

# 무선 ATM 망에서 VBR 서비스를 위한 대역할당기법에 관한 연구

정희원 김 남 희\*, 김 관 응\*\*, 전 병 실\*\*\*

## A Study on Bandwidth Allocation Scheme for VBR Service in Wireless ATM Networks

Nam-Hee Kim\*, Kwan-Woong Kim\*\*, Byoung-Sil Chon\*\*\* *Regular Members*

### 요 약

본 논문에서는 무선 ATM 망에서 VBR 트래픽에 대한 동적인 대역할당 기법을 제안하였다. 제안된 기법에서는 동적 파라미터를 전송하기 위하여 인 밴드 방식을 사용하였으며, 버퍼의 길이와 변이를 고려하여 이동국에서 2 state bit를 기지국으로 전송하도록 하였다. 기지국에서 수신된 비트의 상태에 따라서 이동국에 데이터 슬롯을 할당한다. 제안한 알고리즘은 VBR 트래픽의 QoS를 보장하고, 시스템의 효율을 높일 수 있도록 하였고, 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 제안된 알고리즘의 성능을 평가하였다.

### ABSTRACT

In this paper, we proposed the dynamic bandwidth slot method for VBR traffics in wireless ATM. In proposed scheme, for sending dynamic parameters, in-band method is used. Considering buffer length and variation of buffer length, mobile terminals send 2 state bits to base station. If base station receives 2 state bits, it allocates data slots to mobile terminals according to 2 state bits. The purpose of proposed algorithm is to guarantee QoS of VBR traffic and maximize system efficiency. Using computer simulation, we evaluate the performance of the proposed algorithm.

### I. 서 론

ATM 기술을 기반으로 하는 멀티미디어 서비스 망의 확장과 멀티미디어 이동 통신 서비스들에 대한 요구가 증가하면서 광대역 통신망을 무선 영역까지 확장하고자 하는 노력의 일환으로 무선 ATM이 출현되었다. 무선 ATM 시스템은 Radio ATM과 Mobile ATM의 두 서브시스템이 통합된 개념으로 볼 수 있으며, 여기서 각 서브 시스템은 각각 무선 접속을 통해 고정망의 ATM 서비스를 무선 구간으로 확장하고 ATM단말에 이동성 기능을 제공한다.

Radio ATM은 ATM단말기가 무선 링크(link)를 통해 교환기나 다른 단말기와 신뢰성 있는 연결을 설정하며, Mobile ATM은 무선 ATM망에서 단말기의 이동성 제공에 필요한 기능을 담당한다<sup>[1]</sup>.

Radio ATM 시스템의 매체 접근 제어(Medium Access Control : MAC)는 여러 이동 단말기들이 한정된 무선 자원을 공유하기 위해 필요한 매우 중요한 기술로서 MAC을 통해서 멀티미디어 서비스 종류에 따라 동적으로 변하는 대역 요구 사항과 지연 시간 및 셀 손실 등의 서비스 품질을 동시에 만족시킬 수 있고, 이동 단말기들이 채널(channel)을

\* 전북대학교 BK사업단 기금교수 (nhk@mail.chonbuk.ac.kr)

\*\* 전북대학교 전자공학과 컴퓨터시스템 및 응용 연구실(kwkim@cslab.chonbuk.ac.kr),

\*\*\* 전북대학교 전자정보공학부 교수 (bschon@moak.chonbuk.ac.kr)

논문번호 : K01132-0512, 접수일자 : 2001년 6월 8일

공평하면서도 효율적으로 사용할 수 있게 된다<sup>[2,3]</sup>.

무선 ATM 환경에선 기존의 유선 ATM망에서 정의한 CBR(Constant Bit Rate), rt-VBR(real time Variable Bit Rate), nrt-VBR(non-real time Variable Bit Rate), ABR(Available Bit Rate), UBR(Unspecified Bit Rate)과 같은 다양한 트래픽 특성을 가진 서비스들의 트래픽 발생 특성과 QoS 요구 사항을 만족시켜야 하는 어려움이 있다. 또한, 독립적으로 분산되어 있는 이동 ATM 단말기들의 트래픽 특성을 사전에 알 수 없으며 시간에 따라 변화하는 이동 단말기들의 요구 사항에 따라 채널을 할당해야 하는 단점이 있다. 그러므로 무선 ATM에서 서비스 트래픽을 효율적으로 수용하기 위해선 통계적 다중화가 구현되어야하며 중앙 집중적인 동적 슬롯 할당을 수행할 수 있는 스케줄링(scheduling) 기능이 제공되어야 한다<sup>[4,5,10]</sup>.

이러한 동적인 대역 할당은 각 트래픽의 QoS(Quality of Service)를 보장할 수 있는 한편 그 할당 절차는 단순해야 한다. 또한 각 이동국이 전달하는 동적 파라미터(dynamic parameter)에 따라 요구하는 슬롯 수를 계산하는데, 이러한 동적 파라미터는 단순하면서도 이동국의 트래픽 변화를 잘 반영할 수 있어야 한다.

