random})는 6개이다. 예를 들어, 표 1과 같이 이전 셀이 A 인 클라이언트가 현재 셀 B 에 상주하고 있으며, 이 클라이언트의 다음 셀 중에서 NextBSID가 TMP 이상인 셀 X 가 존재할 경우, 클라이언트가 이동 가능한 셀은 1개이며, *CAT2*는 셀 A 의 전체 이웃 셀들 중에서 셀 X 에 대해서만 수행된다. 반면, 이전 셀이 O 인 클라이언트가 셀 P 에 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, *CAT2*는 클라이언트가 이동할 적이 있는 모든 NextBSID들에 대해 수행된다. 따라서, 이 클라이언트가 이동 가능한 셀은 2개(셀 I 와 셀 J)이며, *CAT2*는 셀 A 의 전체 이웃 셀들 중 셀 I 와 셀 J 에 대해 수행된다. 만약 클라이언트가 셀 A 를 처음 방문하였다면, *CAT2*는 셀 A 의 전체 이웃 셀들에 대해 수행된다.

셀 A 에서 신규 호의 *CAT2*는 다음과 같이 진행된다. 단, *PNC*(Predicted Next-Cell)는 클라이언트의 MPP를 통해 획득된 “예측된 다음 셀”的 집합을 나타내며, *TEST*는 호의 수락 여부를 나타내는 변수이다.

```

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

```

셀 A 의 BS는 클라이언트가 이동할 *PNC*의 $C_{next,d}$ 와 $C_{A,d}$ 가 신규 호의 b^{new} 보다 크면 신규 호를 수락한다. 이와 같이, 본 논문에서 제시한 호 수락 제어 기법은 신규

3) 본 논문에서 제시한 호 수락 제어 메커니즘은 이동 예측 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 TMP(=0.8)를 높게 설정하였다[10].

호의 호 수락 요청이 있을 때마다 이 호의 현재 셀 $C_{A,d}$ 와 PNC의 $C_{next,d}$ 크기를 산출한다. 또한, 신규 호의 현재 셀은 PNC의 $C_{next,d}$ 정보만을 요청하므로, 본 기법은 위의 기법에 비해 네트워크 과부하를 줄일 수 있다.

3.4.2 호 수락 제어

클라이언트의 호가 핸드-오프되었을 때, 그림 4와 같은 알고리즘을 이용하여 셀 A의 BS는 지속적인 QoS를 클라이언트에게 지원한다.

```
hand-off call{
    /* bcurrent is the amount of bandwidth assigned to a hand-off
    call */
    Input : bcurrent of hand-off call
    Output : accept or drop the call
    if (Class I) {
        if (Guarantee) {
            if (bcurrent ≤ CA,h + CA,d) {
                accept the call;
                allocate bcurrent
            }
            else
                drop the call;
        }
        else /* dynamic guarantee or best effort */
            if (bcurrent ≤ CA,h + CA,d) {
                accept the call;
                allocate bcurrent
            }
            else if (bmin ≤ CA,h + CA,d < bcurrent)
                accept the call;
                allocate breadjusted /* bmin ≤ breadjusted < CA,h + CA,d */
            else
                drop the call;
    }
    else { /* class II */
        if (CA,d > 0) {
            accept the call;
            allocate breadjusted /* bmin ≤ breadjusted ≤ CA,d */
        }
        else
            drop the call;
    }
}
```

그림 4 핸드-오프 호 수락 제어 알고리즘

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 지원하지만, 이를 경우에는 $b^{current}$ 에 가장 가까운 QoS($b^{readjusted}$)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.

```
new call{
    Input : new call
    Output : accept or block the call
    if (Class I) {
        if (call_admission_test(new call)) {
            accept the call;
            allocate bnew
        }
        else
            block the call;
    }
    else /* Class II */
        if (CA,d > 0) {
            accept the call;
            allocate breadjusted /* bmin ≤ breadjusted ≤ CA,d */
        }
        else
            block the call;
    }

call_admission_test {
    Input : Class I call
    Output : return 1 or 0
    /* bnew is the desired amount of bandwidth for Class I
    Call */
    for (next ∈ PNC)
        if (Cnext,d - bnew < 0) /* bmin ≤ bnew ≤ Cnext,d */
            return 0;
    if (CA,d - bnew ≥ 0)
        return 1;
    else
        return 0;
}
```

그림 5 신규 호 수락 제어 알고리즘

셀 A에서 신규 호가 발생할 때, 그림 5와 같은 알고리즘을 이용하여 BS는 새로운 호를 지원한다.

