

# 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 위한 적응적 대역폭 예약 메커니즘

## (Adaptive Bandwidth Reservation Mechanism for Multimedia Services in Mobile Computing Environment)

최창호<sup>†</sup> 김명일<sup>†</sup> 김태준<sup>\*\*</sup> 김성조<sup>\*\*\*</sup>

(Chang Ho Choi)(Myung Il Kim)(Tae June Kim)(Sung Jo Kim)

**요약** 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 트래픽을 효율적으로 지원하기 위해서 가장 중요한 이슈는 이동 호스트(클라이언트)에게 QoS(Quality of Service)를 지속적으로 보장하는 것이다. 그러나, 핸드-오프를 필요로 하는 클라이언트의 이동성으로 인해 클라이언트와 네트워크간에 협상된 QoS가 보장되지 못할 수도 있다. 본 논문은 이동 컴퓨팅 환경에서 클라이언트에게 지속적으로 QoS를 지원하기 위한 ARMM (Adaptive-bandwidth Reservation Mechanism using MPP)을 제안하였다. 각 셀은 핸드-오프 호출을 위해 이웃 셀에게 대역폭을 예약하며, 예약된 대역폭은 단지 핸드-오프 호출만이 사용할 수 있다. 만약, 핸드-오프 호출을 위해 대역폭을 너무 많이 예약한다면 신규 호출의 블로킹 확률이 증가하므로, 예약할 대역폭의 크기를 정확히 결정하는 것이 중요하다. 본 논문에서는 이 대역폭의 정확한 크기를 결정하고, 네트워크 상태에 따라 크기를 적응적으로 조정하기 위해 MPP(Mobility Pattern Profile)와 2-계층 셀 구조를 기반으로 한 기법을 제안하였다. 본 논문에서 제시된 대역폭 예약 메커니즘의 성능을 평가하기 위해, 신규 호출 블로킹률, 핸드-오프 호출 종료율, 대역폭 이용률을 측정하였다. 시뮬레이션 결과, 본 논문의 대역폭 예약 메커니즘의 성능이 No Reservation, Fixed Reservation, Adaptive Reservation과 같은 기존의 메커니즘보다 우수함을 알 수 있었다.

**Abstract** The most important issue in supporting efficient multimedia traffic on a mobile computing environment is to guarantee the consistent QoS(Quality of Service) for the mobile host(client). However, the QoS negotiated between the client and the network in one cell may not be honored due to client mobility that requires hand-offs between cells. In this paper, ARMM (Adaptive-bandwidth Reservation Mechanism using MPP) is proposed to provide the consistent QoS guarantees for a client on a mobile computing environment. Each cell can reserve a portion of bandwidths for hand-off calls to its adjacent cells, and this reserved bandwidth can be used only for hand-off calls rather than for new calls. Since the blocking probability of new calls would increase if we reserve more bandwidth than being necessary, it is important to determine the right amount of reserved bandwidth for hand-off calls. This paper proposes an algorithm based on an MPP(Mobility Pattern Profile) and a 2-tier cell structure to determine an appropriate amount of bandwidth to be reserved in the cell and to dynamically control it based on network conditions. In order to evaluate the performance of our 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 No Reservation, Fixed Reservation, and Adaptive Reservation.

· 본 연구는 ITRC 지원으로 수행되었으며 지원에 감사드립니다.

† 학생회원 : 중앙대학교 컴퓨터공학과  
chchoi@konan.cse.cau.ac.kr  
nicemi@konan.cse.cau.ac.kr

\*\* 비회원 : 중앙대학교 컴퓨터공학과  
tjkim@konan.cse.cau.ac.kr

\*\*\* 종신회원 : 중앙대학교 컴퓨터공학과 교수

sjkim@cau.ac.kr

논문접수 : 2000년 6월 15일

심사완료 : 2000년 10월 19일

## 1. 서론

최근 개인의 활동 영역이 광범위해지면서 이동 중, 또는 자신의 사무실과 멀리 떨어진 원격지에서 업무를 처리해야 할 필요성이 증대되고 있다. 이에 따라, 소형화, 경량화된 하드웨어의 개발과 유·무선 통신 기술 발전에 힘입어 물리적 위치와 관계없이 지속적으로 업무를 처리할 수 있는 이동 컴퓨팅(mobile computing) 패러다임이 등장하게 되었다[1]. 컴퓨터 시스템에서 처리되는 정보의 유형 또한 문자, 숫자 등과 같은 단순 데이터에서 이미지(image), 오디오(audio), 비디오(video) 등을 포함하는 멀티미디어 데이터로 변화됨에 따라 컴퓨터 사용자들이 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 이용하고자 하는 욕구가 점점 커지고 있다.

이동 멀티미디어 컴퓨팅 환경에서 클라이언트에게 QoS(Quality of Service)를 지속적으로 지원하는 것은 매우 중요하다. 그러나, 이동 컴퓨팅 환경에서는 클라이언트의 이동성과 작은 저장 공간, 무선망의 좁은 대역폭으로 인해 요구되는 수준의 QoS를 제공하기가 어렵다. 특히, 클라이언트의 이동성으로 인한 핸드-오프는 멀티미디어 서비스를 어렵게 하는 주요 원인이 된다. 이는 클라이언트가 다른 셀로 이동하였을 경우, 클라이언트의 전(previous) 셀과 현재 셀의 네트워크 환경이 서로 다를 수 있기 때문이다. 만약 클라이언트가 이용할 수 있는 대역폭이 없는 셀로 이동할 경우, 이 클라이언트는 현재 QoS(Quality of Service)를 지원 받을 없으므로 호(call)가 강제로 종료된다. 무선망의 좁은 대역폭은 이러한 문제를 더욱 가중시킨다. 따라서, 한정된 대역폭을 갖는 무선망과 클라이언트의 이동성을 갖는 이동 컴퓨팅 환경에서 원활한(seamless) QoS를 지원하기 위한 대역폭 예약 연구가 필수적이다[2-7][9][11].

우리는 이동 컴퓨팅 환경에서 클라이언트에게 원하는 QoS를 지속적으로 지원하기 위한 대역폭 예약 메커니즘으로서 ARMM(Adaptive-bandwidth Reservation Mechanism using MPP)을 제안하였다. 한 셀의 대역폭 예약 크기가 핸드-오프 호들이 요구하는 대역폭보다 적으면 핸드-오프 종료 발생하게 된다. 이를 위해, 대역폭 예약 크기를 크게 설정하여 핸드-오프 종료율을 줄일 수 있으나, 신규 호가 가용할 수 있는 대역폭의 양이 그만큼 줄게 되므로 신규 호의 블로킹률이 증가하게 된다. 본 논문에서는 기존 기법들에 비해 핸드-오프 호의 종료율과 신규 호의 블로킹률을 줄일 수 있는 대역폭 예약을 위해 MPP(Mobile Pattern Profile)를 기반으로 한 위치 예측 알고리즘과 2-계층 셀 구조를 제

안하였다. 또한, 현재 네트워크 상태에 따라 예약폭의 크기를 적응적으로 조절할 수 있는 알고리즘을 제안하였다. 본 논문에서는 위치 예측 오류로 인한 오버헤드를 줄이기 위해 QoS 범위(bound)와 공유 풀(common pool) 기법을 이용하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스를 지원하기 위한 기존의 대역폭 예약 메커니즘을 살펴보고, 3장에서는 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘인 ARMM을 기술한다. 4장에서는 본 메커니즘과 다른 대역폭 예약 메커니즘들의 성능을 시뮬레이션을 통해 분석 및 평가하고, 마지막으로 5장에서는 결론과 향후 연구 방향에 대해 기술한다.