특히, UNI 4.0(User Network Interface 4.0)에서 요구하는 CBR, VBR, ABR, UBR 트래픽들의 특성을 반영할 수 있는 대역 할당 방안이 모색되어야 하는데 CBR 트래픽의 경우 주기적인 폴링 또는 고정적인 슬롯 할당을 통해 별도의 복잡한 대역 할당 알고리즘을 요구하지 않는다. ABR이나 UBR 트래픽은 CBR과 VBR 트래픽이 사용하고 남은 슬롯을 사용하므로 랜덤 접속(random access) 또는 round-robin 방식에 의해 접속을 시도할 수 있다. 그러나 VBR 트래픽은 트래픽 발생이 가변적이면서 평균 전송율, 최대 버스트율, 최대 허용 지연 등의 요구 사항을 만족시켜줘야 하므로 QoS 요구 사항에 따라 동적으로 슬롯을 할당하는데 어려움이 많다. 이러한 VBR 트래픽을 위한 대역 할당 기법으로서 가상 등가 대역이나 CTD(Cell Transfer Delay)에 따라 폴링을 수행하는 방법들이 있으며, 가상 대역을 기준으로 슬롯 할당 우선권을 계산하여 동적 슬롯 할당을 수행하는 방법들이 제안되었다. 또한 무선 ATM 셀의 헤더에 최소한의 정보를 실어보내는 in-band 방식들도 제안되었다<sup>[6,7,8]</sup>.

본 논문에서는 VBR 트래픽을 위한 효율적인 대역 할당 기법을 제안하였다. 제안된 대역할당 기법

에서는 VBR 트래픽의 순시적인 역동성을 기지국에 전송하기 위해 in-band 방식을 채택하였으며, 2비트를 사용하여 버퍼의 상태에 관한 정보를 ATM 셀 헤더에 실어 보내며, 기지국은 수신한 정보에 따라 각 VBR 이동국들에게 동적으로 슬롯을 할당하도록 하였다. 또한, 제안한 방식에서는 최소한의 정보를 전송하면서도 셀 손실율, 전송 지연 등의 VBR 트래픽의 QoS를 보장하고 할당 효율, 채널 사용률 등의 시스템 효율성을 높일 수 시킬 수 있도록 하였다.

본 논문은 서론에 이어 2장에서는 기존의 제안된 동적 대역 할당 기법들에 대해 고찰하고, 제안된 알고리즘에 대해 설명하였다. 3장에서는 시뮬레이션을 통해 제안된 알고리즘의 성능을 평가하고 제 4장에서 결론을 내렸다.

## II. 제안된 대역 할당 기법

무선 ATM MAC 프로토콜은 효율적인 동적 대역 할당 알고리즘을 이용하여 분산된 이동국들의 QoS 요구 사항에 따라 대역을 할당한다. 무선 ATM의 동적 대역 할당 알고리즘은 단순화된 슬롯 할당 방식을 사용하면서 채널 사용 효율성을 극대화할 수 있어야 하며 효율적이고 단순화된 동적 파라미터를 전송하여 각 트래픽의 QoS를 최대한 만족시켜야 한다. 중앙 집중적인 무선 ATM의 MAC 프로토콜의 설계 시 가장 어려운 점은 무선 환경의 특성과 ATM의 트래픽 발생 특성으로 인해 기지국이 각 단말의 현재 상태를 알 수 없다는 것이며, 결국 이러한 문제는 이동국이 동적 파라미터를 전송함으로써 해결 가능하다. 즉, 동적 파라미터가 가능한 단순하면서도 이동국의 상태 정보를 정확하게 전달할 수 있어야 한다. CBR은 트래픽의 발생 주기가 예측가능하고 연결 설정시 기지국에 신고하였던 트래픽 파라미터에 따라 주기적인 슬롯의 할당이 가능하며, 일반적으로 ABR이나 UBR 트래픽은 CBR과 VBR이 쓰고 남은 대역을 사용하므로 동적 대역 할당 알고리즘 설계 시 크게 고려되지 않는다.

그러나 VBR 트래픽의 경우엔 화상회의, 코덱화된 음성전송 등 그 이용폭이 CBR, ABR들보다 크고, 트래픽 발생이 가변적이면서 PCR(Peak Cell Rate), MCR(Mean Cell Rate), CLR(Cell Loss Ratio), MBS(Maximum Burst Size) 등의 요구 사항을 만족시켜줘야 하기 때문에 효율적인 대역 슬

롯 할당 방안을 모색하기가 어렵다. 그래서 VBR 트래픽 서비스를 위해서는 이동국의 순시적인 트래픽 발생 특성과 대기 행렬 지연시간 등과 같은 동적 파라미터를 기반으로 설정된 우선권에 따라 동적으로 슬롯을 할당해야 한다. 따라서, 본 논문에서는 각각의 VBR 트래픽 연결(connection)들이 두 비트의 제한된 정보를 이용하여 버퍼의 상태를 효율적으로 기지국에 전달하고, 이동 단말기가 자신의 버퍼 안의 큐 길이 변화와 버퍼 내 큐의 대기 행렬 길이에 따라 두 비트의 상태 비트를 전송하며, 기지국에서는 상태 비트에 따라 각 이동 단말기에게 적절한 슬롯을 할당할 수 있는 알고리즘을 제안하였다. 또한 이동 단말기의 버퍼 길이가 크게 변화하거나 대기 행렬의 길이가 매우 클 때 상태 비트를 이용하여 다음 프레임에서 동적 파라미터를 전송할 필요가 있음을 기지국에 알리도록 하였으며, 기지국은 이 상태 비트 값에 따라 다음 프레임에서 동적 파라미터를 전송할 수 있는 미니 슬롯을 할당할 수 있도록 하였다.

### 2.1 프레임 구조

제한된 대역 할당 기법을 위해 설계된 MAC 프레임 구조는 그림 2.1과 같다. MAC 프레임은 접속 방식으로 TDMA를 채택하였고 이중화 방식으로는 TDD 방식을 선택하였다. 전체 프레임의 길이는 고정 길이를 가지며 한 프레임은 상향 링크와 하향 링크 구간으로 나뉘고, 두 구간은 상하향 정보에 따라 길이가 달라진다. 각 상하향 프레임은 자기 다른 트래픽과 정보를 전송하는 서브 구간으로 나누어지며 각 서브 구간들 사이의 경계는 트래픽 변화에 따라 이동이 가능하다.