그림 5 신규 호 수락 제어 알고리즘 BS는 $C_{A,d}$ 를 이용하여 신규 호를 지원한다. 클라이언트가 Class I 호를 BS에게 요청할 때, BS는 먼저 호 수락 테스트를 수행하며, 반죽한 경우에만 이 호를 수락한다. 호 수락 테스트를 할 때, 신규 호가 요청한 대역폭(b^{new})이 $C_{A,d}$ 와 이 호가 이동할 PNC의 $C_{next,d}$ 보다 작을 경우 요청한 QoS를 지원하지만, 이를 경우에는 블록킹된다. 클라이언트가 Class II 호를 요청하였을 경우 호 수락 테스트를 하지 않으며, 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 남아 있으면 이 호는 수락되지만, 대역폭이 없으면 블록킹된다.

4. 성능 평가

이 장에서는 본 논문에서 제안한 호 수락 제어 메커니즘과 4.1절에서 기술한 기존 호 수락 제어 메커니즘의 성능을 시뮬레이션을 통해 비교한다.

4.1 기존 호 수락 제어 메커니즘

“NR-CATI(No Reservation-CATI)”은 멀티미디어 트래픽 지원을 위해 현재 셀룰러 시스템[12]을 확장한 메커니즘이며, 핸드-오프 호를 위해서 대역폭 예약을 수

행하지 않는다. Class I 신규 호가 현재 셀과 전체 이웃 셀들에서 호 수락 테스트(CATI)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 높다는 단점이 있다.

“FR-CATI(Fixed Reservation-CATI)”은 핸드-오프 호를 위해 전체 대역폭 중 일부분을 예약하는 메커니즘[13]이며, 신규 호나 기존 호는 이 예약된 대역폭을 사용할 수 없다. Class I 신규 호의 경우, 이 메커니즘은 CATI를 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 블록킹한다. 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-CATI 메커니즘은 고정된 크기의 대역폭을 예약하므로 네트워크 상태에 적응적으로 대처할 수 없다. 예를 들어, 핸드-오프 호가 필요로 하는 대역폭이 예약된 대역폭에 비해 적다면, 대역폭 이용률이 낮아진다.

“AR-CATI(Adaptive Reservation-CATI)”은 핸드-오프 호를 위해 예약 대역폭의 크기를 네트워크 상태에 따라 적응적으로 조정할 수 있는 메커니즘[10]이다. 이 메커니즘은 핸드-오프 종료율이 임계치(예 : 0.05)보다 높을 경우, 현재 예약된 대역폭을 증가(예 : 현재 대역폭 \times 1.1)시킨다. 또한, 핸드-오프 블록킹률이 0이고 예약된 대역폭 이용률이 낮은 경우(예 : 0.25)에는 예약된 대역폭의 크기를 감소(예 : 현재 대역폭 크기 \times 0.9)시킨지만, 예약된 대역폭 이용률이 높은 경우(예 : 0.75)에는 증가(예 : 현재 대역폭 크기 \times 1.1)시킨다. 신규 호와 핸드-오프 호의 호 수락 제어는 FR-CATI과 동일하다. 이 메커니즘은 네트워크 환경에 따라 대역폭을 일정한 값으로 증가 또는 감소시키므로 클라이언트 수의 급격한 변화나 클라이언트가 특정 셀에 집중될 때 예약된 대역폭

의 크기를 즉시 재조정할 수 없다는 단점이 있다.

