

# 무선 ATM 서비스를 위한 CDMA 시스템 : 접속 방식과 무선망 제어 알고리즘

정희원 임 광 재\*, 광 경 섭\*\*

## A CDMA System for Wireless ATM Service: Access Method and Control Algorithm

Kwang Jae Lim\*, Kyung Sup Kwak\*\* *Regular Members*

### 요 약

본 논문은 무선 ATM 서비스를 위한 CDMA WATM 시스템을 제시하며, 매체 접속 방식으로 전송 스케줄링과 슬롯 및 무선 링크 할당 알고리즘을 가진 중앙 제어 예약 접속 방식 (CRMA/TSDA)을 제안한다. 또한, 본 논문에서는 CDMA WATM 시스템을 위한 무선 접속 및 링크 제어 방식으로 지역정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘과 광역정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘을 제안하고, 모의 실험을 통하여 양방향 링크에서의 시스템 용량과 성능을 분석하였다. 제시된 접속 방식 및 제어 방식은 기존의 CDMA 랜덤 접속 방식에 비해 만족할 만한 성능을 보이며, ATM 서비스의 요구 품질을 만족시키며 수용할 수 있다. 특히, 지역 정보 제어 방식은 준최적의 광역 정보 방식에 견줄만한 성능을 갖는다

### ABSTRACT

We introduces a wireless multimedia CDMA system configuring multiple transmission links between a user and radio ports. We propose a centralized reservation access control scheme with transmission scheduling and dynamic allocation (CRMA/TSDA) to support the diverse multimedia traffic in the introduced CDMA system. We propose two types of transmission allocation algorithms: slot and link allocation algorithms with local information and global information. The transmission allocation algorithm proposed in this paper allocates a set of ports configuring multiple radio links and transmission slot/power to each of scheduled transmission requests. We perform simulations for the proposed system and algorithms. Through the simulation, we show that the performance of the algorithm with local information stands comparison with that of the quasi-optimum algorithm with global information. Also, the two algorithms in the system has shown to have better performance than the conventional CDMA system with a distributed random transmission method.

### I. 서 론

문헌 [1]에서 WATM(Wireless ATM) 시스템에서의 잦은 핸드오프 시에 발생하는 문제점의 개선을 위해 다중 링크의 구성과 시플캐스팅(simulcasting) 방식을 도입한 CDMA(Code Division Multiple Access)

시스템과 다중 링크를 위한 전력 제어 알고리즘을 제시하였다. 본 논문에서는 다양한 트래픽 형태를 가지는 ATM(Asynchronous Transfer Mode) 호의 서비스를 위해, 문헌 [1]의 CDMA 시스템을 바탕으로 하는 접속 및 전송 방식을 제안하며, 문헌 [1]의 다중 링크 전력 제어 알고리즘을 기본으로 하는 전

\* 한국전자통신연구원(kjlim@etri.re.kr)

\*\* 인하대학교 전자공학과

논문번호:98253-0619, 접수일자: 1998년 6월 19일

※ 본 논문은 한국과학재단(951-0913-037-2) 지원으로 수행되었습니다.

송 슬롯 및 무선 링크 할당 알고리즘을 제시한다.

멀티미디어 서비스를 위한 CDMA 방식의 매체 접속 제어 방식에 대한 연구로, 문헌 [2,3]의 랜덤 전송 제어 방식과 문헌 [4-6]에서의 전송 예약 및 요구 할당에 의한 예약 전송 제어 방식을 들 수 있다. 문헌 [2,3]의 랜덤 전송 방식에서 각 사용자는 다른 사용자의 전송 유무, 전송되는 패킷의 수, 그에 따른 간섭량을 정확히 알 수 없기 때문에 전송되는 패킷의 성공적인 수신을 보장할 수 없으며, 결국 해당 서비스의 요구 품질을 만족시킬 수 없게 된다. 또한, 다양한 서비스 품질을 요구하는 멀티미디어 서비스라면 고려되어야 할 어떠한 전력 제어 방식을 함께 고려하고 있지 않다.

문헌 [4]는 음성과 데이터의 혼합된 트래픽을 갖는 TDMA(Time Division Multiple Access) 시스템을 위한 매체 접속 방식인 PRMA(Packet Reservation Multiple Access)를 CDMA 시스템에 적용함으로써, 연속적 또는 주기적 트래픽에 대한 서비스를 포함하고 있다. 그러나 이 방식 또한 어떠한 전력 제어 방식도 고려하지 않았으며, 기지국에서의 모든 사용자 수신 신호의 전력 레벨이 같다고 가정하고 있다.

문헌 [5,6]은 요구 할당 방식의 CDMA 시스템에 관한 연구로 각 사용자의 서비스 품질 보장을 위해 예약 전송과 전송 스케줄링 방식을 도입하였다. 특히 문헌 [5]에서는 특정 셀 내의 사용자들의 전송 효율을 최대로 하는 전력 할당 방식을 제안하고 있다. 그러나 이러한 요구 할당 방식의 연구에서 다양한 서비스 품질을 요구하는 멀티미디어 서비스라면 고려되어야 할 신호대 간섭비에 따른 전력 제어 방식을 함께 고려하고 있지 않다. 또한, 전력 제어를 포함한 연구에서 전송 효율의 증가에만 초점을 맞추고 있으며, 서비스 품질 및 트래픽 변화에 따른 간섭 변화를 고려하고 있지 않다. 더욱이 단일 셀 환경을 모델로 하고 있으며, 근접 셀에서의 트래픽 변화와 그 영향, 그리고 무선 ATM 시스템이라면 심각히 고려해야 할 핸드오프 문제에 대해서도 논의되지 않았다.

따라서 본 연구에서는 다중 캐리어 전송, 요구 품질 보장을 위한 전력 제어, 무선 ATM 시스템의 핸드오프에 대한 난점 극복을 위한 다중 링크의 구성 그리고 다중 링크에 대한 전력 제어, 다중 셀 환경을 고려한 매체 접속 제어 등을 고려한 CDMA 방식의 무선 ATM 시스템을 제안한다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 1장 서론

에 이어 2장에서는 문헌 [1]의 다중 링크 구성을 갖는 CDMA 시스템을 위한 중앙 예약 접속 방식을 제시한다. 3장에서는 제시된 시스템에서의 전송 및 무선 링크 제어를 위한 알고리즘을 제시하고, 4장에서는 모의 실험을 통하여 제시된 시스템의 성능과 특성을 살펴본다. 끝으로 5장에서 결론을 맺는다.

## II. CDMA WATM 시스템

본 논문에서 고려되는 CDMA WATM 시스템의 서비스 지역은 문헌 [1]에서 논의된 바와 같이 마이크로 셀 또는 피코 셀로 나누어져 있으며, 서비스 셀 내의 WATM 단말은 해당 셀의 서비스를 담당하는 무선 포트에 무선으로 접속함으로써 ATM 서비스를 받을 수 있다. 시스템의 모든 포트와 단말은 고유의 CDMA 코드를 가지며, 동일 시간에 수신되는 신호들은 서로 다른 코드에 의해 구별된다. 모든 포트는 고유의 코드에 의해 확산되는 파일럿 신호를 전송한다. 물리 계층의 전송 방식으로 직교 다중 캐리어 직접 확산 방식 (orthogonal multicarrier / direct sequence-CDMA : MC/DS-CDMA)을 사용하고, 사용자 데이터는 다중 캐리어와 다중 코드를 이용 병렬로 전송된다.