## 2. 관련 연구

이동 컴퓨팅 환경에서 멀티미디어 서비스가 지원되기 위해서는 멀티미디어, 무선망 그리고 이동성 등이 고려되어야 한다. 멀티미디어는 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, 이동성은 핸드-오프를 발생시켜 클라이언트의 네트워크 환경이 급격히 변할 수 있다.

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

이러한 환경에서 클라이언트에게 원활한 멀티미디어 서비스를 지원하기 위한 기존 연구를 살펴보면 다음과 같다. 먼저 멀티미디어의 트래픽 종류에 따라 서로 다른 우선 순위를 부여한 대역폭 예약 연구가 있다[6][7][9]. Class I은 Class II보다 지연에 더욱 민감하므로, Class I 서비스를 제공받고 있는 클라이언트는 핸드-오프 시 지연에 의해 QoS가 저하되거나, 서비스가 종료될 수 있다. 또한, 클라이언트가 핸드-오프될 셀의 대역폭 부족도 QoS의 저하나 서비스 종료를 초래할 수 있다. 이러한 문제 때문에 Class I 호가 강제로 종료되는 것을 방지하기 위해 이 호의 이웃 셀에 대역폭을 미리 예약한다. 클라이언트가 핸드-오프될 셀에 대역폭을 미리 예약하였다면, 핸드-오프 처리시 지연이 줄어들므로 이 호는 핸드-오프되더라도 원활한 멀티미디어 서비스를 제공할 수 있다.

대역폭 예약을 많이 하면 핸드-오프 호는 지속적인 멀티미디어 서비스를 제공받을 수 있는 반면, 신규 호는 블로킹률이 증가하게 된다. 대역폭 예약을 적게 하면 신규 호에 비해 핸드-오프 호의 종료율이 커지게 된다. 이러한 문제를 해결하기 위해서는 적당한 양으로 대역폭을 예약해야 한다. Oliveira[7]은 핸드-오프 종료율(hand-off dropping probability)과 대역폭 이용률(bandwidth utilization)을 이용하여 네트워크 상태에 따라 대역폭 예약을 조절하는 메커니즘을 제안하였다. 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 감소시키지만, 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 집중될 때 적응적으로 대역폭을 예약할 수 없다.

BS가 클라이언트의 핸드-오프될 셀을 예측할 수 있다면, 대역폭은 이 셀에 대해서만 예약된다[6] [9]. 따라서, 이 기법은 핸드-오프될 셀에만 대역폭을 예약하면 되므로 대역폭 예약의 크기를 보다 효율적으로 예측할 수 있다. Lu[9]와 Choi[6]는 클라이언트나 셀의 과거 이동 패턴 정보를 이용하여 확률적으로 핸드-오프될 셀을 예측하는 기법을 제안하였다. 전자는 클라이언트의 과거 이동 패턴 정보를 이용한 기법이며, 후자는 셀에서 클라이언트의 핸드-오프 시간을 기록한 정보를 이용한 방법이다.

Lu의 메커니즘은 클라이언트의 과거 이동 경로를 이용하여 대역폭을 예약한다. 이 메커니즘은 모든 이웃 셀에 대역폭을 예약하는 것이 아니라 클라이언트가 이동할 확률이 높은 셀에만 예약을 한다. 이 메커니즘은 클라이언트의 이동 영역이 좁은 경우(예: 빌딩)에 적합하며, 클라이언트가 대역폭을 예약한 셀로 핸드-오프되지 않을 경우, 대역폭이 낭비된다. Choi의 메커니즘은 셀에서 클라이언트의 핸드-오프 방향에 따라 특정 시간에 핸드-오프된 클라이언트의 수를 측정한 데이터를 이용하여 대역폭을 예약한다. 예를 들어, 도로에서 교통이 혼잡할 경우와 그렇지 않을 경우, 특정 시간 동안 핸드-오프할 클라이언트의 수는 다르다. 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 이차원 형태의 네트워크 모델로 확장되었을 경우 저장해야 할 정보가 급증한다는 단점이 있다.

본 논문에서는 트래픽 종류, 클라이언트의 이동 패턴 그리고 2-계층 셀 구조를 이용하여 대역폭을 예약하는 메커니즘인 ARMM을 제안한다. 클라이언트의 이동 패턴을 기록한 MPP를 통해 클라이언트가 이동할 다음 셀을 예측할 수 있으며, 대역폭 예약은 예측된 셀에서만 수행된다. 따라서, 클라이언트의 급격한 변화나 클라이언트가 특정 셀에 집중될 때에도 효율적으로 대역폭을 예약할 수 있다. 또한, 실제로 다른 셀로 이동할 확률이 높은 클라이언트들을 분류하기 위해 2-계층 셀 구조를 제안하였다. 대역폭 예약 오류를 줄이기 위해 대역폭 예약 공간을 공용 폴로 설계하였으며 QoS를 최고 수준과 최저 수준으로 구분하였다.

### 3. MPP와 2-계층 셀 구조를 이용한 대역폭 예약 메커니즘 설계

본 논문에서 제시한 ARMM의 대역폭 예약 과정은 그림 1과 같다. 클라이언트가 Class I 또는 Class II 호를 요청하면, 각 셀의 BS는 Class I 호들에게 지속적인 QoS 지원을 위해 이웃 셀의 대역폭을 예약한다. 이를 위해, 먼저 예약할 대역폭의 크기를 결정해야 하며, 이웃 셀에게 예측된 대역폭 예약을 요청한다. 예약 대역폭의 크기는 MPP를 이용한 다음 셀 예측 기법, 2-계층 셀 구조, 이동성 확률을 이용하여 예측된다. 이웃 셀에 예측된 대역폭을 예약하는 것은 셀의 분할 기법과 대역폭 반환 기법을 이용한다.

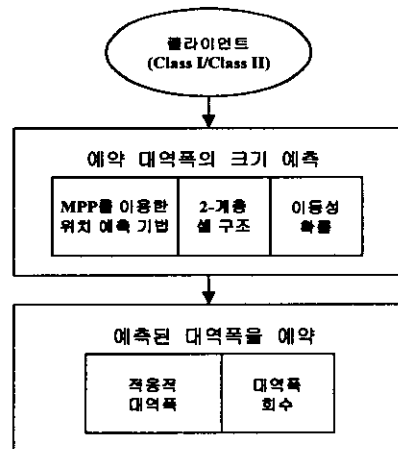


그림 1 ARMM의 대역폭 예약 과정

3.1 MPP 기반 이동성 확률 및 위치 예측 기법

장기간 사용자의 이동 형태를 기록한 MPP를 이용하여 핸드-오프를 지원한다. MPP는 다음 표 1과 같은 테이블로 구성되며, 각 필드의 역할은 다음과 같다.