4.2. 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[10][11].

다양한 멀티미디어 어플리케이션을 지원하는 이동 컴퓨팅 환경을 고려하기 위해 시뮬레이션에서 사용된 멀티미디어 트래픽의 종류를 표 2[10]와 같이 6개로 분류하였다.

표 2 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

본 논문에서는 사용자들의 이동 패턴을 현실 세계와 가장 근사하게 모델링하기 위해 실제 사람들의 이동 패턴을 조사한 자료(표 3[17] 참조)를 이용하였다.

표 3 이동 패턴 통계

이동 패턴	비율	평균 이동 거리(Km)
To/From Work	0.202	17
Work-Related Business	0.014	45
Personal Business	0.529	11
Social/Recreation	0.253	19
Vacation	0.002	351

“To/From Work”는 회사와 집을 왕복하는 통근자(commuter)의 이동 패턴을 나타내며, “Work-Related Business”는 회사에 출근한 후 다른 지역으로 이동하는 패턴이다. “To/From Work”는 주기적으로 반복하는 이동 패턴이므로 이동 확률(MP)이 매우 높다. “Personal Business”는 통근자가 아닌 사람들의 이동 패턴으로서 이들은 개인적인 일을 처리하기 위해 백화점, 병원, 법원

등으로 이동하며 이동 거리가 짧다. "Personal Business"는 특정 목적지로 이동하는 패턴이므로 이동 방향은 거의 "Random"이 아님을 알 수 있다. 따라서, 이러한 이동 패턴은 이동 확률이 높다. "Social/Recreation"은 통근자의 퇴근 후 이동 패턴을 나타낸다. "Social/Recreation"은 친구/친척 방문, 드라이빙, 토크레이션 등을 위해 이동하는 패턴이므로 위의 세 이동 패턴에 비해 특정 셀로 이동 할 확률이 낮다. "Vacation"은 이동 방향이 "Radom"인 이동 패턴이지만 비율이 매우 낮음을 알 수 있다. 본 논문은 표 3과 같이 사용자의 이동 패턴, 비율, 이동 거리를 측정한 통계 자료를 이용하여 사용자의 이동성을 가능한 한 현실 세계와 유사하게 고려하여 시뮬레이션을 수행하였다.

신규 호가 생성될 때, 클라이언트는 표 2의 트래픽들 중에서 하나를 선택할 수 있다. 표 3은 신규 호를 요청한 클라이언트의 이동 패턴을 나타낸다. 예를 들어, "To/From Work"는 일반적으로 이동성 확률이 매우 높은 이동 패턴이므로 이 패턴을 갖는 클라이언트는 TMP 이상인 이웃 셀이 존재할 가능성이 크다. 반면, "Vacation"은 이동성 확률이 매우 낮은 패턴이므로 이 패턴을 갖는 클라이언트는 TMP 이상인 이웃 셀이 존재할 가능성이 거의 없다.

기존 호 수락 제어 메커니즘에서 *FR-CAT1*은 전체 대역폭 중에서 20%를 핸드-오프 호를 위해 예약하며, *AR-CAT1*은 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 *PR-CAT2*(Proposed Reservation-CAT2)로 정의한다. *PR-CAT2*는 *AR-CAT1*과 같이 핸드-오프 호 종료율이 0.05이면 대역폭 대신에 (식 4)의 w 를 0.1 증가시킨다. 이와 유사하게 핸드-오프 종료율이 0이고 예약된 대역폭 이용률이 0.75 이상 또는 0.25 이하이면 w 를 각각 0.1 만큼 증가 또는 감소시킨다.

4.3 시뮬레이션 결과 및 분석

이 장에서는 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 *PR-CAT2*와 *NR-CAT1*, *FR-CAT1* 그리고 *AR-CAT1* 메커니즘의 성능을 비교한다. 시뮬레이션의 공평성을 위해 *AR-CAT1*도 본 논문에서 제시한 대역폭 반환 정책을 수행한다고 가정한다.