특정 지역 내의 무선 포트들은 하나의 WATM 교환기의 제어를 받으며, 각 무선 포트들은 디지털 신호 처리되지 않은 IF(intermediate frequency) 또는 RF(radio frequency) 신호를 교환기와 주고 받음으로써 빠른 핸드오프를 지원한다<sup>[1]</sup>. 상향 및 하향의 양방향 링크에서 하나의 무선 단말은 근접한 여러 무선 포트들과 다중 링크를 구성하며, 다중 링크에 의해 수신되는 신호는 하향 링크(downlink)의 경우 무선 단말에서 합성 수신하며, 상향 링크(uplink)의 경우 교환기에서 합성 수신함으로써 다이버시티(macro-diversity)를 얻는다. 다중 링크를 통하여 수신된 신호는 단말 또는 교환기에서 최대비 합성 수신된다.

서비스 중에 있는 모든 사용자 단말은 하나 이상의 무선 포트와 다중 링크를 구성하며, 다중 링크를 통해 수신된 신호에 신호대 간섭비를 측정하고 이를 측정 보고 메시지를 통해 교환기에 보고한다. 보고된 측정 정보는 교환기에서 다음 전송 프레임에서의 전송 제어를 위해 이용된다. 간헐적인 트래픽을 가진 호의 경우, 과거의 어떤 프레임에서 패킷 전송이 있을 후, 오랜 시간동안 실제적인 데이터 전송이 없을 수 있으며, 다시 데이터 전송이 재기될

때, 교환기는 해당 호에 대한 최근 신호대 간섭비에 대한 측정 정보를 가지고 있지 않으므로 재기된 데이터 전송에 대해 적절한 슬롯 및 전력을 할당할 수 없다. 따라서 설정된 상향 및 하향 호를 가진 모든 사용자 단말은 패킷 전송의 유무에 관계없이 포트들로부터 전송되는 파일럿 신호에 대한 신호대 간섭비를 측정하여 교환기에 주기적으로 보고한다. 또한 파일럿에 대한 주기적인 측정보고는 각 사용자 단말과 무선 링크를 구성할 무선 포트들의 집합을 선택하는데 이용되며, 각 사용자에게 대해서 무선 포트들의 집합을 적절히 선택함으로써 자연히 무선 포트들간의 핸드오프가 이루어진다.

매체 접속 제어 방식은 슬롯화된 CDMA 예약 접속 방식으로, CRMA/TSDA(Centralized Reservation Multiple Access with Transmission scheduling and Dynamic Allocation)의 전송 프레임은 그림 1과 같이 구성된다. 상향 전송 프레임과 하향 전송 프레임은 TDD(time division multiplexing)에 의해 구분되고, 양방향 모두에서 전송 프레임은 제어 서브 프레임(control subframe)과 트래픽 서브 프레임(traffic subframe)의 두 서브 프레임으로 구성되며, 각 서브 프레임은 여러 개의 슬롯들로 구성된다. 상향 및 하향 전송이 동일 주파수에 이루어짐으로써 양방향에서의 동일 무선 링크에 대한 전송 손실은 거의 동일하며, 이는 포트들로부터 전송되어 오는 파일럿 신호의 전송 손실 값을 상향 링크 제어에 사용할 수 있다는 이점을 제공한다. 또한, 양방향에서의 트래픽이 서로 다를 경우 상향 또는 하향 전송 프레임의 경계를 조절함으로써 프레임 효율적으로 이용할 수 있다.

하향 제어 서브 프레임(down control subframe)에서는 교환기로부터 각 단말로 제어 정보를 전송하는데 이용되며, 호 접속 허가(call admission) 메시지 및 패킷 전송 할당(transmission allocation) 메시지 등의 제어 메시지가 이에 해당한다. 서비스 지역 내의 모든 단말은 제어 서브 프레임 내의 메시지를 항상 감시하며, 각 제어 메시지는 미리 지정된 하나 또는 다수의 특정 제어 코드에 의해 전송되며, 각 단말은 제어 메시지에 포함된 특정 인식 번호(예를 들면, 각 단말에 할당된 인식 번호)에 따라 해당 메시지를 구별하여 수신한다.

상향 제어 서브 프레임(up control subframe)에서는 각 단말로부터 교환기로의 호 설정 요청(call set-up request) 및 패킷 전송 요구 (transmission request) 등의 메시지를 전송하는데 사용된다. 상향

제어 서브 프레임에서 전송되는 메시지는 CDMA ALOHA와 같이 랜덤 접속 방식에 의해 전송된다. 이 프레임에서의 모든 전송킷은 미리 지정된 하나 또는 다수의 특정 코드를 사용하며, 각 단말로부터의 호 접속 및 전송 요구는 각 단말에 할당된 인식 번호에 의해 구별된다.

양방향 트래픽 서브 프레임(traffic subframe)에서는 ATM 셀을 포함하는 데이터 패킷과 주기적인 측정 보고(measurement report) 메시지를 전송하는데 사용된다. 트래픽 서브 프레임에서 전송되는 패킷들은 각 사용자에게 할당된 고유 코드에 의해 구별된다. 상향 트래픽 서브 프레임의 데이터 패킷 전송 시에 다음 프레임에서 추가적인 패킷 전송이 요구될 경우, 피지백(piggybacked) 예약 방식에 의해 패킷 전송 요구 시간을 줄일 수 있다. 그림 1과 같은 프레임의 구성과 패킷의 전송은 시스템의 다중 캐리어를 통하여 병렬로 전송되며<sup>[1]</sup>, 모든 캐리어에서의 시스템의 동작은 동일하다.

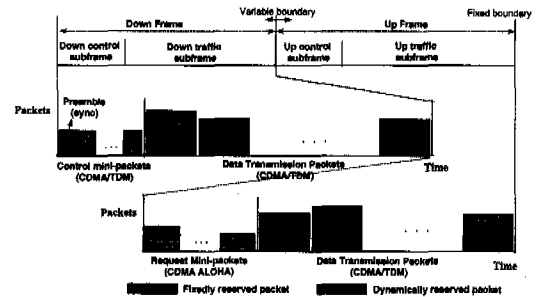


그림 1. CRMA/TSDA의 전송 프레임 구조

사용자 또는 망으로부터 새로운 호 - 또는 가상 채널 - 에 대한 설정이 요구되었을 때, 시스템은 해당 호의 트래픽 종류에 따라 다음과 같이 전송 슬롯을 할당한다. 고정 속도의 CBR(constant bit rate) 트래픽의 경우, 요구하는 데이터 전송률에 따라 그에 해당하는 수의 전송 슬롯을 할당하며, 할당된 전송 슬롯들은 해당 호가 종료할 때까지 별도의 전송 요구 없이 해당 호를 위해 계속적으로 예약된 것으로 간주된다. 가변 속도의 VBR(variable bit rate) 트래픽의 경우, 시스템은 VBR 트래픽의 등가 대역폭 - 예를 들어 평균 셀 전송률 (mean cell rate) - 에 해당하는 수의 슬롯을 할당한다. 호 설정 이후, VBR 호에서 잠정 예약된 슬롯 이상의 패킷이 발생할 경우, 해당 호는 시스템에 추가적인 전송 슬롯을

요구함으로써 초과한 수의 패킷을 전송할 수 있다.