표 1 MPP 필드

PrevBSID	CurrBSID	NextBSID	NextCount
----------	----------	----------	-----------

CurrBSID와 PrevBSID는 클라이언트가 현재 상주하고 있는 셀의 기지국(BS) ID와, 클라이언트의 전(previous) 셀의 BS ID를 각각 나타낸다. NextBSID는 클라이언트가 현재 셀인 CurrBSID에서 핸드-오프한 셀을 나타낸다. 클라이언트는 CurrBSID에서 임의의 이웃 셀로 핸드-오프할 수 있으므로, NextBSID는 여러 개가 존재할 수 있다. 예를 들어, 표 2에서 클라이언트가 셀 A를 거쳐 셀 B에 위치하고 있을 때, 이 클라이언트가 셀 B(CurrBSID)에서 핸드-오프한 셀(NextBSID)이 3개(X, Y, Z)임을 알 수 있다. NextCount는 클라이언트가 현재 셀(CurrBSID)에서 NextBSID로 핸드-오프한 회수를 나타낸다. 클라이언트가 CurrBSID에서 NextBSID로 이동하면 NextCount의 값은 1씩 증가된다. 예를 들어, 표 2와 같이 PrevBSID와 CurrBSID가 각각 셀 A와 B일 때, 이 클라이언트가 셀 B(CurrBSID)에서 셀 X(NextBSID)로 핸드-오프한 수(NextCount)는 157이다. (식 1)에서 MPP를 이용하여 이동성 확률(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 예측(prediction)할 수 있다. 단,  $p, i, j$ 는 각각 클라이언트의 PrevBSID, CurrBSID, NextBSID를 나타낸다. 또한, PrevBSID와 CurrBSID가 각각  $p, i$ 일 때 클라이언트  $x$ 의 NextBSID는  $\{N_{p,i,1}^x, N_{p,i,2}^x, \dots, N_{p,i,n}^x\}$ 이라 가정한다.

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

표 2를 통해 클라이언트의 PrevBSID가 A이며 CurrBSID가 B일 때, X로 이동할 확률은 약 0.88, Y로 이동할 확률은 0.11 그리고 Z로 이동할 확률은 0.01임을 알 수 있다. 따라서, 클라이언트가 셀 B에서 셀 X로 이동할 확률이 가장 높음을 알 수 있다.

이동성 확률값은 이와 같이 다양하게 나타날 수 있다.

표 2 MPP의 예

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

TMP(Threshold of Mobility Probability)라는 임계치를 이용하여 본 논문에서는 다음과 같이 클라이언트의 이동 확률을 TMP 이상과 이하인 경우로 구분하여 별도로 대역폭을 예약(단, TMP는 0.75로 가정<sup>1)</sup>)한다.

- ▶ TMP 이상인 NextBSID가 존재하는 경우 : BS는 한 개의 NextBSID에게만 대역폭을 예약한다. 클라이언트의 MPP가 표 2와 같다고 가정할 때, 이 클라이언트가 셀 A를 거쳐 현재 B 셀에 상주하고 있으면, BS는 셀 X(MP = 0.88)에 대해서만 대역폭을 예약한다.
- ▶ TMP 이상인 NextBSID가 존재하지 않는 경우 : BS는 2개 이상의 NextBSID들에 대해 대역폭을 예약한다. 만약 클라이언트가 셀 O를 거쳐 현재 셀 P에 위치하고 있으면, BS는 셀 I(MP = 0.5), 셀 J(MP = 0.5)에 대해서 대역폭을 예약한다.

예약될 대역폭의 크기는 3.3절에서 기술한다. MPP 크기가 너무 커지는 것을 방지하기 위해, 낮은 이동성 확률을 갖는 NextBSID는 MPP 최적화(optimization) 과정을 통해 삭제된다.

3.2 2-계층 셀 구조

BS는 클라이언트에게 QoS를 지속적으로 지원하기 위해 핸드-오프될 셀에 이 클라이언트를 위한 대역폭을 예약한다. 그러나, 클라이언트가 셀에 장기간 체류한 후 다음 셀로 이동할 경우, BS의 대역폭 예약으로 인하여 네트워크 자원의 낭비가 증가하게 된다. 이러한 낭비를 줄이기 위해, 본 논문에서는 그림 2와 같은 2-계층 셀 구조를 제안하였다.

BS는 클라이언트의 위치를 추적하기 위해 비컨(beacon) 메시지를 자신의 셀 영역에 전파한다. 이 때,

1) 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 이동 예측 오류로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 TMP(= 0.75)를 높게 설정하였다[7].

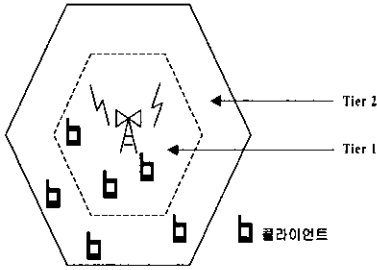


그림 2 계층적 셀 구조

BS와 클라이언트간 전파 거리가 멀어질수록 전파의 세기(signal strength)는 약해진다[3][4]. 2-계층 셀 구조는 클라이언트가 현재 셀의 BS로부터 거리가 멀어지면 전파의 세기가 약해진다는 특성을 이용한 것이다. 전파의 세기가 약해짐에 따른 특정 전송 오류율을 임계치로 설정하고, 임계치 이하인 경우는 “Tier1”, 임계치 이상인 경우는 “Tier2”으로 분류하였다. 예를 들어, BS의 평균 신호 세기(average signal strength)에 대한 전송 오류율을 Tier1-Tier2간 임계치로 설정할 수 있다. 따라서, BS와 클라이언트간 평균 신호 세기보다 낮은 경우는 Tier2, 높은 경우는 Tier1에 클라이언트가 존재한다. BS는 “Tier2” 영역에 존재하는 클라이언트들에 대해서만 핸드-오프를 지원하기 위해 이웃 셀들에게 대역폭을 예약한다. 이는 “Tier2” 영역에 있는 클라이언트가 다른 셀로 이동할 확률이 높기 때문이다.

### 3.3 대역폭 예약 메커니즘

본 논문은 클라이언트가 사용하는 트래픽을 Class I과 Class II로 구분하며, “Tier2” 영역에 존재하면서 Class I 호를 갖는 클라이언트의 핸드-오프만을 위해 대역폭을 예약한다. 부정확한 위치 예측으로 인한 대역폭 낭비를 줄이기 위해 공유 풀과 QoS 범위 기법을 이용하였다. 예약된 대역폭은 핸드-오프될 Class I 호들이 함께 사용할 수 있는 공유 풀이다. 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. BS는 핸드-오프된 호의 현재 QoS를 지원할 수 없으면, 현재 네트워크 상태에 따라 미리 협상한 범위안에서 QoS를 적응성있게 재조정한다.