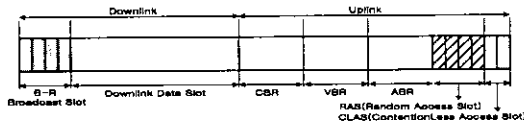


그림 2.1 제안된 MAC 프레임 구조

그림 2.1에서 RAS(Random Access Slot)은 연결이 설정된 이동 단말기들이 트래픽 버스트가 발생했을 때 기지국에 예약 요구 미니셀(mini-cell)을 전송하는데 사용하는 구간으로 이 구간내의 미니 슬롯들은 경쟁기반 방식으로 사용된다.

CLAS(Contention-Less Access Slot)은 버퍼의 대기 행렬의 길이가 크거나 버퍼 길이가 크게 변화할 때 기지국이 전송한 상태 비트에 따라 기지국이 해

당 단말에게 할당하는 미니 슬롯들로서, 사용권을 획득한 단말들은 이 미니 슬롯을 통해 경쟁 없이 단말의 정확한 상태를 나타내는 동적 파라미터를 전송할 수 있게 된다. 각 미니 슬롯들의 크기는 IS-54, GSM(Global System for Mobile Communication) 시스템에서 사용되는 오버헤드를 고려하면 동기화를 위한 오버헤드 6바이트와 3바이트의 보호 시간을 필요로 하므로 데이터 슬롯 크기의 1/4로 결정하였다.

### 2.2 제안된 알고리즘의 동작

제한한 알고리즘은 이동 단말기가 버퍼의 변화 상태를 2비트의 상태 비트로 설정하여 무선 ATM 셀의 헤더에 피기백킹하여 전송하며 기지국에서는 상태 비트에 따라 각 이동 단말기에게 적절한 슬롯을 할당한다. 또한 이동 단말기의 버퍼 길이가 크게 변화하거나 버퍼 내 큐의 대기 행렬의 길이가 매우 클 때 상태 비트를 이용하여 다음 프레임에서 정확한 동적 파라미터를 전송할 필요가 있음을 기지국에 알리도록 하였으며, 기지국은 이 상태 비트 값에 따라 다음 프레임에서 동적 파라미터를 전송할 수 있는 미니 슬롯(CLAS)을 발행하도록 하였다. 제안된 알고리즘의 동작을 기지국과 이동 단말기에서의 동작으로 구분하면 다음과 같다.

#### 2.2.1 이동 단말기에서의 동작

각각의 VBR 이동 단말기들은 자신의 버퍼 내의 큐의 상태 변화에 따라 2비트의 상태 비트 값을 결정한다. 2비트의 상태 비트를 이용하여 버퍼 내의 큐의 상태 변화를 4가지( $2^2$ )로 표현할 수 있으며, 현재 프레임에서 전송되는 데이터 셀의 헤더 부분에 상태 비트를 피기백킹하여 자신의 버퍼 내의 큐의 상태 변화를 기지국에 전달한다. 이때 상태 비트 값의 결정에 참여하는 파라미터들은 현재 프레임에서의 버퍼 내의 큐의 크기, 버퍼 내의 큐의 길이 변화 등이다. 각 VBR 이동 단말기의 버퍼는 그림 2.2와 같은 구조로 되어 있다.

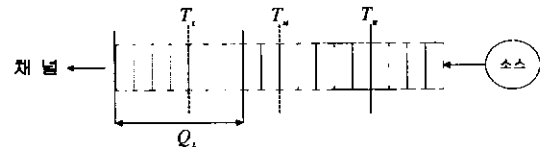


그림 2.2 이동 단말기의 버퍼 구조

각각의 VBR 트래픽 이동 단말기의 버퍼는 그림과 같이 3개의 임계치(threshold) TL, TM, TH를

가지고 있다. 버퍼 내의 큐의 길이, 즉 버퍼에 들어 있는 셀의 수가 임계치의 어느 영역에 존재하느냐와 버퍼 내의 큐의 길이 변화량( $\Delta l$ )에 따라 상태 비트 값이 결정된다. 이렇게 함으로써 큐가 크게 증가하거나 버퍼에 셀이 많이 있는 이동 단말기들이 그렇지 않은 단말기보다 슬롯을 더 많이 할당받을 수 있도록 하였다.

버퍼 내의 큐의 길이는 이전 프레임이 끝나는 시점에서 버퍼에 대기 중인 셀의 수이며, 버퍼 내의 큐의 길이 변화량은 이전 프레임에서, 버퍼에 들어온 셀의 수와 기지국에서 할당받은 슬롯 수의 차이로서 버퍼 내의 큐의 길이가 증가할 것인지 감소할 것인지를 예측할 수 있게 해준다. 4가지의 상태 비트는 버퍼 내의 큐의 길이( $Q_L$ )와 버퍼 내의 큐의 길이 변화량( $\Delta l$ )에 따라 다음과 같이 결정된다.

큐의 길이 변화량이 0이거나 0보다 작은 경우는 버퍼의 큐의 크기가 현재 상태를 유지하거나 줄어들 상황을 나타낸다. 이런 경우 이동 단말기는 상태 비트를 (0,0)으로 세팅하여 전송한다. 큐의 길이 변화량이 0보다 큰 경우는 버퍼의 큐의 크기가 증가할 것으로 예측되는 상황이다. 이런 경우엔 적절한 임계치( $l_i$ )와 현재 상태의 큐의 길이에 따라 상태 비트를 세팅하여 전송한다.