표 4는 시뮬레이션 프로그램에서 사용된 성능 파라미터들과 성능 메트릭들을 요약한 것이다.

신규 호 증가율은 각 셀마다 초당 증가하는 신규 호

표 4 시뮬레이션의 성능 파라미터와 성능 메트릭

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

의 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.

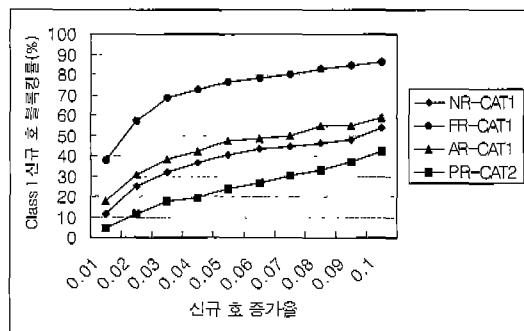


그림 6 Class I 신규 호 블록킹률

그림 6은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 CBP를 측정한 결과이다. *PR-CAT2* 메커니즘이 가장 낮은 CBP를 나타내며, *NR-CAT1*가 그 다음이고, *FR-CAT1*가 가장 높음을 알 수 있다. *NR-CAT1*이 예약 작업을 수행하지 않음에도 불구하고 *PR-CAT2*보다 CBP가 높은 이유는 *NR-CAT1*이 호 수락 테스트를 엄격하게 수행하기 때문이라 판단된다. 즉, *PR-CAT2*는 신규 호의 현재 셀과 이 호의 PNC에서만 호 수락 테스트를 수행하는 반면, *NR-CAT1*은 신규 호의 현재 셀과 이 호의 전체 이웃 셀들에 대해 호 수락 테스트를 하기 때문이다. 또한, *AR-CAT1*과 *FR-CAT1*도 이러한 이유로 인해 *PR-CAT2*보다 CBP가 높음을 알 수 있었다. *NR-CAT1*이 *AR-CAT1*과 *FR-CAT1*보다 CBP가 낮은데, 이는 *NR-CAT1* 메커니즘이 대역폭 예약을 수행하지 않으므로 신규 호가 사용할 수 있는 대역폭이 *AR-CAT1*과 *FR-CAT1*에 비해 크기 때문이라 판단된다. *FR-CAT1*은 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로,

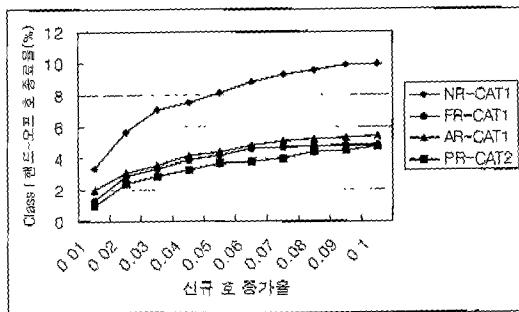


그림 7 Class I 핸드-오프호 종료율

대역폭을 네트워크 상태에 따라 적응적으로 예약하는 AR-CAT1에 비해 CBP가 높아짐을 알 수 있다.

그림 7은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 CDP를 비교한 것이다. CDP가 가장 낮은 메커니즘은 PR-CAT2이며, 다음으로 FR-CAT1, AR-CAT1, 그리고 NR-CAT1 메커니즘순으로 높다. 이와 같이, PR-CAT2가 호의 현재 셀과 이 호의 PNC에서만 호 수락 테스트를 수행함에도 불구하고 가장 우수한 성능을 나타내었다. 그 이유는 PR-CAT2가 2-계층 셀 구조, MPP 그리고 호 수락 제어를 통해 다른 메커니즘보다 현재의 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭을 조정할 수 있기 때문이다. 또한, 핸드-오프호들을 위해 예약할 대역폭이 부족할 경우, 대역폭 반환 정책을 통해 NR-CAT1과 FR-CAT1보다 많은 대역폭 예약 공간을 확보할 수 있기 때문이라 판단된다. NR-CAT1은 핸드-오프호를 위한 대역폭 예약을 하지 않으므로 성능이 가장 나쁘다.