ABR(available bit rate) 또는 UBR(unavailable bit rate) 트래픽의 경우, 호 설정 과정에서 어떠한 슬롯도 할당되지 않으며, 모든 패킷의 전송은 호 설정 이후 패킷 전송 요구 메시지를 전송하여 시스템으로부터 전송 슬롯을 할당받음으로써 이루어진다. 초기 호 설정 과정에서 CBR 또는 VBR과 같이 실시간 서비스를 필요로 하고 지속적인 패킷 전송이 요구되는 호에 대해서만 잠정적인 예약 슬롯이 예약 할당되고, ABR과 UBR과 같이 비실시간 서비스이며 간헐적인 트래픽을 가진 호에 대해서는 서비스 중에 필요에 따라 전송 슬롯이 할당된다. 따라서, 트래픽 서브 프레임에서의 패킷 전송은 초기 호 설정 과정에서 예약된 슬롯(exclusively reserved slot)과 서비스 중에 필요에 따라 예약되는 슬롯(dynamically reserved slot)의 두 가지 방법에 의해 이루어진다.

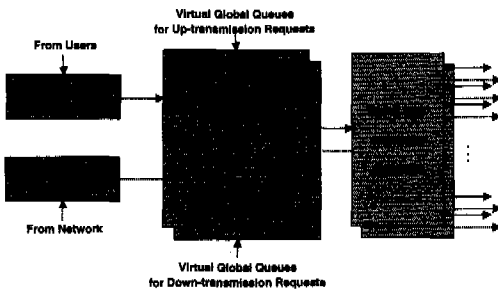


그림 2. 전송 요구에 대한 슬롯 및 링크 할당.

WATM 교환기는 상향 및 하향 전송 요구 각각을 위한 두 개의 가상 큐(virtual global queue)를 갖는다. 그림 2에서와 같이 호 설정을 위한 요구를 포함하여 모든 전송 요구는 각 트래픽 종류에 따라 해당 큐에 전송 허가를 받기 위해 축적되고, 시스템은 전송 스케줄링 알고리즘과 슬롯 및 링크 할당 알고리즘(slot and link allocation algorithm)에 의해 전송 슬롯과 무선 링크를 각 패킷 전송을 위해 할당한다. 전송 스케줄링에서 CBR과 같은 상위 클래스의 호에 대한 전송 요구는 VBR 또는 ABR과 같은 하위 클래스의 호에 대한 전송 요구보다 비선점 우선권(nonpreemptive priority)을 갖으며, 서비스 중에 있는 호의 품질을 보호하기 위해 서비스 중의 호에 의해 요구된 전송 요구는 어떠한 종류의 호 설정 요구보다 우선권을 갖는다. 또한 각 큐 내의

동일 종류의 전송 요구는 FCFS(first-come first service), CDFS(closest-deadline first service), LWFS(largest-waiting-time first service) [7,8] 등의 특정 스케줄링 방식에 따라 순서가 정해진다. 스케줄링을 거친 전송 요구는 슬롯 및 링크 할당 알고리즘에 의해 다중 링크를 구성할 포트들의 집합, 전송 슬롯, 전송 전력 등을 할당받는다. CBR과 VBR 호에 대한 초기 호 설정 시에 반영구적으로 예약되는 전송 슬롯을 할당받기 위해 그에 대한 전송 요구 또한 가상 큐에 대기하며 전송 슬롯을 할당받지 못하는 경우 그 호는 차단된다.

서비스 중에 있는 모든 사용자는 하나 이상의 무선 포트와 다중 링크를 구성하며, 다중 링크를 통해 수신된 신호에 신호대 간섭비를 측정하고 이를 측정 보고 메시지를 통해 교환기에 보고한다. 보고된 측정 정보는 교환기에서 다음 전송 프레임에서의 전송 슬롯 및 전송 전력을 할당하는데 이용된다.

### III. 무선망 제어 방식

본 장에서는 앞장에서의 CDMA WATM 시스템을 위한 무선망 제어 방식을 제시한다. 무선망 제어 알고리즘은 각 호의 패킷 전송을 위해 다중 링크를 구성할 포트들의 집합과 적절한 전송 슬롯을 선택하고, 요구되는 신호대 간섭비를 만족할 수 있는 전송 전력을 계산한다. 알고리즘으로 포트와 단말간의 모든 전송 손실에 대한 정보를 가지고 제어하는 광역 정보 할당 알고리즘(global slot and link allocation algorithm)과 전송 손실에 대해 한정된 정보만을 가지고 제어하는 지역 정보 할당 알고리즘(local slot and link allocation algorithm)의 두 방식이 제시된다.

#### 3.1. 다중 링크 전력 제어

본 논문에서 문헌 [1]에서와 동일한 모델과 변수 정의를 사용하며, 전송 프레임의 길이와 각 서브프레임의 길이는 모델링에서의 편리를 위해 고정되어 있다고 가정한다. 하나의 제어 패킷 또는 데이터 패킷은 하나의 미니 슬롯 또는 데이터 슬롯에 통해 전송되며, 전송 프레임의 시작점 및 슬롯의 시작점은 서비스 지역 내의 모든 단말과 포트에 대해 동기화 되어 있다고 가정한다.

하나의 교환기와  $K$  개의 무선 포트들로 이루어지는 무선 포트 그룹에 의해 구성되는 하나의 서비스 지역을 고려하며, 서비스 지역 내에  $M$  개의 사

용자 단말이 있다고 가정한다. 서비스 지역 내의 각 사용자 단말은 호 설정 과정을 거쳐 하나의 상향 호 또는 하향 호를 갖는다. 다음의 시스템 모델에서 사용될 변수들을 다음과 같이 정의한다.

$G_u(i, j, l, t), G_d(j, i, l, t)$  : 프레임  $l$ 의 슬롯  $t$ 에서 사용자  $i$ 와 포트  $j$ 사이의 상향 및 하향 전송 손실.

$A_u(i, t), A_d(i, t)$  : 프레임  $l$ 에서 사용자  $i$ 와 다중 상향 링크를 구성하는 포트들의 집합과 다중 하향 링크를 구성하는 포트들의 집합.

$B_u(l, t), B_d(l, t)$  : 상향 또는 하향 프레임  $l$ 의 슬롯  $t$ 에서 전송 허가된 패킷 전송들의 집합.

$r_u^*(i), r_d^*(i)$  : 상향 또는 하향 호  $i$ 에 대한 요구 신호대 간섭비.

사용자  $i$ , 호  $i$ , 패킷 전송 요구  $i$ , 패킷 전송  $i$ 는 동일 호  $i$ 와 관련된 사용자, 전송 요구, 전송을 의미하며 그러한 용어는 혼용하여 사용된다. 시스템 모델에서 어떤 전송 프레임 시간 내에서의 전송 손실은 거의 변화가 없으며, 측정 보고 주기는 페이딩의 상관 시간에 비해 매우 작다고 가정한다.

문헌 [1]에서 다중 링크의 구성을 갖는 CDMA 시스템을 위한 다음과 같은 전력 제어 알고리즘을 제시하였다.