큐의 길이 변화량이 0보다 크나, 크게 증가할 것으로 예상되지 않는 경우엔 상태 비트를 (0,1)로 세팅하여 전송한다. 즉, 큐의 길이 변화량이 정해진 임계치보다 작으면 (0,1)로 상태 비트를 세팅하여 전송한다. 그러나 현재 프레임에서의 큐의 길이가  $T_M$ 보다 크면 상태 비트를 (1,0)으로 세팅하여 전송한다. 큐의 길이 변화량( $\Delta l$ )이 0보다 크면서 크게 증가할 것으로 예상되는 경우에는 상태 비트를 (1,0)으로 세팅하여 전송한다. 즉, 변화량이 정해진 임계치보다 클 경우에는 상태 비트를 (1,0)으로 세팅하여 전송한다. 그러나 현재 프레임에서의 큐의 길이가 임계치 값  $T_M$ 보다 작을 경우에는 상태 비트를 (0,1)로 세팅하여 전송한다.

마지막으로 큐의 길이 변화량이 매우 크거나 현재 프레임에서 큐의 길이가 매우 클 경우에는 상태 비트를 (1,1)로 세팅한다. 큐의 길이가 설정한 임계치  $T_H$ 보다 크거나, 큐의 길이가  $T_L$ 보다 크면서 큐의 길이 변화량이 정해진 임계치( $\alpha \times l_i$ )보다 클 경우에는 상태 비트를 (1,1)로 세팅한다. 큐의 상태가 매우 크게 변한 이동 단말기들은 상태 비트를 (1,1)로 세팅하여 전송하여 다음 프레임에서 기지국

으로부터 CLAS 슬롯을 할당받게 된다.

• 이동 단말기에서의 상태 비트 결정 과정  
 $T_L, T_M, T_H$  : 버퍼 내의 큐의 길이에 따른 임계치 ( $T_L < T_M < T_H$ )

$Q_L$  : 현재 프레임에서 버퍼 내의 큐의 길이  
 $\Delta l$  : 버퍼 내의 큐의 길이 변화량 = 이전 프레임에서 버퍼에 들어온 셀 수 - 현재 프레임에서 할당받은 슬롯 수

$l_i$  : 버퍼 내의 큐의 길이 변화량에 따른 임계치

$\alpha$  : 비례상수 ( $\alpha > 0$ )

If ( $Q_L > T_H$ )

상태 비트 (1,1)로 세팅

//기지국에게 CLAS를 발행해줄 것을 요구

Else if ( $\Delta l \geq \alpha \times l_i$  and  $Q_L \geq T_L$ )

상태 비트 (1,1)로 세팅

//기지국에게 CLAS를 발행해줄 것을 요구

Else if ( $\Delta l \geq l_i$ )

상태 비트 (1,0)로 세팅

If ( $Q_L < T_M$ )

상태 비트 (0,1)로 세팅

Else if ( $0 < \Delta l < l_i$ )

상태 비트(0,1)로 세팅하여 전송

If ( $Q_L > T_M$ )

상태 비트 (1,0)로 세팅

Else

상태 비트 (0,0)로 세팅

이와 같이 기지국이 자신의 버퍼 정보를 나타내는 상태 비트를 결정하면 현재 프레임에서 할당받은 데이터 슬롯에 ATM 셀을 전송할 때 상태 비트를 셀 헤더에 피기백킹하여 전송하게 되며, 기지국은 상태 비트에 따라 이동 단말기의 요구 슬롯 수를 예측하여 다음 프레임에서 슬롯을 할당하게 된다.

### 2.2.2 기지국에서의 동작

기지국에서는 이동 단말기의 데이터 셀에 피기백킹하여 전송되어온 상태 비트를 보고 이동 단말기의 버퍼 상태를 예측하여 적절한 슬롯을 할당한다.

$i$ 번째 프레임에서 이동국에 할당한 슬롯 수가  $a_i^k$ 라 하고, 다음  $i+1$ 프레임에서 기지국이 계산한 할당 슬롯 수를  $a_{i+1}^k$ 라 나타내면, 상태 비트가 (0,0)으로 세팅된 이동 단말기들에게는 식 2.1처럼 이전

프레임에서 할당된 슬롯 수( $a_i$ )만큼 데이터 슬롯을 할당한다.

$$e_{i+1}^i = a_i \quad (2.1)$$

상태 비트가 (0,1)로 세팅된 이동 단말기들에게는 식 2.2처럼 이전 프레임에서 할당된 슬롯( $a_i$ )보다 한 셀 슬롯을 더 할당한다.

$$e_{i+1}^i = a_i + 1 \quad (2.2)$$

상태 비트가 (1,0)으로 세팅된 이동 단말기들에게는 식 2.3처럼 이전 프레임에서 할당된 슬롯( $a_i$ )보다  $\beta$  ( $\beta > 1$ )배만큼 슬롯을 더 할당한다.

$$e_{i+1}^i = \beta \times a_i \quad (2.3)$$

상태 비트가 (1,1)로 세팅된 이동 단말기들에게는 식 2.4처럼 이전 프레임에서 할당된 슬롯( $a_i$ )보다  $\gamma$  ( $\gamma > 1$ )배만큼 슬롯을 더 할당하며 다음 프레임에서 CLAS을 발행해준다.

$$e_{i+1}^i = \gamma \times a_i \quad (2.4)$$

기지국에서의 이동 단말기의 상태 비트 파악과 할당 슬롯 수 결정은 다음과 같다.