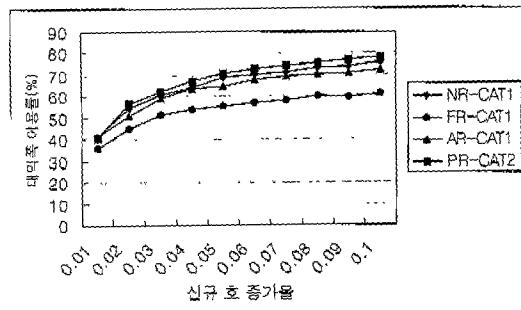


그림 8 대역폭 이용률

그림 8은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 대역폭 이용률을 나타낸다. 대역폭 이용률은 PR-CAT2,

NR-CAT1, AR-CAT1, 그리고 FR-CAT1 순으로 높다. 그 이유는 PR-CAT2가 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-CAT1은 대역폭을 예약하지 않으므로 대역폭 이용률이 AR-CAT1과 FR-CAT1보다 높은 것으로 판단된다. FR-CAT1의 대역폭 이용률이 가장 나쁜 이유는 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로, 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭 크기를 조정할 수 없기 때문이다.

결론적으로, NR-CAT1은 대역폭 예약을 하지 않으므로 AR-CAT1과 FR-CAT1보다 대역폭 이용률이 높고 CBP가 낮지만 CDP는 가장 높다. FR-CAT1은 CDP가 NR-CAT1과 AR-CAT1에 비해 낮지만 CBP가 가장 높고 대역폭 이용률도 가장 낮다는 문제점이 있다. AR-CAT1은 FR-CAT1보다 대역폭 이용률이 높고 CBP가 낮으면서도 NR-CAT1보다 CDP가 낮다. PR-CAT2는 다른 메커니즘들에 비해 CBP와 CDP가 가장 낮으며, 대역폭 이용률이 가장 높다. 현재 셀에서만 호 수락 테스트를 적용한 성능 평가에서도 본 논문에서 제시한 메커니즘이 다른 메커니즘들보다 우수함을 알 수 있었다[14].

네트워크 부하가 매우 작은 이동 컴퓨팅 환경(즉, 신규 호 불록킹률이 매우 낮은 환경)에서는 대역폭 예약, 호 수락 제어 등과 같은 메커니즘이 필요하지 않을 수도 있다. 그러나, 이러한 환경에서도 실제로 공항, 호텔, 쇼핑 몰 등과 같은 “핫-스팟(hot-spot)” 때문에 각 셀의 신규 호 불록킹률이 모두 낮은 것은 아니다. 즉, “핫-스팟”은 전체 셀들 중에서 일부 셀들에 대해 호들이 집중되는 현상을 나타내므로, 특정 셀들은 신규 호 불록킹률이 매우 높아지게 된다. 따라서, 이러한 이동 컴퓨팅 환경을 적응적으로 대처하기 위해 본 논문에서는 대역폭 예약과 호 수락 테스트를 제안하였다.

실제 이동 컴퓨팅 환경에서 사람들의 이동 패턴은 시간에 따라 크게 차이가 있다[17]. 즉, 사용자의 이동성이 점차적으로 증가 또는 감소하는 것이 아니라 급격히 증감함을 의미한다. 또한, 사용자는 이동할 때 휴대용 단말기를 통해 표 2와 같은 서비스(신규 호)를 이용한다. 따라서, 시간에 따라 신규 호의 증가율도 급격히 변하게 된다. 이러한 급격한 신규 호의 증감에 따른 시뮬레이션 수행을 위해, 시간이 경과함에 따라 셀에서 발생하는 급격한 신규 호 증가율의 변화를 표 5와 같이 모델링하였다.