셀 내에서 핸드-오프될 클라이언트의 호가 종료되는 것을 방지하기 위해 본 논문에서는 셀 A의 대역폭을  $C_{A,e}$ ,  $C_{A,d}$ ,  $C_{A,h}$  3 부분으로 구분하였다.

$$C'_{A,tot} = C'_{A,e} + C'_{A,d} + C'_{A,h} \quad (2)$$

(식 2)는 시간  $t$ 에서 셀 A의 전체 대역폭  $C'_{A,tot}$ 를 구하는 식이다. 여기서 (식 2)를 구성하는 각 항의 의미는 아래와 같다.

▶  $C'_{A,e}$  : 셀 A에서 위치하고 있는 클라이언트들이 사용하고 있는 대역폭의 합

▶  $C'_{A,h}$  : 셀 A로 핸드-오프될 클라이언트들이 예약한 대역폭의 합

▶  $C'_{A,d}$  :  $C'_{A,tot}$ 에서  $C'_{A,e}$ 와  $C'_{A,h}$ 를 뺀 대역폭

$C'_{A,d}$ 은 다음과 같은 상황에서 사용될 수 있으며, i, ii, iii 순으로 우선 순위가 부여된다.

- i. 예약하지 않은 클라이언트들이 셀 A로 핸드-오프함에 따라  $C_h$ 가 부족할 때
- ii. 셀 A로 신규 호가 요청될 때
- iii. 셀 A에서 기존 호들이 QoS 격상(upgrade)을 요청할 때

셀 A에 위치하고 있는 클라이언트들의 집합을  $I$ 이라고 가정할 때, 시간  $t$ 에서  $C'_{A,e}$ 는 (식 3)과 같다.

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

$b_a^{current}$ 는 셀 A에 위치하고 있는 클라이언트  $a$ 가 현재 사용하고 있는 대역폭을 나타낸다. 이들이 사용할 수 있는 최대(최소) 대역폭을  $b_a^{max}$  ( $b_a^{min}$ )이라고 가정할 때,

$$\sum_{a \in I} b_a^{min} \leq C'_{A,e} \leq \sum_{a \in I} b_a^{max} \text{이다.}$$

각 셀의 BS는 “Tier2”에 존재하는 클라이언트들만을 위해 이웃 BS들에게 대역폭 예약을 요청한다. 본 논문에서는 (식 4)와 같이 이동성 확률이 TMP 이상인 경우와 이하인 경우를 구분하여 대역폭을 예약한다. 단,  $N_i$ 은 셀 A의 주변 셀들 중 하나이며,  $b_{hc}^{current}$ 는 핸드-오프될 클라이언트  $hc$ 가 현재 사용하고 있는 대역폭의 크기이며,  $MP_{A,N_i}^{hc}$ 는 클라이언트  $hc$ 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 방문하여 MPP에 이동 패턴이 없는 클라이언트들의 집합을 나타낸다.

$$R_{A,N_i} = w_1 \times \sum_{hc \in hc_{up}} b_{hc}^{current} + w_2 \times \left( \sum_{hc \in hc_{down}} b_{hc}^{current} \right) \times MP_{A,N_i}^{hc} + \sum_{hc \in hc_{random}} b_{hc}^{current} \times 1/6 \quad (4)$$

$(0 < w_1 < 1, 0 < w_2 < 1)$

$R_{A, N_i}$ 은 셀 A에서 셀  $N_i$ 으로 핸드-오프될 클라이언트들을 위해 셀  $N_i$ 에서 예약할 대역폭의 크기를 나타낸다. 셀 A의 BS는 주변 셀인  $N_i$ 에게 예약할 대역폭 크기 R을 통보한다. 셀 A의 BS는 셀  $N_i$ 으로 핸드-오프될 클라이언트들의 집합( $hC_{up}$ )에 대해,  $b_i^{current}$ 를 전부 합한 후 가중치  $w_1$ 을 곱한 대역폭을 예약한다. 반면,  $hC_{down}$ 인 경우,  $b_i^{current} \times MP_{A, N_i}^{hC_{down}}$ 를 전부 합한 후 가중치  $w_2$ 를 곱한다. 또한,  $hC_{random}$ 인 경우,  $b_i^{current} \times 1/6$ 을 전부 합한 후 가중치  $w_2$ 를 곱한다.<sup>2)</sup> 이동 확률이 TMP 이상인 Class I 호들과 TMP 이하인 Class I 호들의 대역폭 합에 각각  $w_1$ 과  $w_2$ 의 가중치를 곱한 이유는 이웃 셀에서 예약된 Class I 호 전체가 동시에 핸드-오프될 가능성이 적기 때문이다.  $w_1$ 과  $w_2$ 는 기존 연구 [6] [7]에서 제시한 핸드-오프호 블록킹률과 대역폭 이용률을 이용하여 조절된다. 또한,  $hC_{down}$ 과  $hC_{random}$ 에 이동 확률을 곱한 이유는 클라이언트가 셀 A에서 셀  $N_i$ 으로 이동할 확률에 따라 예약할 대역폭의 크기를 조절하기 위함이다. 본 논문의 대역폭 예약 기법은  $hC_{down}$ 과  $hC_{random}$ 보다  $hC_{up}$ 에게 더 많은 대역폭을 예약한다. 이와 같이, 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 클라이언트의 이동 확률에 따라 대역폭의 크기를 다르게 예약함으로써 예약 크기를 적응적으로 조정할 수 있다.

셀 A는 (식 4)를 이용하여 자신의 각 이웃 셀에 대해 대역폭을 예약한다. 셀 A도 시간  $t$ 에서 이웃 셀들로부터 대역폭 예약을 요청받았을 때 예약하는 전체 대역폭의 크기는 (식 5)와 같다. 단,  $N_i(i = 1, \dots, 6)$ 는 셀 A의 이웃 셀들을 나타낸다.

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

셀 A의 BS는 대역폭을 예약하기 위해 먼저 현재 가용할 수 있는 대역폭 ( $C_{available} = C_{tot} - C_e$ )과  $C_{A, h}$ 을 비교한다. 셀 A의 BS는  $C_{available}$ 이  $C_{A, h}$ 보다 클 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 회수하는 기법을 이용한다. Class II는 지연에 민감하지 않는 서비스이므로 대역폭의 일부분을  $C_{A, h}$ 에 반환하더라도 QoS가 그다지 많은 영향을 받지 않는다. 또한, 대역폭 예약을 위해 Class I의 대역폭 일부분을 반환받을

수 있도록 하였다. Class I 호를 요청하는 클라이언트는 BS와 처음 QoS를 협상 할 때, 다음과 같은 두 종류의 Class I 중에서 하나를 선택한다.