**알고리즘 1. 상향 다중 링크 전력 제어**

$$\tilde{P}_u(i, l, t) = r_u^*(i) \left[ \sum_{j \in A_u(i, t)} \frac{G_u(i, j, l, t-1)}{I_u(i, j, l, t-1)} \right]^{-1} \quad (1)$$

**알고리즘 2. 하향 다중 링크 전력 제어**

$$\tilde{P}_d(j, i, l, t) = r_d^*(i) \omega(j, i, l, t-1) \left[ \frac{G_d(j, i, l, t-1)}{I_d(j, i, l, t-1)} \right]^{-1} \quad (2)$$

$\forall j \in A_d(i, t).$

위의 하향 다중 링크에 대한 전력 제어에서  $\omega(j, i, l, t)$ 는 포트  $j$ 에 대해 할당되는 전력 할당비(power allocation ratio)이며,  $\sum_{j \in A_d(i, t)} \omega(j, i, l, t) = 1$  을 만족한다. 하향 링크의 경우 전력 할당비를 다르게 설정함으로써 그에 따른 서로 다른 전송 전력 방식을 구현할 수 있으며, 하향 다중 링크 구성에 의한 추가적인 전력 소모, 간섭 증가 등의 영향을 최소화 하도록 선정되어야 한다<sup>[1]</sup>.

위의 알고리즘들은 과거 프레임에서 측정된 전송 손실 및 간섭이 현 프레임에서 거의 변화하지 않을 때, 각 사용자에 대해 반복적인 상호 작용에 의해 최적의 해에 도달할 수 있다. 사실 이러한 형태의 알고리즘은 음성과 같이 지속적인 트래픽을 가진 호를 서비스하는 시스템을 위한 것으로 사용자 상호간의 간섭과 전송 손실의 변화는 거의 일어나지 않는다는 가정에 기반을 둔 것이다. 그러나 WATM 시스템은 VBR 또는 ABR과 같이 시변적이고 간헐적인 트래픽을 가진 서비스를 가지고 있으므로 그러한 가정은 더 이상 유효하지 않게 된다. 따라서 본 논문의 슬롯 및 링크 할당 알고리즘에서는 트래픽 변화에 의한 간섭량의 변화를 예측하는 과정을 포함한다.

**3.2. 지역 정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘**

전송 슬롯 및 무선 링크 할당 알고리즘으로 지역 정보 알고리즘은 포트와 사용자간의 전송 손실에 대한 한정된 정보만을 가지는 방식으로, 한정된 정보로 인해 어떤 패킷 전송을 위한 전송 슬롯과 다중 링크 구성을 위한 포트들을 최적으로 선택할 수 없다. 따라서 알고리즘은 어떤 패킷 전송을 위한 슬롯을 선택하는데 있어서 이미 전송 허가된 패킷 전송들의 요구 신호대 간섭비의 합이 가장 작은 슬롯을 선택하고, 다중 링크 구성을 위한 포트들의 집합으로 파일럿에 대한 측정 보고에서 상대적으로 큰 신호대 간섭비를 갖는 포트들을 선택한다.

상향 링크에서, 각 사용자로부터 과거 프레임에서의 몇몇 근접 포트들의 파일럿에 대한 한정된 측정 정보로부터 알고리즘은 현 프레임 시간에서 어떤 사용자  $i$ 에 대한 전송 손실을 다음과 같이 추정한다.

$$G_u(i, i, l, t) = \begin{cases} G_u(i, j, l, t-1), & j \in A_u(i, t-1) \text{ and } j \in A_u(i, t) \\ G_d(j, i, l, t-1), & j \in A_u(i, t-1) \text{ and } j \in A_u(i, t) \\ \theta_u(i, i), & j \in A_u(i, t-1) \text{ and } j \notin A_u(i, t) \end{cases} \quad (3)$$

어떤 포트  $j$ 에 대한 전송 손실 값으로, 그 포트와 과거 프레임에서 실제 상향 링크를 구성하였을 경우 해당 상향 링크에 대해 보고된 전송 손실 값을, 그 포트가 현 프레임에서 새로이 활성 집합에 참가하였을 경우에는 해당 포트의 파일럿에 대한 전송 손실 값을, 측정 보고에서 포트  $j$ 에 대한 정보가 없을 경우 미리 정의된 특정 값을 (식에서  $\theta_u(i, i)$ ) 사용한다.

어떤 슬롯에서 새로운 패킷 전송을 허가하거나

전 프레임에서 할당된 패킷 전송이 삭제될 경우, 현 프레임의 해당 슬롯에서의 간섭량은 변화할 것이며, 알고리즘은 이러한 패킷 전송의 추가 또는 삭제에 의한 간섭량의 변화를 다음과 같이 추정한다.

$$\hat{I}_u(i, j, l, t) = I_u(i, j, l, t-1) - \sum_{m \in \Delta B_u^-(l, t)} \Delta I_u(m, j, l, t) + \sum_{m \in \Delta B_u^+(l, t)} \Delta I_u(m, j, l, t). \quad (4)$$

여기서  $\Delta B_u^-(l, t)$ 와  $\Delta B_u^+(l, t)$ 는 각각 현 프레임  $t$  슬롯  $l$ 에서 삭제된 패킷 전송의 집합과 추가된 집합을 나타내며, 그에 해당하는 간섭 변화량은 식 (3)의 전송 손실 추정값을 사용하여 다음과 같이 계산된다.

$$\Delta I_u(m, j, l, t) = \begin{cases} \hat{G}_u(m, j, l, t) \hat{P}_u(m, l, t), & \text{for } j \in A_u(m, t-1) \text{ or } A_u(m, t) \\ \theta_u(m, j) \hat{P}_u(m, l, t), & \text{for } j \in A_u(m, t-1) \text{ and } A_u(m, t) \end{cases} \quad (5)$$

위 식에서 전송 전력  $\hat{P}_u(m, l, t)$ 는, 현 프레임  $t$ 에서 삭제된 전송이라면 ( $m \in \Delta B_u^-(l, t)$ ) 과거 프레임  $t-1$ 에서의 값을, 새로이 추가된 전송이면 ( $m \in \Delta B_u^+(l, t)$ ) 현 프레임  $t$ 에서 알고리즘에 의해 계산된 값이 된다.

앞에서 설명된 전송 손실과 간섭량에 대한 추정 방법을 포함하여 다음과 같은 상향 링크에 대한 지역 정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘을 제시한다. 여기서 어떤 패킷 전송을 위해 다중 링크를 구성하는 포트들의 집합은 파일럿 측정 보고를 바탕으로 시스템이 미리 설정하였다고 가정한다.