표 5 신규 호 증가율의 변화

시간 간격(초)	1 ~ 1000	1001 ~ 2000	2001 ~ 3000	3001 ~ 4000	4001 ~ 5000
신규 호 증가율	0.01	0.05	0.1	0.05	0.01

그림 9, 10 그리고 11은 표 5에서와 같이 신규 호의 증가율이 급격히 변하는데 따른 성능 메트릭을 나타낸 결과이다. 단, 각 성능 메트릭은 각 시간 간격(time interval)의 종료 시점에서 측정된 결과이다.

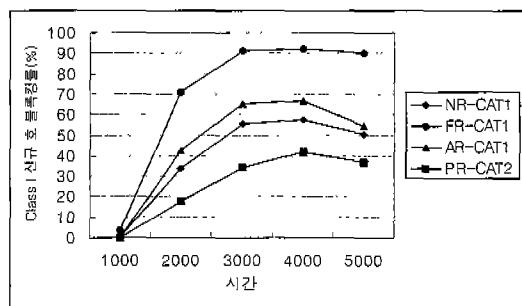


그림 9 급격한 신규 호 증가율에 따른 Class I 신규호 블록킹률

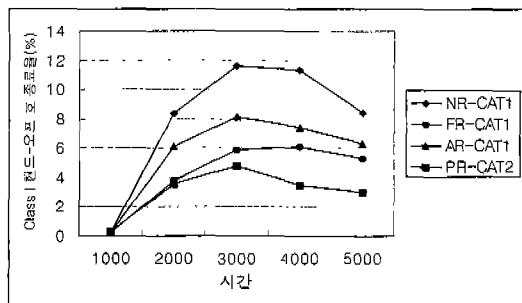


그림 10 급격한 신규 호 증가율에 따른 Class I 핸드-오프호 블록킹률

신규 호 증가율이 급격히 변할 수 있는 이동 컴퓨팅 환경에서 *PR-CAT2*가 다른 메커니즘들보다 모든 성능 메트릭에 대해 우수함을 알 수 있다. 특히, 신규 호가 점차적으로 증가하는 이동 컴퓨팅 환경과 비교해 볼 때, *PR-CAT2*의 Class I 핸드-오프 호 블록킹율이 다른 메커니즘들보다 훨씬 낮음을 알 수 있다. 그 이유는 *PR-CAT2*가 MPP와 2-계층 셀 구조를 이용한 대역폭 예약과 MPP를 이용한 호 수락 테스트를 통해 0.01에서

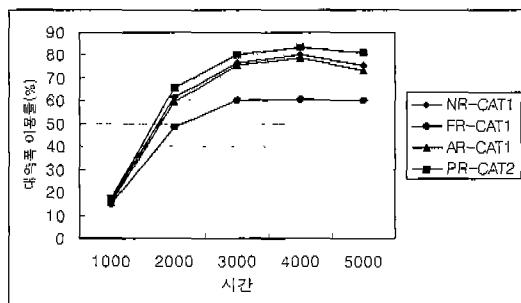


그림 11 급격한 신규 호 증가율에 따른 대역폭 이용률

0.05, 0.05에서 0.1로 급격히 증가할 때와 0.1에서 0.05, 0.05에서 0.01로 급격히 감소할 때의 신규 호 변화에 즉시 대처할 수 있기 때문이다. 또한, *FR-CAT1*은 단지 호 수락 테스트에서 네트워크 상태에 따라 호 수락 여부를 판단하는 반면 대역폭을 예약할 때에는 이를 고려하지 않는다. 따라서, 신규 호의 급격한 증감에 대처할 수 없다. *AR-CAT1*은 호 수락 테스트와 대역폭 예약시 네트워크 상태를 고려한다. 그러나, 신규 호가 점진적으로 증가할 때와 비교해 볼 때, *AR-CAT1*의 CBP가 *PR-CAT2*보다 더욱 커짐을 알 수 있다. 그 이유는 신규 호가 급격히 증가 또는 감소함에도 불구하고, *AR-CAT1*은 일정한 증감치를 현재 예약된 대역폭의 크기에 곱하여 이를 재조정하므로 급격한 신규 호의 변화에 즉시 대처할 수 없기 때문이다. 이와 같이, *PR-CAT2*는 신규 호가 급격히 증가 또는 감소할 때에도 다른 메커니즘보다 훨씬 더 적응적으로 대처함을 확인할 수 있다.