▶“best-effort” : 현재 셀에서 최소한  $b^{min}$ 을 지원할 수 있을 때, “best-effort” 호는 종료되지 않고  $b^{min}$ 과  $b^{max}$  사이의 QoS를 제공받는다. 셀에서  $C_{available}$ 이 부족할 경우, 현재 사용하고 있는 대역폭의 일부분을 반환한다. “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.

▶“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  $C_{available}$ 이 부족하더라도, 현재 사용하고 있는 대역폭의 일부분이 회수되지 않는다. 일단 조정된 QoS는 현재 셀 내에서 보장되며, 호 격상(upgrade)시 “best-effort”보다 우선 순위를 갖는다. “best-effort” 또는 “dynamic guarantee” 서비스를 제공받고 있는 호는 최소한의 QoS 요구인  $b^{min}$ 을 보장 받을 수 있다. 또한, 이 호가 핸드-오프되었을 때, 셀은 네트워크 상태에 따라 미리 협상한 범위내에서 이 호의 QoS를 재조정한다.

**bandwidth\_reservation() {**

**Input :**  $C_{available}, C_h$

**Output :**  $C_{h, re}, C_d$

**if**( $C_{available} \geq C_h$ ) {

$C_{h, re} = C_h;$

$C_d = C_{available} - C_h$  }

**else if**( $C_{available} + C_{borrow1} \geq C_h$ ) {

$C_{h, re} = C_h;$

$C_d = C_{available} + C_{borrow1} - C_h$  }

**else if**( $C_{available} + C_{borrow1} + C_{borrow2} \geq C_h$ ) {

$C_{h, re} = C_h;$

$C_d = C_{available} + C_{borrow1} + C_{borrow2} - C_h$  }

**else {**

$C_{h, re} = C_{available} + C_{borrow1} + C_{borrow2};$

$C_d = 0;$

**}**

그림 3 대역폭 예약 알고리즘

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

셀에서 실제로 예약되는 대역폭의 크기( $C_{h,req}$ )와  $C_d$ 는 그림 3과 같은 대역폭 예약 알고리즘을 통해 구할 수 있다. 단,  $C_{borrow}$ 은 Class II,  $C_{borrow}$ 는 “best-effort” Class I호로부터 회수된 대역폭을 나타낸다.

$C_{available}$ 이  $C_h$ 보다 크면  $C_h$  크기의 대역폭이 예약되지만,  $C_h$ 보다 작으면 먼저 Class II 호로부터 대역폭을 반환받아야 한다. Class II 호로부터 대역폭을 반환받더라도  $C_{available}$ 이  $C_h$ 보다 적으면 “best-effort”호의 대역폭도 반환받아야 한다. 그러나, Class II와 “best-effort”호의 대역폭을 반환받아도  $C_h$ 가  $C_{available}$ 보다 클 경우는  $C_{available}$ ,  $C_{borrow}$  그리고  $C_{borrow}$ 를 합한 크기의 대역폭만 예약한다.

본 논문의 호 수락 제어는 BS가 핸드-오프 호와 신규 호에게  $b^{min}$  이상을 제공할 수 있으면 호가 수락된다고 가정한다. 반면, Class II 호의 경우는 가용 대역폭이 0 이상이면 이 호를 수락한다. 클라이언트의 호가 핸드-오프되었을 때, 그림 4와 같은 알고리즘을 통해 BS는 핸드-오프 호를 처리한다.

BS는  $C_h$ 와  $C_d$ 를 이용하여 핸드-오프된 호를 지원한다. Class I 호가 핸드-오프된 경우, BS는 이 호의 현재 대역폭인  $b^{current}$ 가  $C_h$ 와  $C_d$ 를 합한 것보다 작을 경우에는 현재의 QoS를 지원하지만, 클 경우에는  $b^{current}$

```

hand-off_call() {
  Input :  $b^{current}$  of hand-off call
  Output : accept or drop the call
  if Class I {
    if ( $b^{current} \leq C_h + C_d$ ) {
      accept the call;
      allocate  $b^{current}$  ;
    }
    else if ( $b^{min} \leq C_h + C_d < b^{current}$ ) {
      accept the call;
      /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_h + C_d$  */
      allocate  $b^{readjusted}$  ;
    }
    else /*  $C_h + C_d < b^{min}$  */
      drop the call;
  }
  else { /* Class II */
    if ( $C_h + C_d > 0$ ) {
      accept the call;
      /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_h + C_d$  */
      allocate  $b^{readjusted}$  ;
    }
    else /*  $C_h + C_d < 0$  */
      drop the call;
  }
}

```

그림 4 핸드-오프 호 처리 알고리즘

에 가장 가까운 QoS( $b^{readjusted}$ )로 재조정된다. 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 호의  $b^{min}$ 보다 적을 때, 이 호는 종료된다. Class II 호가 핸드-오프된 경우, 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 남아 있으면 호는 수락되지만, 대역폭이 없으면 호는 종료된다.

셀에서 신규 호가 발생할 때, 그림 5와 같은 알고리즘을 통해 BS는 새로운 호를 지원한다.

```

new_call() {
  Input :  $b^{max}$  and  $b^{min}$  of a new call
  Output : accept or block call
  if class I {
    if ( $b^{min} \leq C_d$ ) {
      accept call;
      allocate  $b^{max}$  ;
    }
    else if ( $b^{min} \leq C_d < b^{max}$ ) {
      accept call;
      /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_d$  */
      allocate  $b^{readjusted}$  ;
    }
    else /*  $C_d < b^{min}$  */
      block call;
  }
  else /* class II */ {
    if ( $C_d > 0$ ) {
      accept call;
      /*  $b^{min} \leq b^{readjusted} \leq C_d$  */
      allocate  $b^{readjusted}$  ;
    }
    else
      block call;
  }
}

```

그림 5 신규 호 처리 알고리즘

BS는  $C_d$ 를 이용하여 신규 호를 지원한다. 클라이언트가 Class I 호를 요청할 때, BS는 이 호의 대역폭 ( $b^{max}$ )이  $C_d$ 보다 작을 경우 요청한 QoS를 지원하지만, 클 경우에는  $b^{max}$ 에 가장 가까운 QoS( $b^{readjusted}$ )로 재조정된다. 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 호의  $b^{min}$ 보다 적을 경우, 이 호는 블록킹된다. 클라이언트가 Class II 호를 요청하였을 경우, 셀에서 이용할 수 있는 대역폭이 남아 있으면 이 호는 수락되지만, 대역폭이 없으면 블록킹된다.

#### 4. 성능 평가

이 장에서는 시뮬레이션을 통해 본 논문에서 제안한 ARMM과 4.1절에서 기술한 대역폭 예약 메커니즘을

비교한다.

#### 4.1 비교 대상 메커니즘

“No Reservation(NR)”은 멀티미디어 트래픽 지원을 위해 현재 셀룰러 시스템[8]을 확장한 메커니즘이며, 핸드-오프 호를 위한 대역폭 예약을 수행하지 않는다. 이 메커니즘은 Class I 또는 Class II 신규 호가 요구한 대역폭이 사용 가능하면 이 호를 수락하지만 그렇지 않을 경우에는 블록킹한다. 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 높은 대역폭 이용률과 낮은 신규 호 블록킹률을 지원하지만 핸드-오프 호 종료율이 높다는 단점이 있다.