• 기지국에서 단말기의 상태 비트 파악과 할당 슬롯 수 결정 코드

$e_{i+1}^i$  = 기지국이 예측한 다음 프레임에서 이동 단말이 할당받을 슬롯 수

$a_i$  = 이전 프레임에서 할당된 슬롯 수

If(상태 비트=(1,1))

$$e_{i+1}^i = \gamma \times a_i \quad (\gamma > 1)$$

//다음 프레임에서 CFLS 슬롯 발행

Else if(상태 비트=(1,0))

$$e_{i+1}^i = \beta \times a_i \quad (\beta > 1)$$

Else if(상태 비트=(0,1))

$$e_{i+1}^i = a_i + 1$$

Else

$$e_{i+1}^i = a_i$$

• 슬롯 분배 과정

기지국이 각 이동국들에게 다음 프레임에서 할당할 슬롯 수를 결정하더라도 프레임 내의 슬롯 수가 정

해져 있기 때문에, 모든 이동국들에게 예측한 요구 할당 슬롯 수만큼 슬롯을 할당하지 못할 수 있다. 그러므로 기지국은 각 단말기의 상태 비트를 통해 파악된 요구 슬롯 수와 현재 프레임에서 할당 가능한 슬롯 수를 고려하여 실질적인 슬롯 할당을 수행한다. 먼저 기지국은 이전 프레임에서 이동국에게 할당된 후 사용되지 않은 슬롯 수  $u_i$ 를 측정하여 다음 프레임에서 과다 할당된 슬롯 수를 회수한다. 그래서 다음 프레임에서는 다음 식과 같이 슬롯을 할당한다.

$$e_{i+1}^i = a_i - u_i \quad (2.5)$$

그리고 다음 예측된 요구 슬롯 수에 따라 할당 가능하면 요구 슬롯 수대로 슬롯을 할당한다. 예측된 요구 슬롯 수를 모두 수용할 수 없는 경우에는 각 단말기의 등가 대역(SCR)에 따라 1차적으로 슬롯 할당을 수행한다. 할당 후 여분의 슬롯이 생기면, 잔여 슬롯을 각 이동국의 요구량에 비례하여 할당한다.

• 슬롯 할당 코드

$N_{UpTotal}$  = 상향 링크 프레임 당 셀 슬롯의 총수

$N_{available}$  = 전체 프레임 당 슬롯 수에서 CBR 할당 후 남은 슬롯 수

$N_{CBR}$  = 상향 링크 CBR 트래픽을 위해 할당된 셀 슬롯의 총수

$N_{request}$  = 이동국들이 요구하는 총 슬롯 수

$e_{i+1}^i$  = 기지국이 예측한 다음 프레임에서 이동국이 할당받을 슬롯 수

$a_i$  = 이전 프레임에서 할당된 슬롯 수

$s_{i+1}^j$  = 이동국의 등가 대역

$e_{add}^j$  = 각 이동국이 등가 대역이외에 추가적으로 요구하는 슬롯 수

$$N_{Available} = N_{UpTotal} - N_{CBR}$$

$$N_{request} = \sum_j e_{i+1}^j = \sum_j s_{i+1}^j + e_{add}^j$$

If( $N_{Available} > N_{request}$ )

$$a_{i+1}^j = e_{i+1}^j$$

//요구 슬롯 만큼 할당

else

$$a_{i+1}^j = s_{i+1}^j + (N_{Available} - \sum_j s_{i+1}^j)$$

$$\times \frac{(e_{i+1}^j - s_{i+1}^j)}{\sum_j (e_{i+1}^j - s_{i+1}^j)}$$

//이동국의 요구 슬롯에 비례하여 할당

### III. 시뮬레이션 및 성능평가

#### 3.1 시뮬레이션 환경

본 논문에서 제안된 알고리즘의 성능을 측정하고 분석하기 위해 그림 3.1과 같은 기상의 환경을 설정하여 시뮬레이션을 수행하였다. VBR 단말의 수를 증가시키면서 그에 따른 채널 효율, 할당 효율, 셀 손실율, 전송 지연 등의 VBR 트래픽 서비스의 성능을 측정하였다.

그림 3.1과 같이 VBR 이동 단말기와 각 단말에 슬롯을 할당할 기지국을 설계하여 제안한 알고리즘에 따라 성능을 측정하여, 기존의 EP-SA의 in-band 방식과 성능을 비교하였다.

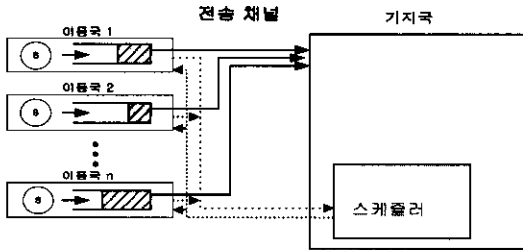


그림 3.1 시뮬레이션 모델

##### 3.1.1 소스 모델링

제안한 알고리즘의 성능을 분석하기 위해 먼저 각 트래픽 소스로부터의 셀 발생 프로세스는 on-off 모델로 모델링(modeling)하였다<sup>9)</sup>. on-off 모델은 데이터 트래픽, 음성 트래픽, 비디오 서비스와 같은 버스티한 특성을 가지는 VBR 트래픽을 위한 소스 모델에 적용할 수 있다. on-off 소스는 셀 발생수가 지수적으로 분포되는 on 상태와 셀 슬롯의 수가 지수적으로 분포되는 off 상태로 표현할 수 있다. on 상태에서 평균 셀 수  $E[on]$ 은 현재 on 상태일 확률의 역  $1/(1-a)$ 와 같다. off 상태에서 평균 빈 셀 슬롯 수  $E[off]$ 는  $1/(1-s)$ 와 같다. 각 상태의 끝에서 on과 off 상태는 확률 1로 다른 상태로 천이한다. 그림 3.2는 지수적인 분포를 이루는 on-off 소스 모델이다.