**알고리즘 3. 상향 전송에 대한 지역 정보 슬롯 및 링크 할당**

**과정 1.** 과거 프레임  $t-1$ 의 각 슬롯  $l$ 에서의 전송 집합  $B_u(l, t-1)$ 에서 종료된 호에 대한 전송과 동적 할당 전송을 제거하며, 남아 있는 전송 집합의 모든 전송에 대해 제거된 전송에 의한 간섭 변화를 다음 식과 같이 추정한다.

$$B_u(l, t) = B_u(l, t-1) - \Delta B_u^-(l, t) \text{ for each slot } l. \quad (6)$$

$$\hat{I}_u(i, j, l, t) = I_u(i, j, l, t-1) - \sum_{m \in \Delta B_u^-(l, t)} \Delta I_u(m, j, l, t),$$

$$\text{for } i \in B_u(l, t) \text{ and } j \in A_u(i, t). \quad (7)$$

**과정 2.** 가상 큐에 대기하고 있는 사용자  $m$ 의 전송 요구를 위해 다음 식과 같이 최대 한계 용량  $\gamma_u(\max)$ 과 할당된 전송의 요구 신호대 간섭비의 합에 대한 차이가 최대가 되는 슬롯을 선정한다. 다음 조건을 만족하는 슬롯이 없을 경우 과정 6을 수행한다.

$$\text{Max}_l \left\{ \left| \gamma_u(\max) - \sum_{i \in B_u(l, t)} \gamma_u^*(i) \right| > 0 \right\}. \quad (8)$$

**과정 3.** 선택된 슬롯  $l$ 에서의 전송 집합  $B_u(l, t)$ 에 사용자  $m$ 의 전송을 추가한다.

$$B_u(l, t) = B_u(l, t) + \{m\}. \quad (9)$$

**과정 4.** 선택된 슬롯  $l$ 에서의 추가된 전송  $m$ 의 전송 전력과 추가에 의한 전송 집합에 속한 다른 모든 전송에 대한 간섭 변화를 다음 식과 같이 계산한다.

$$\hat{P}_u(m, l, t) = \delta_u \gamma_u^*(m) \left[ \sum_{j \in A_u(m, t)} \frac{\hat{G}_u(m, j, l, t)}{\hat{I}_u(m, j, l, t)} \right]^{-1}. \quad (10)$$

$$\hat{I}_u(i, j, l, t) = \hat{I}_u(i, j, l, t) + \Delta I_u(m, j, l, t) \text{ for } i \in B_u(l, t). \quad (11)$$

**과정 5.** 상향 전송을 위한 가상 큐의 모든 전송에 대해 과정 2에서 과정 4를 반복한다.

**과정 6.** 모든 슬롯의 전송 집합에 속한 전송에 대해 전송 전력을 다음 식과 같이 계산한다.

$$\hat{P}_u(i, l, t) = \delta_u \gamma_u^*(i) \left[ \sum_{j \in A_u(i, t)} \frac{\hat{G}_u(i, j, l, t)}{\hat{I}_u(i, j, l, t)} \right]^{-1} \text{ for every } i \in B_u(l, t) \text{ at each slot } l. \quad (12)$$

위의 알고리즘의 과정 2에서 최대 허용 한계 용량  $\gamma_u(\max)$ 는 각 슬롯에서의 전송 수를 제한하는 역할을 하는 주요 설계 파라미터로, 각 전송이 성공적으로 수신되도록 특정 슬롯에서의 전송 수를 최대 용량 이하가 되도록 적절히 조절하여야 한다. 문헌 [1]에서 다중 링크를 구성하는 CDMA 시스템의 용량을 구하였으며, 본 논문에서는 얻어진 시스템 용량 이하가 되도록 허용 한계 용량을 선정한다. 또

한, 어떤 전송 요구에 대해 과정 2에서 한계 용량이 하가 되는 슬롯이 없을 경우 전송 할당 과정은 중단되며, 이 때 CBR 또는 VBR과 같이 호 설정 과정에서 고정 전송을 할당받는 호는 차단된다. 이러한 과정은 하나의 호 접속 제어(call admission control) 방식이 되며, 본 논문은 호 접속 제어보다는 매체 접속 및 전송 제어에 주안점이 있으므로 자세한 논의는 본 논문의 주제를 벗어난다.

슬롯 및 링크 할당 알고리즘에서 전송 손실과 간섭량 변화에 대한 추정 오차를 감안하기 위해 전송 전력 계산에 있어 전력 증가 인자 (power-up factor)  $\delta_u$  및  $\delta_a$ 를 사용함으로써 실제 요구된 값보다 증가된 전력을 할당한다.

상향 링크의 경우와 마찬가지로, 하향 링크를 위한 알고리즘은 전송 손실과 간섭량 변화에 대해 다음 식과 같이 추정한다. 어떤 사용자  $i$ 의 측정 보고로부터 현 프레임 시간에서 사용자  $i$ 에 대한 전송 손실은

$$\tilde{G}_d(j, i, l, t) = \begin{cases} G_d(j, i, l, t-1) & \text{for } j \in A_d(i, t-1) \text{ or } A_d(i, t) \\ \theta_d(j, i) & \text{for } j \in A_d(i, t-1) \text{ and } A_d(i, t) \end{cases} \quad (13)$$

으로 추정하고, 패킷 전송의 추가 또는 삭제에 의한 간섭량의 변화는

$$\begin{aligned} \tilde{I}_d(j, i, l, t) &= I_d(j, i, l, t-1) \\ &- \sum_{m \in \Delta B_d^-(l, t)} \sum_{k \in A_d(m, t-1)} \Delta I_d(k, m, j, l, t) \\ &+ \sum_{m \in \Delta B_d^+(l, t)} \sum_{k \in A_d(m, t)} \Delta I_d(k, m, j, l, t) \end{aligned} \quad (14)$$

으로 추정한다. 위 식에서

$$\Delta I_d(k, m, j, l, t) = \begin{cases} \tilde{G}_d(j, i, l, t) P_d(j, m, l, t) & \text{if } k \in A_d(i, t-1) \text{ or } A_d(i, t) \\ \theta_d(j, i) P_d(j, m, l, t) & \text{if } k \in A_d(i, t-1) \text{ and } A_d(i, t) \end{cases} \quad (15)$$

이고,  $\Delta B_d^-(l, t)$ 와  $\Delta B_d^+(l, t)$ 는 각각 프레임  $t$ 의 슬롯  $l$ 에서 삭제된 패킷 전송의 집합과 추가된 집합을 의미한다. 위와 같은 전송 손실과 간섭량에 대한 추

정 방법을 이용하여 다음과 같이 하향 링크에 대한 지역 정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘을 제시한다.

**알고리즘 4. 하향 전송에 대한 지역 정보 슬롯 및 링크 할당**

**과정 1.** 과거 프레임  $t-1$ 의 각 슬롯  $l$ 에서의 전송 집합  $B_d(l, t-1)$ 에서 종료된 호에 대한 전송과 동적 할당 전송을 제거하며, 남아 있는 전송 집합의 모든 전송에 대해 제거된 전송에 의한 간섭 변화를 다음 식과 같이 추정한다.

$$B_d(l, t) = B_d(l, t-1) - \Delta B_d^-(l, t) \quad \text{for each slot } l. \quad (16)$$

$$\begin{aligned} \tilde{I}_d(j, i, l, t) &= I_d(j, i, l, t-1) \\ &- \sum_{m \in \Delta B_d^-(l, t)} \sum_{k \in A_d(m, t-1)} \Delta I_d(k, m, i, l, t) \end{aligned} \quad \text{for } i \in B_d(l, t) \text{ and } j \in A_d(i, t). \quad (17)$$

**과정 2.** 가상 큐에 대기하고 있는 사용자  $m$ 의 전송 요구를 위해 다음 식과 같이 최대 한계 용량  $\gamma_d(\max)$ 과 할당된 전송의 요구 신호대 간섭비의 합에 대한 차이가 최대가 되는 슬롯을 선정한다. 다음 조건을 만족하는 슬롯이 없을 경우 과정 6을 수행한다.

$$\text{Max}_l \left\{ \left| \gamma_d(\max) - \sum_{i \in B_d(l, t)} \gamma_d^*(i) \right| > 0 \right\}, \quad (18)$$