“Fixed Reservation(FR)”은 핸드-오프 호를 위해 전체 대역폭 중 일부분을 예약하는 메커니즘이며 신규 호나 기존 호는 이 예약된 대역폭을 사용할 수 없다. 신규 호의 경우, 이 메커니즘은 대역폭 예약 부분을 제외한 가용 대역폭이 이 신규 호가 요구한 대역폭보다 크면 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 커진다. 또한, FR 메커니즘은 고정된 크기의 대역폭을 예약하므로 네트워크 상태에 적응적으로 대처할 수 없다. 예를 들어, 예약된 대역폭에 비해 핸드-오프 호가 적다면, 대역폭 이용률이 낮아진다.

“Adaptive Reservation(AR)”은 핸드-오프 호를 위해 예약 대역폭의 크기를 네트워크의 상태에 따라 적응적으로 조정할 수 있는 메커니즘이다. 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 대역폭 이용률이 낮은 경우(예 : 0.25)에는 예약된 대역폭을 감소(예 : 현재 대역폭  $\times$  0.9)시키지만, 대역폭 이용률이 높은 경우(예 : 0.75)에는 증가(예 : 현재 대역폭  $\times$  1.1)시킨다. 신규 호와 핸드-오프 호의 처리 과정은 “Fixed Reservation”과 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.

#### 4.2 시뮬레이션 환경

본 시뮬레이션에서 이동 컴퓨팅 환경은 반경이 500m 인 100개의 2차원 육각형 셀로 구성되어 있으며, 각 셀의 대역폭은 30Mb이다. 클라이언트의 이동 속도는 저속인 경우(5~40Km/h)와 고속인 경우(60~80Km/h)로 구분하였다. 호의 요청은 셀 내에서 고르게 발생하며 호의 발생율은 포아송 분포를 따른다[6][7].

다양한 멀티미디어 어플리케이션을 지원하는 이동 컴퓨팅 환경을 고려하기 위해 시뮬레이션에서 사용된 멀티미디어 트래픽을 표 3과 같이 6개로 분류하였다[7].

표 3 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

표 4 이동 패턴 통계

이동 패턴	비율	평균 이동 거리 (Km)
To/From Work	0.202	17.13
Work Related Business	0.014	45.37
Personal Business	0.529	10.84
Social/Recreation	0.253	18.55
Vacation	0.002	351.12

본 논문에서는 사용자들의 이동 패턴을 현실 세계와 가장 근사하게 모델링하기 위해 표 4[10]와 같은 실제 사람들의 이동 패턴을 조사한 자료를 이용하였다.

“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 높다고 할 수 있다. “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 높다고 할 수 있다. “Social/Recreation”은 통근자의 퇴근 후 이동 패턴을 나타낸다. “Social/Recreation”은 친구/친척 방문, 드라이브, 레크레이션 등을 위해 이동하는 패턴이므로 위의 세 이동 패턴에 비해 특정 셀로 이동할 확률이 낮다고 할 수 있다. “Vacation”은 이동 방향이 “Radom”인 이동 패턴이지만 비율이 매우 낮음을 알 수 있다. 본 논문은 표 4와 같이 사용자의 이동 패턴, 비율, 이동 거리를 측정된 통계 자료를 이용하여 사용자의 이동성을 가능한 한 현실 세계와 유사하게 고려하여 시뮬레이션을 수행하였다.

신규 호가 생성될 때, 클라이언트는 표 3의 트래픽들 중에서 하나를 선택할 수 있다. 표 4는 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 대역폭 예약 메커니즘에서 FR은 전체 대역폭 중에서 20%를 핸드-오프 호를 위해 예약하며, AR은 핸드-오프 호 종료율이 0.05 이상이면 현재 대역폭을 0.1 증가시킨다. 핸드-오프 호 종료율이 0이고 대역폭 이용률이 0.75 이상이면, 현재 대역폭을 0.1 증가시키지만 0.25 이하이면 0.1 감소시킨다. 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘은 이동 예측 오류를 줄이기 위해 TMP(= 0.75)를 높게 설정하였다.

4.3 시뮬레이션 결과 및 분석

이 장에서는 시뮬레이션을 통해 ARMM과 NR, FR 그리고 AR 메커니즘의 성능을 비교한다. 시뮬레이션의 공평성을 위해 AR도 본 논문에서 제시한 대역폭 반환 정책을 수행한다고 가정한다.

표 5는 시뮬레이션 프로그램에서 사용된 성능 파라미터들과 성능 메트릭들을 요약한 것이다.

신규 호 증가율은 각 셀마다 초당 증가하는 신규 호

표 5 시뮬레이션의 성능 파라미터와 성능 메트릭

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

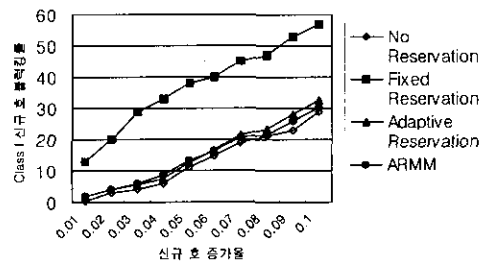


그림 6 Class I 신규 호 블록킹률

의 비율을 나타낸다. Class I 신규 호 블록킹률과 핸드-오프 종료율은 각 셀마다 Class I 신규 호가 블록킹되는 비율과 핸드-오프 호가 종료되는 비율을 각각 나타낸다. 대역폭 이용률은 각 셀에서 실제로 사용되는 대역폭의 이용률이다.

그림 6은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 Class I 신규 호 블록킹률을 측정된 결과이다. NR 기법이 가장 우수한 성능을 나타내며, 그 다음은 ARMM이었다. 또한, FR이 신규 호 블록킹률이 가장 높음을 알 수 있다. 그 이유는 “No Reservation”은 예약을 하지 않으므로 신규 호가 사용할 대역폭이 다른 메커니즘에 비해 크기 때문이라 판단된다. ARMM의 성능은 NR과 거의 유사함을 알 수 있다. 이는 대역폭 반환 정책과 적응적인 대역폭 예약으로 인해 ARMM이 NR과 큰 차이가 없는 것으로 판단된다. AR도 대역폭 예약과 대역폭 반환 정책을 통해 신규 호 블록킹률이 낮지만 NR과 ARMM보다는 높게 측정되었다. FR은 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로, 대역폭을 네트워크 상태에 따라 적응적으로 예약하는 메커니즘에 비해 신규 호 블록킹률이 높아짐을 알 수 있다.

그림 7은 신규 호 증가율에 따른 각 메커니즘의 핸드-오프호 종료율을 비교한 것이다.