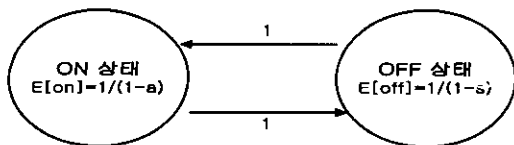


그림 3.2 지수 분포를 이루는 on-off 소스

on 상태와 off 상태가 지수적인 분포를 나타낼 때 on 상태에서 평균 상태 길이  $T_{on}$ 은 아래와 같이  $R$ 의 역수와  $E[on]$ 의 곱이다.

$$T_{on} = \frac{1}{R} E[on] \quad (3.1)$$

off 상태에서 평균 상태 길이  $T_{off}$ 은 아래와 같이  $C$ 와  $E[off]$ 의 곱으로 표현된다.

$$T_{off} = \frac{1}{C} E[off] \quad (3.2)$$

본 논문에서는 on-off 소스 모델에 따라 VBR 트래픽 소스 모델을 표현하였으며, on 상태에서 평균 상태 길이  $T_{on}$ 은 평균 on 구간 길이로 30 msec로 정해주었으며, on 상태에서 셀율이  $h$  cell/s, 평균 셀율이  $m$ 이라 할 때  $T_{off}$ 은 아래의 식에 따라 결정된다.

$$T_{off} = T_{on} \frac{h-m}{m} \quad (3.3)$$

VBR 트래픽 소스 특성에 따라  $h$ 는 VBR 트래픽의 PCR로,  $m$ 은 VBR 트래픽의 meanCR로 정해주었다<sup>9)</sup>. 셀 분포는 포아송 분포를 적용하여 셀 간격이 비규칙적으로 발생되게 하였다.

##### 3.1.2 성능 평가를 위해 사용된 파라미터

제안된 알고리즘의 시뮬레이션을 수행하기 위해 사용된 파라미터는 표 3.1과 같다. 채널 용량은 42.4Mbps이며 각 이동국의 VBR 트래픽은 평균 셀 전송율이 0.768 Mbps이며 최대 셀 전송율은 4Mbps로 설정하였다. 이외에 슬롯 할당 시 사용되는  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$  값은 각각 4, 2, 2로 결정하였다.  $l$ ,  $d$

표 3.1 시뮬레이션 파라미터

| 파라미터                  | 값         |
|-----------------------|-----------|
| 채널 용량                 | 42.4Mbps  |
| VBR 트래픽 평균 셀 전송율(MCR) | 0.768Mbps |
| VBR 트래픽 최대 셀 전송율(PCR) | 4Mbps     |
| 버스트율                  | 5.08      |
| 최대 셀 지연 시간(maxCTD)    | 10msec    |
| 프레임 길이                | 2msec     |
| 프레임당 셀슬롯 수            | 200개      |
| 셀 슬롯의 크기              | 53byte    |
| 셀 슬롯과 미니 슬롯 길이의 비율    | 4         |
| 버퍼의 크기                | 100 cell  |

은 VBR 트래픽의 MCR에 따른 프레임 당 발생 슬롯 수인 4로 정했다. 임계치  $T_L, T_M, T_H$ 은 시뮬레이션 상에서 Proposed 1은 10%, 30%, 70%로 하였고, Proposed 2는 20%, 40%, 80%로 하였다.

마지막으로 VBR의 등가 대역은 MCR로 하였다. 각 임계치들은 VBR 트래픽의 CDV, MBS 등을 고려하여 최적의 임계치를 설정해야 하나 많은 계산 비용이 요구되므로 이러한 임계치 설정을 사용하지 않았다.

### 3.2 시뮬레이션 결과 및 분석

제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위한 파라미터는 다음과 같다.

• 할당 효율 :

기지국에서 이동국에 할당한 슬롯 수와 이동국이 실제 사용한 슬롯 수의 비를 나타낸다.

$$\text{할당 효율} = \frac{\text{실제 전송에 사용된 슬롯 수}}{\text{기지국에서 이동국에 할당한 슬롯 수}}$$

• 지연 :

각 이동국의 버퍼에 셀이 들어온 후 슬롯을 할당 받기까지의 버퍼에서의 대기 시간을 나타낸다.

• 셀 손실률 :

버퍼가 수용할 수 있는 셀 용량을 초과하여 발생하는 셀 손실률과 버퍼에서 대기 중 전송지연 초과로 손실된 셀의 수가 셀 손실률을 나타낸다.

• 채널 이용률 :

트래픽 부하의 증가에 따라서 이동국들이 채널을 사용하는 비율을 나타낸다.

• CLAS 할당률 :

제안된 알고리즘에 따른 CLAS 할당률을 측정하였다.