**과정 3.** 선택된 슬롯  $l$ 에서의 전송 집합  $B_d(l, t)$ 에 사용자  $m$ 의 전송을 추가한다.

$$B_d(l, t) = B_d(l, t) + \{m\} \quad (19)$$

**과정 4.** 선택된 슬롯  $l$ 에서의 추가된 전송  $m$ 의 전송 전력과 추가에 의한 전송 집합에 속한 다른 모든 전송에 대한 간섭 변화를 다음 식과 같이 계산한다.

$$P_d(j, m, l, t) = \delta_a \omega(j, m, l, t) \gamma_d^*(m) \left[ \frac{\tilde{G}_d(j, m, l, t)}{I_d(j, m, l, t)} \right]^{-1} \quad (20)$$

$$\tilde{I}_d(j, i, l, t) = I_d(j, i, l, t) + \sum_{k \in A_d(m, t)} \Delta I_d(k, j, m, l, t)$$

$$\text{for } i \in B_d(l, t) \text{ and } j \in A_d(i, t). \quad (21)$$

**과정 5.** 상향 전송을 위한 가상 큐의 모든 전송에 대해 과정 2에서 과정 4를 반복한다.

**과정 6.** 모든 슬롯의 전송 집합에 속한 전송에 대해 전송 전력을 다음 식과 같이 계산한다.

$$P_d(j, m, l, t) = \delta_d \omega(j, m, l, t) \gamma_d^*(m) \left[ \frac{\tilde{G}_d(j, m, l, t)}{\tilde{I}_d(j, m, l, t)} \right]^{-1} \quad (22)$$

**3.3. 광역 정보 슬롯 및 링크 할당 알고리즘**

광역 정보를 가지는 알고리즘에서는 모든 사용자로부터 모든 파일롯과 할당된 링크에 대한 측정 보고를 받으며, 알고리즘은 모든 포트와 사용자간의 전송 손실을 과거의 측정 보고로부터 추정한다. 따라서 알고리즘은 패킷 전송의 추가 또는 삭제에 의한 간섭량의 변화를 보다 정확히 예측할 수 있으며, 어떤 패킷 전송을 위해 전송 전력을 최소로 요구하는 슬롯과 다중 링크를 구성하는 포트들의 집합을 최적으로 선택할 수 있다. 다음의 알고리즘 5와 알고리즘 6은 각각 상향 링크와 하향 링크에 대한 광역 정보를 가지는 슬롯 및 링크 할당 알고리즘이다.

**알고리즘 5. 상향 전송에 대한 광역 정보 슬롯 및 링크 할당**

**과정 1.** 과거 프레임  $t-1$ 의 각 슬롯  $i$ 에서의 전송 집합  $B_u(i, t-1)$ 에서 종료된 호에 대한 전송과 동적 할당 전송을 제거하며, 남은 모든 전송에 대한 간섭을 다음과 같이 프레임  $t-1$ 과 프레임  $t-2$ 에서의 간섭량의 평균으로 한다( $r=0$ ).

$$B_u(l, t) = B_u(l, t-1) - \Delta B_u^-(l, t) \quad \text{for each slot } l. \quad (23)$$

$$\tilde{I}_u^{(r)}(i, j, l, t) = \frac{I_u(i, j, l, t-1) + I_u(i, j, l, t-2)}{2} \quad \text{for all } i \in B_u(l, t) \text{ and } j \in A_u(i, t) \text{ at each slot } l. \quad (24)$$

**과정 2.** 가상 큐에 대기하고 있는 사용자  $m$ 의 전송 요구를 위해 다음 식을 만족하는 슬롯  $l$ 과 활성 포트 집합  $A_u^{(r)}(m, t)$ 를 선정하고, 전송 집합  $B_u(l, t)$ 에 추가한다.

$$\text{Max}_{(l, A_u^{(r)}(m, t))} \left\{ \sum_{j \in A_u^{(r)}(m, t)} \frac{\tilde{G}_u(m, j, l, t)}{\tilde{I}_u^{(r)}(m, j, l, t)} \right\}. \quad (25)$$

$$B_u(l, t) = B_u(l, t) + \{m\}. \quad (26)$$

**과정 3.** 가상 큐의 모든 전송 요구에 대해 과정 2를 반복한다.

**과정 4.** 각 슬롯에서 할당된 모든 전송에 대해 활성 포트 집합과 전송 전력을 다음 식과 같이 재정정하고 재계산한다.

$$\text{Max}_{A_u^{(r)}(i, t)} \left\{ \sum_{j \in A_u^{(r)}(i, t)} \frac{\tilde{G}_u(i, j, l, t)}{\tilde{I}_u^{(r)}(i, j, l, t)} \right\}, \quad (27)$$

$$\tilde{P}_u^{(r)}(i, l, t) = \delta_u \gamma_u^*(i) \left[ \sum_{j \in A_u^{(r)}(i, t)} \frac{\tilde{G}_u(i, j, l, t)}{\tilde{I}_u^{(r)}(i, j, l, t)} \right]^{-1} \quad \text{for all } i \in B_u(l, t) \text{ at each slot } l. \quad (28)$$

**과정 5.** 모든 할당된 전송에 대한 간섭과 수신 신호대 간섭비를 다음 식에 의해 계산한다.

$$\tilde{I}_u^{(r+1)}(i, j, l, t) = \sum_{m \in B_d(l, t)} \tilde{G}_u(m, j, l, t) \tilde{P}_u^{(r)}(m, l, t) + n_u(j) \quad (29)$$

$$\tilde{\gamma}_u^{(r+1)}(i, l, t) = \sum_{j \in A_u^{(r)}(i, t)} \frac{\tilde{G}_u(i, j, l, t) \tilde{P}_u^{(r)}(i, l, t)}{\tilde{I}_u^{(r+1)}(i, j, l, t)} \quad (30)$$

for all  $i \in B_u(l, t)$  and  $j \in A_u^{(r)}(i, t)$  at each slot  $l$ .

**과정 6.** 최대 반복 회수  $r_{\max}$  동안 과정 4와 과정 5를 반복한다 ( $r=r+1$ ).

**과정 7.** 최대 반복 회수  $r_{\max}$  이후, 각 슬롯에서의 모든 전송에 대해  $\tilde{\gamma}_u^{(r+1)}(i, l, t) \geq \gamma_u^*(i)$ 를 만족하지 못하면, 해당 슬롯의 전송 집합  $B_u(l, t)$ 에서 가장 낮은 우선 순위와 가장 큰 전송 전력을 가지는 전송을 제거하고 과정 4에서 과정 6을 반복한다 ( $r=0$ ).