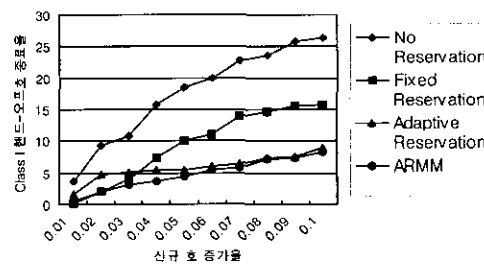


그림 7 Class I 핸드-오프호 종료율

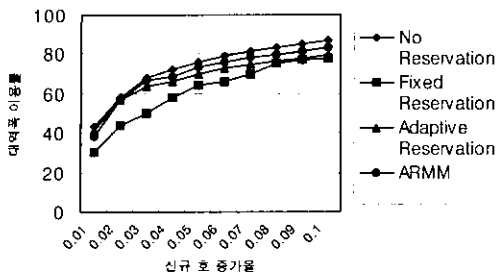


그림 8 대역폭 이용률

Class I 핸드-오프호 종료율이 가장 낮은 메커니즘은 ARMM이며, 다음으로 AR, FR, 그리고 NR 메커니즘 순으로 평가되었다. 그 이유는 ARMM이 2-계층 셀 구조와 MPP를 통해 AR보다 적응적으로 대역폭을 조정할 수 있기 때문이다. ARMM은 신규 호가 증가할수록 FR과 NR보다 성능이 더 우수하며, 이는 ARMM이 대역폭 반환 정책으로 통해 두 메커니즘보다 많은 대역폭을 예약할 수 있기 때문이다. AR은 NR과 FR보다는 성능이 우수하지만 ARMM보다는 낮다. NR은 핸드-오프호를 위한 대역폭 예약을 하지 않으므로 성능이 가장 나쁘다.

이와 같이, ARMM은 신규 호 블록킹률과 핸드-오프호 종료율이 AR보다 낮다. 이는 ARMM이 이동성 확률과 2-계층 셀 구조를 통해 AR보다 효율적으로 대역폭을 예약하기 때문이다.

그림 8은 신규 호 증가율에 따른 비교 메커니즘들의 대역폭 이용률을 나타낸다. 대역폭 이용률이 가장 우수한 메커니즘은 NR이며, 다음으로 ARMM, AR, 그리고 FR순이다. 그 이유는 NR이 대역폭 예약을 수행하지 않으므로 대역폭 이용률이 높은 것으로 판단되며, ARMM은 2-계층 셀 구조와 MPP를 통해 효율적으로 대역폭을 예약하기 때문에 AR보다 대역폭 이용률이 우수한 것으로 사료된다. FR의 대역폭 이용률이 가장 나쁜 이유는 예약된 대역폭이 고정되어 있으므로, 네트워크 상태에 따라 적응적으로 대역폭 크기를 조절할 수 없기 때문이다.

결론적으로, NR은 대역폭 예약을 하지 않으므로 높은 대역폭 이용률과 Class I 신규 호 블록킹률이 낮지만 Class I 핸드-오프 호 종료율이 높으며, FR은 Class I 신규 호 블록킹률이 높고 대역폭 이용률이 낮다는 문제점이 있다. ARMM은 Class I 핸드-오프 종료율이 가

장 낮고, AR보다 Class I 신규 호 블록킹률과 대역폭 이용률도 우수함을 알 수 있다. 따라서, 본 논문에서 제시한 대역폭 예약 메커니즘이 Class I 핸드-오프 종료율과 Class I 신규 호 블록킹률이 낮으면서도 대역폭을 가장 효율적으로 활용할 수 있음을 알 수 있다.

실제 이동 컴퓨팅 환경에서 사람들의 이동 패턴은 시간에 따라 크게 차이가 있다[10]. 즉, 사용자의 이동성이 점차적으로 증가 또는 감소하는 것이 아니라 급격히 증감함을 의미한다. 또한, 사용자는 이동할 때 휴대용 단말기를 통해 표 3과 같은 서비스(신규 호)를 이용한다. 따라서, 시간에 따라 신규 호의 증가율도 급격히 변하게 된다. 이러한 급격한 신규 호의 증감에 따른 시뮬레이션 수행을 위해, 본 논문은 표 6과 같이 시간이 경과함에 따라 셀에서 발생하는 급격한 신규 호 증가율의 변화를 모델링하였다. 표 6은 셀에서 1~2000초가 경과할 때까지 신규 호 증가율이 0.01임을 나타낸다. 2001~4000초까지는 신규 호 증가율이 0.05로 급격히 증가함을 보여준다. 마찬가지로, 4001~6000초까지 신규 호 증가율이 0.1이며, 6001초~8000초까지는 0.05로 급격히 감소함을 나타낸다.

표 6 신규 호 증가율의 변화

시간(초)	1~2000	2001~4000	4001~6000	6001~8000	8001~10000
신규 호 증가율	0.01	0.05	0.1	0.05	0.01

표 6에서 보여준 신규 호의 급격한 증가율 변화에 따른 성능 메트릭을 비교하면 그림 9, 그림 10, 그림 11과 같다.

신규 호 증가율이 급격히 변할 수 있는 이동 컴퓨팅 환경에서 ARMM이 AR보다 Class I 신규 호 블록킹률

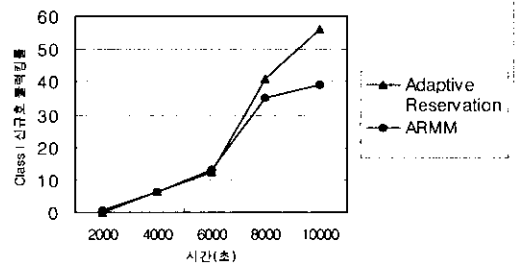


그림 9 급격한 신규 호 증가율에 따른 Class I 신규 호 블록킹률

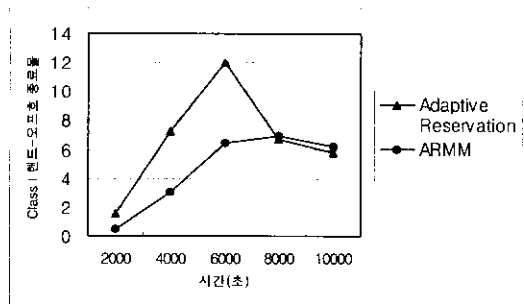


그림 10 급격한 신규 호 증가율에 따른 Class I 핸드-오프 종료율

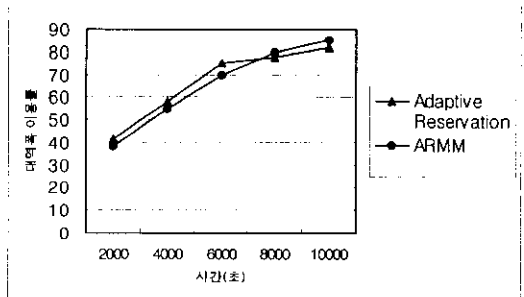


그림 11 급격한 신규 호 증가율에 따른 대역폭 이용률

과 핸드-오프 호 종료율이 훨씬 우수함을 알 수 있다. 그 이유는 AR이 신규 호가 급격히 증가함에도 불구하고 일정한 증감치를 현재의 대역폭에 곱하여 대역폭 예약의 크기를 조정하므로 급격한 신규 호의 변화에 즉시 대처할 수 없기 때문이다. 예를 들어, 그림 9와 같이 신규 호 증가율이 0.1에서 0.05, 0.05에서 0.01로 감소할 때 ARMM의 Class I 신규 호 블록킹률이 AR보다 낮음을 알 수 있다. 이는 AR이 적응적으로 신규 호 증가율 0.1에 적합한 대역폭을 예약하지만, 신규 호 증가율이 0.05로 급변하면 감소하는 핸드-오프 호에 비해 대역폭 예약이 크게 되므로 Class I 신규 호의 블록킹률이 커지기 때문이다. 이 때 AR의 대역폭 예약이 핸드-오프 호에 비해 크므로 그림 11과 같이 대역폭 이용률도 ARMM보다 적음을 알 수 있다.