MPP만을 이용하여 예약 대역폭의 크기를 조정하는 기법은 w 를 추가하여 추정된 대역폭 예약의 크기를 조정하는 기법보다 CDP가 낮은 반면 CBP는 높고 대역폭 이용률은 낮음을 알 수 있었다. 이는 예약된 대역폭 크기가 핸드-오프될 호들이 사용할 대역폭 크기에 비해 크다는 것을 의미한다. 즉, 이들이 동시에 다른 셀로 핸드-오프할 가능성이 생기 때문이다. 따라서, 본 논문에서는 네트워크 상태에 적응적으로 대처하기 위해 MPP를 이용하여 사용자가 핸드-오프한 위치를 예측할 뿐만 아니라 [10][11]에서 제시한 핸드-오프 호 블록킹률과 대역폭 이용률을 이용하여 w 를 조절하였다.

5. 결 론

본 논문에서는 클라이언트의 이동 형태를 기록한 MPP, 2-계층 셀 구조 그리고 클라이언트의 현재 셀과 PNC에 대해서만 호 수락 테스트를 적용하는 호 수락

제어 메커니즘을 제시하였다. MPP는 클라이언트가 다음에 이동할 셀을 예측하기 위해 제안되었으며, 2-계층 셀 구조는 다른 셀로 핸드-오프할 가능성이 높은 클라이언트들에 대해서만 대역폭 예약 메커니즘을 적용하기 위해 설계되었다. 또한, 클라이언트의 위치 예측 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 공용 플라스 QoS 범위를 이용하였다. 본 논문의 호 수락 제어는 클라이언트의 현재 셀과 PNC에서 호 수락 테스트를 수행하므로 클라이언트의 현재 셀과 전체 이웃 셀들에서 이를 수행하는 다른 기법에 비해 네트워크 과부화를 줄일 수 있다.

본 논문에서는 시뮬레이션을 통해 기존의 *NR-CAT1*, *FR-CAT1*, *AR-CAT1* 메커니즘의 성능을 *PR-CAT2*와 비교하였다. 다른 메커니즘들과 비교해 볼 때, *NR-CAT1*은 대역폭 예약을 하지 않으므로 대역폭 이용률이 높고, CBP가 낮지만, CDP가 가장 높다는 단점이 있다. *FR-CAT1*은 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-CAT1*은 위의 두 메커니즘보다는 성능이 우수하지만, *PR-CAT2*보다는 성능이 떨어진다. *PR-CAT2*의 모든 성능 메트릭은 다른 메커니즘들보다 우수하였다. *PR-CAT2*는 CBP가 두 번째로 성능이 좋은 *NR-CAT1*보다 25~50% 정도, CDP가 두 번째로 성능이 좋은 *FR-CAT1*보다 약 5~15% 정도 낮음을 알 수 있었다. 또한, 대역폭 이용률도 두 번째로 성능이 좋은 *NR-CAT1*보다 약 3~5% 높음을 알 수 있었다. 신규 호가 급격히 변화할 경우에도 *PR-CAT2*의 성능은 다른 메커니즘보다 우수하였다. 즉, *PR-CAT2*는 *FR-CAT1*보다 CDP가 5~45% 정도, *NR-CAT1*보다는 CBP가 25~50% 낮으면서도 대역폭 이용률이 3~8% 높음을 알 수 있었다.