**알고리즘 6. 하향 전송에 대한 광역 정보 슬롯 및 링크 할당**

**과정 1.** 과거 프레임  $t-1$ 의 각 슬롯  $i$ 에서의 전송 집합  $B_d(i, t-1)$ 에서 종료된 호에 대한 전송과 동적 할당 전송을 제거하며, 남은 모든 전송에 대한



간섭을 다음과 같이 프레임  $t-1$ 과 프레임  $t-2$ 에서의 간섭량의 평균으로 한다( $r=0$ ).

$$B_d(l, t) = B_d(l, t-1) - \Delta B_d^-(l, t),$$

for each slot  $l$  (31)

$$\hat{I}_d^{(r)}(j, i, l, t) = \frac{I_d(j, i, l, t-1) + I_d(j, i, l, t-2)}{2}$$

for  $i \in B_d(l, t)$  and  $j \in A_d(i, t)$  at each slot  $l$ . (32)

**과정 2.** 가상 큐에 대기하고 있는 사용자  $m$ 의 전송 요구를 위해 다음 식을 만족하는 슬롯  $l$ 과 활성 포트 집합  $A_d^{(r)}(m, t)$ 를 선정하고, 전송 집합  $B_d(l, t)$ 에 추가한다.

$$\text{Max}_{(l, A_d^{(r)}(m, t))} \left\{ \sum_{j \in A_d^{(r)}(m, t)} \frac{\tilde{G}_d(j, m, l, t)}{\hat{I}_d^{(r)}(j, m, l, t)} \right\}. \quad (33)$$

$$B_d(l, t) = B_d(l, t) + \{m\}. \quad (34)$$

**과정 3.** 가상 큐의 모든 전송 요구에 대해 과정 2를 반복한다.

**과정 4.** 각 슬롯에서 할당된 모든 전송에 대해 활성 포트 집합과 전송 전력을 다음 식과 같이 재선정하고 재계산한다.

$$\text{Max}_{A_d^{(r)}(m, t)} \left\{ \sum_{j \in A_d^{(r)}(m, t)} \frac{\tilde{G}_d(j, m, l, t)}{\hat{I}_d^{(r)}(j, m, l, t)} \right\}, \quad (35)$$

$$\hat{P}_d^{(r)}(j, i, l, t) = \delta_d \omega^{(r)}(j, i, l, t) \gamma_d^*(i) \left[ \frac{\tilde{G}_d(j, i, l, t)}{\hat{I}_d^{(r)}(j, i, l, t)} \right]^{-1} \quad (36)$$

for all  $i \in B_d(l, t)$  and  $j \in A_d^{(r)}(m, t)$  at each slot  $l$ .

**과정 5.** 모든 할당된 전송에 대한 간섭과 수신 신호대 간섭비를 다음 식에 의해 계산한다.

$$\hat{I}_d^{(r+1)}(j, i, l, t) = \sum_{m \in B_d(l, t)} \sum_{k \in A_d^{(r)}(m, t)} \tilde{G}_d(k, m, l, t) \hat{P}_d^{(r)}(k, m, l, t) + n_d(i), \quad (37)$$

$$\tilde{\gamma}_d^{(r+1)}(i, l, t) = \sum_{j \in A_d^{(r)}(i, t)} \frac{\tilde{G}_d(j, i, l, t) \hat{P}_d^{(r)}(j, i, l, t)}{\hat{I}_d^{(r+1)}(j, i, l, t)} \quad (38)$$

for all  $i \in B_d(l, t)$  and  $j \in A_d^{(r)}(m, t)$  at each slot  $l$ .

**과정 6.** 최대 반복 횟수  $r_{\max}$  동안 과정 4와 과정 5를 반복한다 ( $r=r+1$ ).

**과정 7.** 최대 반복 횟수  $r_{\max}$  이후, 각 슬롯에서의 모든 전송에 대해  $\tilde{\gamma}_d^{(r+1)}(i, l, t) \geq \gamma_d^*(i)$ 를 만족하지 못하면, 해당 슬롯의 전송 집합  $B_d(l, t)$ 에서 가장 낮은 우선 순위와 가장 큰 전송 전력을 가지는 전송을 제거하고 과정 4에서 과정 6을 반복한다 ( $r=0$ ).

광역 정보를 가지는 알고리즘에서 슬롯 및 포트 선택 그리고 요구 전송 전력의 계산 과정은 한 프레임에 대한 할당 과정 내에서 반복적인 계산에 의해 최적의 해에 도달할 수 있다. 그러나 반복 과정마다 각 전송에 대해 최소 전송 전력이 요구되는 슬롯을 계속해서 선택한다면, 각 슬롯에 할당된 패킷 전송의 집합들 간에 진동 현상이 발생한다. 따라서, 제시된 알고리즘의 반복 과정에서 처음에 한번 선택된 슬롯은 반복 과정이 진행되는 동안 바뀌지 않으며, 또한 매 프레임의 슬롯 선택 과정에서도 마찬가지로 진동 현상이 발생할 수 있으므로 초기 슬롯 선택 과정에서 사용되는 간섭에 대한 정보로 과거 프레임에 대해 평균화된 값을 사용한다. 즉, 알고리즘 5와 알고리즘 6의 과정 2에서와 같이 매 프레임마다 각 전송에 대해 전 프레임에서의 간섭과 전송 손실에 대한 정보를 이용하여 최소 전력을 요구하는 슬롯과 포트 집합을 선택한 후에, 반복되는 과정 3과 과정 4에서는 과정 2에서 선택된 슬롯은 바뀌지 않으며, 포트 집합 선택에 대해서만 최적화된다.

알고리즘 5와 알고리즘 6에서 반복 횟수가 최대 반복 횟수  $r_{\max}$ 에 도달하고 모든 패킷 전송에 대한 요구 신호대 간섭비를 만족시키지 못할 경우 알고리즘은 할당된 전송 집합 중 하나의 패킷 전송을 선택하여 제거하고 다시 반복 과정을 수행한다. 제거 과정에서 이미 설정된 호의 품질을 보장하기 위해 호 설정을 위한 전송 요구가 가장 먼저 제거된다. 또한 호 설정을 위한 전송 요구가 없을 경우, 호의 서비스 중에 필요에 따라 요구되는 전송, 그 다음 호 설정 시에 예약된 전송의 순서에 따라 제거 대상이 되며, 같은 종류의 전송 중에서도 가장 큰 전송 전력을 요구하는 전송이 먼저 제거된다. 만약 제거 과정에서 어떤 CBR 호에 대한 전송 할당

이 제거된다면, 그 해당 호는 알고리즘에 의해 제거된다 (call dropping).

앞 절의 지역 정보 알고리즘과 비교하여 볼 때, 광역 정보 알고리즘은 전송 슬롯, 포트 집합, 전송 전력에 대해 매 프레임마다 준최적의 해를 찾을 수 있으나, 각 단말로부터 서비스 지역내의 모든 포트에 대한 측정 정보를 요구하며, 반복 과정에 의한 알고리즘 수행 속도의 문제점을 갖고 있다. 특히, 각 단말이 서비스 지역 내의 모든 포트에 대한 측정 정보를 주기적으로 교환기에 보고함으로써 단말과 교환기 사이에 실제 데이터 이외에 많은 양의 제어 정보의 교환을 초래한다.

또한, 두 방식의 알고리즘은 현 프레임의 전송 할당을 위해 과거 프레임에서 측정 보고된 전송 손실 값을 사용한다. 이 때, 측정된 시점과 현 시점에서의 전송 손실은 사용자의 이동에 따라 변할 수 있으며, 그 변화에 의한 추정 오차를 최소화하도록 측정 보고 주기를 선정하여야 한다. 그러나, 잦은 측정 보고는 무선 자원의 낭비를 초래하기 때문에 실제 시스템 설계 시에 측정 보고 주기는 중요한 설계 파라미터가 된다.