그림 10과 같이 신규 호 증가율이 0.01에서 0.05, 0.05에서 0.1로 증가할 때, AR의 Class I 핸드-오프 호 종료율은 ARMM보다 높게 나타난다. 이는 AR이 신규 호 증가율 0.01에 적합한 대역폭 예약을 하지만, 신규 호 증가율이 0.05로 급변하면 증가하는 핸드-오프 호에 비해 예약한 대역폭이 적으므로 Class I 핸드-오프 호

종료율이 높아지기 때문이다. 이 때, ARMM은 늘어나는 신규 호에 대처하기 위해 AR보다 대역폭을 더 많이 예약하므로 그림 11과 같이 대역폭 이용률이 AR보다 낮지만, 그 차이가 적음을 알 수 있다.

이와 같이 ARMM은 신규 호가 급격히 증가 또는 감소할 때 AR보다 훨씬 더 적응적으로 대처함을 확인할 수 있다.

### 5. 결론

본 논문에서는 클라이언트의 이동 형태를 기록한 MPP와 2-계층 셀 구조를 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 풀과 QoS 범위를 이용하였다.

본 논문에서는 시뮬레이션을 통해 기존의 NR, FR, AR 메커니즘의 성능을 ARMM과 비교하였다. 기존 메커니즘 중에서, NR은 대역폭 예약을 하지 않으므로 대역폭 이용률이 높고 신규 호 블록킹률이 낮지만, 핸드-오프 호 종료율이 높다는 단점이 있다. FR은 고정된 크기의 대역폭을 예약하므로 핸드-오프 호 종료율이 낮지만, 신규 호 블록킹률은 높아진다. 또한, 고정된 예약 대역폭으로 인해 네트워크 상태에 적응적으로 대처할 수 없기 때문에 대역폭 이용률이 낮음을 알 수 있었다. AR은 위의 두 메커니즘보다는 성능이 우수하지만, ARMM보다는 성능이 낮다. ARMM은 AR보다 신규 호 블록킹률과 핸드-오프 호 종료율이 각각 5~10%, 8~50% 정도 작다. 또한, 대역폭 이용률도 AR보다 약 5% 우수함을 알 수 있었다.

신규 호가 급격히 변화할 경우, 본 논문에서 제시한 메커니즘과 AR간의 성능 차이가 훨씬 커짐을 알 수 있었다. 즉, ARMM은 AR보다 신규 호 블록킹률과 핸드-오프 호 종료율이 각각 15~30%, 45~70%정도 낮음을 알 수 있었다. 특히, 신규 호가 급격히 증가할 때 ARMM의 핸드-오프 호 종료율이 AR보다 훨씬 낮으며, 신규 호가 급격히 감소할 때도 ARMM의 신규 호 블록킹률이 AR보다 훨씬 우수함을 알 수 있었다. 대역폭 이용률은 신규 호가 급격히 증가할 때에는 ARMM보다 AR이 약 5% 좋지만, 신규 호가 급격히 감소할 때에는 약 5% 정도 좋지 않다. 신규 호가 급격히 증가할 때, ARMM이 급격한 신규 호 증가에 대처하기 위해 AR보다 대역폭을 많이 예약하므로 대역폭 이용률이

AR보다 적다. 이에 반해, 신규 호가 급격히 감소할 때, ARMM은 이러한 감소에 따라 적응적으로 예약할 대역폭의 크기를 줄이므로 AR보다 대역폭 이용률이 우수하다. 이러한 이유는 AR이 네트워크 환경에 따라 일정한 값의 증가나 감소를 통해 대역폭을 조정하므로 클라이언트 수의 급격한 변화에 대처할 수 없기 때문이다.

본 논문에서 제안한 대역폭 예약 메커니즘은 BS간 통신 오버헤드, 대역폭 계산 오버헤드, 클라이언트의 저장 공간 낭비를 초래할 수 있다. 그러나, 무선망은 유한한 자원이므로 이를 효율적으로 활용하는 것은 매우 중요하다. 본 논문은 다른 메커니즘보다 QoS의 지속적인 지원, 효율적인 대역폭 이용률, 낮은 신규 호 블로킹률을 제공하고, 급격한 신규 호 증가율 변화에도 적응적으로 대처할 수 있으므로 무선 자원을 보다 효율적으로 활용할 수 있음을 보였다. 따라서, 예상되는 오버헤드에 비해 효율적인 대역폭의 활용으로 인한 장점이 훨씬 크다고 할 수 있다. 향후에는 대역폭 예약 메커니즘으로 인한 오버헤드를 줄이는 방안과 보다 효율적인 대역폭 활용을 위해 본 논문에서 제시한 대역폭 예약에 적합한 호 수락 제어 메커니즘에 관한 연구가 필요할 것이다.

### 참 고 문 헌

- [1] George H. Forman, and John Zahorjan, "The Challenges of Mobile Computing," *IEEE Computer*, April 1994.
- [2] K. Lec, "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] 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] 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, August 1998.
- [8] Jay E. Padgett, Christoph G. Gunther, and Takeshi Hattori, "Overview of Wireless Personal Communication," *IEEE Communication Magazine*, Vol. 33, No. 1, January 1995.
- [9] S. Lu and V. Bharghavan, "Adaptive Resource Management Algorithms for Indoor Mobile Computing Environment," *SIGCOMM*, September 1996.
- [10] P.S. Hu and J. Young, 1990 NPTS databook: Nationwide Personal Transportation Survey, Federal Highway Administration, November 1993.
- [11] S. Choi and K. G. Shin, "Bandwidth Reservation in Mobile Cellular Networks Using ITS Navigation Systems," *ITSC'99*, October 1999.

### 최 참 호

정보과학논문지: 정보통신  
제 27 권 제 2 호 참조

### 김 명 일

정보과학논문지: 정보통신  
제 27 권 제 2 호 참조



### 김 태 준

2000년 중앙대학교 컴퓨터공학과 공학사. 2000년 ~ 현재 중앙대학교 컴퓨터공학과 석사 과정. 관심분야는 이동 컴퓨팅, 임베디드 시스템

### 김 성 조

정보과학논문지: 정보통신  
제 27 권 제 2 호 참조