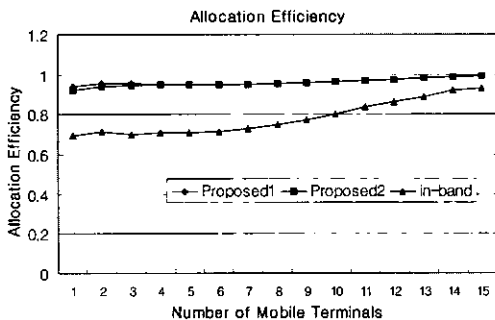


그림 3.3 할당 효율

그림 3.3은 단말 수의 증가에 따른 할당 효율을

보여준다. 그림에서 Proposed 1은 버퍼의 임계치  $T_L, T_M, T_H$ 을 각각 버퍼의 10%, 30%, 70%로 설정했으며, Proposed 2는 버퍼의 임계치  $T_L, T_M, T_H$ 을 각각 버퍼의 20%, 40%, 80%로 설정했다. Proposed 1, Proposed 2 모두 할당 효율이 90%에서 100% 사이로 나타난다. 즉, 기지국이 할당해준 데이터 슬롯을 대부분 사용한다는 것을 의미한다. 그러나 기존의 in-band 방식은 70%에서 90% 사이로서 할당 효율이 매우 떨어진다. 제안한 알고리즘이 기존의 in-band 방식보다 각 단말 내의 버퍼 상태를 좀 더 정확히 표현하므로 기지국에서 단말들에게 적절한 슬롯을 할당하기 때문이다. 할당 효율은 시스템의 효율성과 관련된 문제로서 할당 효율이 좋다는 것은 제안한 알고리즘이 그만큼 VBR 트래픽의 가변적인 특성을 잘 반영한다는 것을 나타낸다.

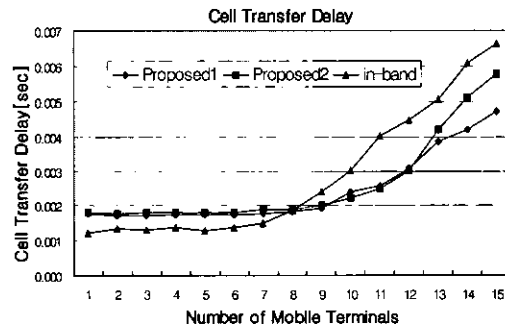


그림 3.4 셀 전송 지연

그림 3.4는 단말 수의 증가에 따른 평균 셀 전송 지연을 나타낸다. 제안한 Proposed 1과 Proposed 2 모두 단말의 수가 8을 넘을 때 기존의 in-band 방식보다 우수한 성능을 보여준다. 단말의 수가 적을 때 in-band 방식보다 높은 지연을 가지는 것은 in-band 방식이 각 이동 단말에게 데이터 슬롯을 과도하게 할당하기 때문이다. 즉, 기지국이 각 이동 단말에게 지나치게 많은 슬롯을 할당하므로 단말의 수가 적을 때 각 버퍼의 셀이 지연을 겪지 않고 즉시 전송되므로 전송 지연이 감소하게 된다. 그러므로 제안한 알고리즘이 정해진 최대 전송 지연의 범위(10ms)를 넘지 않으면서 적절하게 슬롯을 할당해 주고 있음을 알 수 있다.

그림 3.5는 단말 수의 증가에 따른 평균 셀 손실률이다. 제안한 알고리즘과 기존의 in-band 방식 모

두 단말의 수가 적을 때는 셀 손실율이 거의 0이다. 그러나 단말의 수가 증가함에 따라 기존의 in-band 방식의 셀 손실이 급격하게 증가함을 나타내고 있다. 제안한 알고리즘이 각 단말의 버퍼 상태를 좀 더 정확하게 표현하므로, 기지국이 각 단말에게 적절한 슬롯을 할당하여 슬롯이 과도하게 할당되는 것을 방지한다. 따라서, 단말 수가 증가했을 때 in-band 방식보다 슬롯을 많이 요구하는 단말들이 사용할 수 있는 여분의 슬롯이 많기 때문이다. 또한 버퍼 용량을 초과할 가능성이 있는 단말들에게 CLAS를 발행하여 버퍼 오버플로우(overflow)를 방지할 수 있었고 셀 손실율을 줄일 수 있었다.

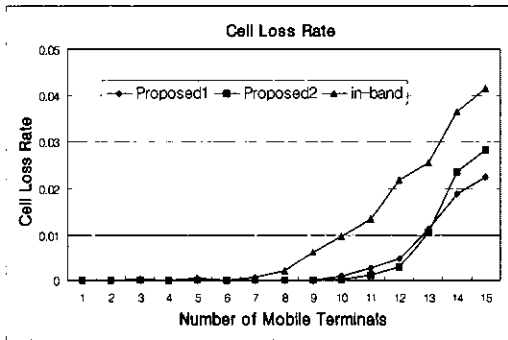


그림 3.5 셀 손실율

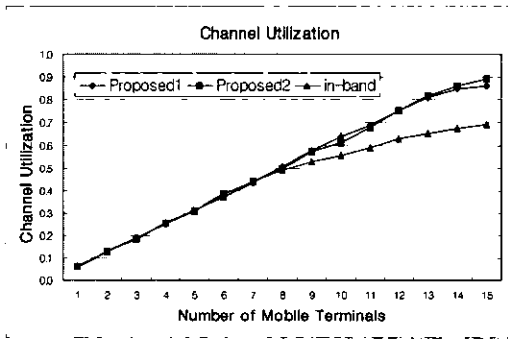


그림 3.6 채널 이용률

그림 3.6은 단말 수의 증가에 따른 채널 이용률이다. 제안한 방식이 단말의 수가 많을 때 기존의 in-band 방식보다 채널 이용률이 높음을 나타내고 있다. 단말 수가 8이상일 때 in-band 방식보다 성능이 좋아지고 있다. 제안한 방식이 각 단말에게 적절한 슬롯을 발행하면서 채널 내의 슬롯을 가능한 많이 사용하고 있음을 보이고 있다. 즉, 제안한 알고리즘이 CBR, ABR 등의 다른 서비스 트래픽이 섞

여 있는 환경에서 프레임 안의 남아 있는 슬롯들을 최대한 사용할 수 있음을 보이고 있다.