본 논문에서 제안한 호 수락 제어는 MPP를 저장하는 공간이 필요하다. 그러나, 무선망은 유한한 자원이므로 이를 효율적으로 활용하는 것은 매우 중요하다. 본 논문은 다른 메커니즘보다 QoS의 지속적인 지원, 효율적인 대역폭 이용률, 낮은 CBP 및 CDP를 제공하고, 급격한 신규 호 증가를 변화에도 적응적으로 대처할 수 있으므로 무선 자원을 보다 효율적으로 활용할 수 있음을 보였다. 또한, 호 수락 테스트를 할 때 PNC를 이용하여 전체 이웃 셀에 대해 가용할 수 있는 대역폭($C_{neighbor,d}$)의 크기를 산출하는 것을 방지할 수 있을 뿐만 아니라 네트워크 과부화도 줄일 수 있다. 따라서, MPP로 인한 저장 공간 오버헤드에 비해 효율적인 대역폭의 활용으로 인한 장점이 월씬 크다고 할 수 있다. 향후에는 각 호들에게 공평하게 대역

폭을 할당하는 방안에 대한 연구가 필요할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] G. H. Forman, and J. Zahorjan, "The Challenges of Mobile Computing," *IEEE Computer*, April 1994.
- [2] K. Lee, "Adaptive Network Support for Multimedia," *Proceeding MobiCom'95*, November 1995.
- [3] K. Keeton, et al., "Providing Connection-Oriented Network Services to Mobile Hosts," *Proceeding USENIX Symposium on Mobile & Location Independent Computing*, August 1993.
- [4] C-K Toh, "A Hybrid Handover Protocol For Wireless ATM LANs," *ACM Journal on Mobile Networks & Applications*, Vol. 1 No. 3, December 1996.
- [5] S. Singh, "Quality of Service Guarantees in Mobile Computing," *Journal Computer Communications*, Vol. 19, pp. 359-371, 1996.
- [6] M. Naghshineh and M. Schwartz, "Distributed Call Admission Control in Mobile /Wireless Networks," *IEEE JSAC*, Vol. 14, No. 4, pp. 711-717, May 1996.
- [7] 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.
- [8] S. Lu and V. Bharghavan, "Adaptive Resource Management Algorithms for Indoor Mobile Computing Environments," *In Proc ACM SIGCOMM'96*, pp. 231-242, August 1996.
- [9] S. Lu, K. W. Lee, and V. Bharghavan, "Adaptive Service in Mobile Computing Environments," *In Proc IWQoS'97*, 1997.
- [10] 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.
- [11] 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.
- [12] J. E. Padgett, C. G. Gunther, and T. Hattori, "Overview of Wireless Personal Communication," *IEEE Communication Magazine*, Vol. 33, No. 1, January 1995.
- [13] Yi-Bing Lin, A. Noerpel, and D. Harasty, "A Non-Blocking Channel Assignment Strategy for Hand-Offs," *IEEE ICUPC'94*, 1994.
- [14] 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.
- [15] 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.
- [16] C. H. Choi, et al., "A Bandwidth Reservation Mechanism for Mobile Multimedia Environment," Technical Report CAU-CS-2000-10, Chung-Ang University, May 2000.
- [17] P. S. Hu and J. Young, *1990 NPTS Databook: Nationwide Personal Transportation Survey*, Federal Highway Administration, November 1993.



최 창 호

1995년 배재대학교 전자계산학과 이학사.
1997년 중앙대학교 컴퓨터공학과 공학석사.
1997년 ~ 현재 중앙대학교 컴퓨터
공학과 박사과정. 관심분야는 이동 컴퓨
팅, 멀티미디어 통신임.



김 성 조

1975년 서울대학교 응용수학과 공학사.
1977년 한국과학기술원 천산과 이학석사.
1977년 ~ 1980년 ADD(연구원). 1980년
~ 현재 중앙대학교 컴퓨터공학과 교수.
1984년 ~ 1987년 Univ. of Texas at
Austin 이학박사. 1987년 ~ 1988년
Univ. of Texas at Austin(Research Fellow). 관심분야는
병렬 및 다중처리, 디버깅, 시스템 망 관리, 멀티미디어, 이
동 컴퓨팅임.