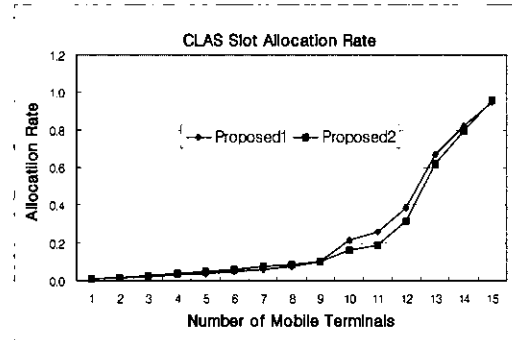


그림 3.7 CLAS 할당률

그림 3.7은 제안한 알고리즘의 CLAS 할당률을 나타내고 있다. 제안한 알고리즘에서는 버퍼 내의 큐의 크기가 매우 크거나 큐의 길이가 급격하게 증가할 때 CLAS(ContentLess Access Slot)을 발행해 준다. 그림에서 단말의 수가 15개가 되었을 때 한 프레임 당 약 한 개의 CLAS 슬롯이 발행되고 있음을 나타낸다. 즉, CLAS 발행이 채널 용량에 큰 영향을 주지 않으면서 제안한 알고리즘의 성능을 향상시키고 있음을 나타낸다.

#### IV. 결론

본 논문에서는 할당 효율, 셀 전송 지연, 셀 손실율, 채널 이용률에 대해서 제안한 알고리즘의 성능을 시뮬레이션을 통해 입증하였으며, 시스템의 효율성과 관련된 할당 효율이 거의 1을 유지하여 기존 알고리즘보다 20%에서 30%정도 우수하였다. 셀 전송 지연에 대해서는 이동국 수가 적을 때는 기존 방식보다 성능이 떨어지나, 이동국 수가 8개 이상일 때는 in-band 방식보다 우수하였다. 셀 손실율도 기존 알고리즘보다 1/2정도 낮게 나타나고 있음을 시뮬레이션 결과를 통해 알 수 있었다. 또한 이동국의 수가 15개일 때 제안한 알고리즘은 채널의 약 90%를 이용하여 채널 효율성면에서 기존의 in-band 방식보다 향상되었다. 앞으로 연구되어야 할 과제는 CBR, ABR 등의 다른 트래픽이 혼재된 상황에서의 성능 측정과 제안된 알고리즘에서 사용되는 임계치들을 셀 도착율, 지연 시간, MBS 등의 VBR 트래픽 파라미터를 고려하여 최적의 값을 구해야 할 것이다.



참 고 문 헌

|   |  |            |
|---|--|------------|
| <p>[1] Dipankar Raychaudhuri "Wireless ATM Networks: Architecture, System Design and Prototyping," IEEE Personal Communications pp. 42-49, Aug. 1996.</p>   | <p>김 남 회(Nam-Hee Kim)<br/>제 26권 제 4A호, pp. 694-700 참조</p>      | <p>정회원</p> |
| <p>[2] D. Raychaudhuri et al., "WATMnet: A Prototype Wireless ATM system for Multimedia Personal Communication," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 15, no. 1, Jan. 1997.</p>   | <p>김 관 응(Kwan-Woong Kim)<br/>제 23권 제 11호, pp. 2991-2998 참조</p> | <p>정회원</p> |
| <p>[3] D. Petras, "Medium Access Control Protocol for wireless, transparent ATM access," Proceeding of IEEE Wireless Communication Systems Symposium, Nov. 1995.</p>  | <p>전 병 실(Byoung-Sil Chon)<br/>제 26권 제 4A호, pp. 694-700 참조</p>  | <p>정회원</p> |
| <p>[4] D. Raychaudhuri, et. al., "ATM-Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Networks," IEEE JSAC., pp. 1401-1414, Oct. 1994.</p>   |  |            |
| <p>[5] S. Sathaye, "ATM Forum Traffic Management Specification, Version 4.0," ATM Forum Technical Committee, Mar. 1996.</p>   |  |            |
| <p>[6] N. Movahhedinia G. Stamatelos and H. M. Hafez, "A Slot Assignment Protocol for Indoor Wireless ATM Networks Using the Channel Characteristics and the Traffic Parameters," Proceedings of IEEE GLOBECOM' 95 pp. 327-331, 1995.</p> |  |            |
| <p>[7] Xiaowen Wu et al. "Dynamic Slot Allocation Multiple Access Protocol for Wireless ATM," Proceedings of IEEE ICC'97, pp. 1560-1565, June 1997.</p>   |  |            |
| <p>[8] S. K. Biswas, D. Reininger and D. Raychaudhuri, "UPC Based Bandwidth Allocation for VBR Video in Wireless ATM Links," Proceedings of IEEE INFOCOM'96, pp. 1073-1079, 1997.</p>   |  |            |
| <p>[9] R.C.V. Macario, Cellular Radio, Principle and Design, 2nd ed., London: Macmilan, pp. 190-240, 1997.</p>  |  |            |
| <p>[10] 이상태, 김남희, 노기용, 전병실, "ATM 스위치에서의 QoS 향상을 위한 출력큐잉 제어 기법에 관한 연구", 한국통신학회논문지, 제 24권 제 5B 호, pp. 839-850, 1999.</p>  |  |            |