#### IV. 모의 실험

##### 4.1. 모의 실험 모델

제시된 CDMA WATM 시스템과 슬롯 및 링크 할당 알고리즘의 특성과 성능을 분석하기 위하여 컴퓨터 모의실험을 수행하였다. 본 논문의 모의 실험에서 서비스 지역, 사용자 이동성, 전송 손실에 대한 모델은 문헌 [1]에서와 동일하다. 서비스 지역은 그림 2와 같이 9개의 직사각형 격자로 나뉘어져 있다. 각 격자의 중심에 무선 포트가 있으며, 직사각형 한 변의 길이는 100m로 하였다. 모의 실험 중에 발생하는 사용자 단말은 임의적으로 위치가 정해지며, 각 사용자는 일정 속도  $v$ 를 가지고 랜덤 워크 프로세스(random walk process)에 따라 이동한다. 실험에서는 보행자 속도를 기준으로  $v = 5$  km/h를 사용하였다. 사용자 단말을 포함하여 모든 무선 포트들은 전방향성(omni-directional) 안테나를 이용하여 송수신하는 것으로 가정한다.

전송 손실은 다음 식과 같이 거리에 따른 지수 감쇠 손실과 로그노말(log-normal) 분포에 따르는 페이딩의 두 성분으로 이루어진다.

$$G(i, j, t) = D(i, j, t)^{-\alpha} 10^{\xi(i, j, t)/10}. \quad (39)$$

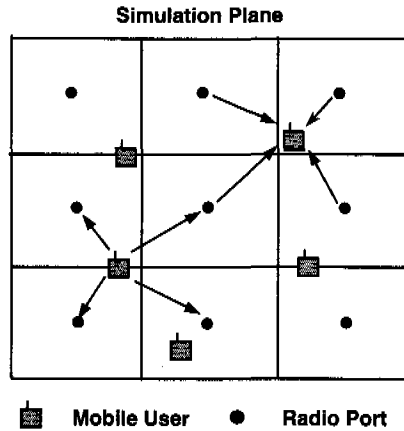


그림 2. 모의 실험 평면.

여기서  $D(i, j, t)$ 는 사용자  $i$ 와 포트  $j$ 사이의 거리이고,  $\xi(i, j, t)$ 는 다음 식과 같이 Markov process로 표현된다.

$$\xi(i, j, t) = c\xi(i, j, t-1) + W(t). \quad (40)$$

위 식에서  $c$ 는 거리에 따라 지수적으로 감소하는 상관 인자로 어떤 기준 거리  $a$ 에 의해  $c = \exp(-\nu/d)$ 로 주어진다.  $W(t)$ 는 평균 0과 분산  $(1-c^2)\sigma_w^2$ 을 갖는 가우시안 프로세스(Gaussian process)이며, 여기서  $\sigma_w^2$ 는 로그노말 페이딩의 분산이 된다. 실험에서 사용자 단말이 이동함에 따라 식 (19)에 의해 위치 변화에 따라 전송 손실은 상관성을 가지고 변화하며, 각 사용자에게 대한 전송 손실은 독립적으로 가정되었다. 파라미터 값으로  $a=3.5$ ,  $a=20m$ ,  $\sigma_w^2=12dB$ 을 사용하였다. 또한, 시스템의 상향 및 하향 프레임에서의 전송은 TDD 방식에 의해 동일 주파수에서 전송되므로, 동일 포트와 동일 사용자에게 대한 상향 링크와 하향 링크에서의 전송 손실은 같다고 가정하였다.

모의 실험에서 서비스 호의 종류에는 CBR, rtVBR (realtime VBR), nrVBR (non-realtime VBR), ABR, UBR의 5가지가 있으며, 표 1은 실험에서 사용된 트래픽 모델과 요구 서비스 품질을 나타낸다. CBR 호는 평균 셀 발생률에 따라 매 프레임 시간 동안 일정한 수의 ATM 셀을 발생시키며, VBR 호는 다음 식의 제귀 모델(autoregressive model)에 따라 셀을 발생시킨다<sup>[9]</sup>.

$$Y_p(t) = \phi Y_p(t-1) + \varphi W_p(t) R_p. \quad (41)$$

여기서  $Y_v(t)$ 는 프레임 시간  $t$ 에서의 셀 발생률,  $W_v(t)$ 는 평균  $m_v$ 와 분산  $\sigma_v^2$ 을 갖는 가우시안 프로세스,  $R_v$ 는 평균 셀 발생률이다. 실험에서  $\phi=0.878$ ,  $\varphi=0.213$ ,  $m_v=0.572$ ,  $\sigma_v^2=1.0$ 의 값을 사용하였다. VBR 호에 대한 초기 호 설정 과정에서 시스템은 고정적 예약 슬롯으로 평균 셀 발생률  $R_v$ 에 해당하는 수의 슬롯을 고정 할당한다.

표 1. 서비스 호의 트래픽 모델과 요구 품질.

| 종 류                     | CBR   | nrVBR | mVBR  | ABR | UBR |
|-------------------------|-------|-------|-------|-----|-----|
| 셀발생모델                   | 일정    | AR(1) | AR(1) | 포이송 | 포이송 |
| 평균셀발생률<br>[cells/frame] | 5     | 3     | 3     | 1   | 1   |
| 셀손실률                    | 0.001 | 0.001 | -     | -   | -   |
| 최대셀지연<br>[frames]       | 5     | 10    | 100   | -   | -   |
| 최대지연분산<br>[frames]      | 5     | 10    | -     | -   | -   |

표 2는 모의실험에서 사용된 시스템 및 알고리즘 파라미터들을 보인다. 전체 대역폭은 64 MHz이고, 각 사용자마다 10개의 다중 전송 서브 채널을 사용하는 것으로 가정한다. 전송기에서 직렬 전송 데이터를 서브 채널당 전송률을 감소시키기 위해 병렬로 변환하여 다중 캐리어 직접 확산 CDMA 방식에 의해 전송하며, 다중 전송 채널 수는 병렬로 변환된 서브 채널의 수를 의미한다. 따라서 하나의 전송 서브 채널은 6.4 MHz의 대역폭을 갖는다. 제시된 시스템의 다중 전송 채널은 데이터의 병렬로 전송하기 위해 사용되었으며, 각 채널에서의 동작은 동일하므로 하나의 서브 채널에 대해서 실험을 수행하였다. 실험의 편이상 높은 요구  $E_b/I_0$ 를 사용하였으며, 5가지 종류의 호에 대해 동일 요구 신호대 간섭비를 사용하였다. 하나의 ATM 셀은 하나의 패킷에 의해 전송되는 것으로 가정하였다. 모의실험에서 어떤 패킷의 합성 수신 신호대 간섭비가 요구 신호대 간섭비보다 적을 때, 그 패킷은 상실된 것으로 간주하며, 비실시간 서비스 호(nrVBR, ABR, UBR)에 대해서는 상실된 패킷은 선택적 재전송 방식에 따라 재전송 된다.

표 2. 모의 실험 파라미터.

| 시스템 파라미터             | 파라미터 값               |
|----------------------|----------------------|
| 대역폭                  | 64 MHz               |
| 전송률                  | 1 Mbps               |
| 다중 전송 서브 채널 수        | 10                   |
| 처리이득                 | 64 ( = 18.06 dB)     |
| 데이터 슬롯 길이            | 7+5+48 bytes         |
| 상향 제어 미니 슬롯 수        | 5 minislots/slot     |
| 프레임 길이               | 1+1+1+10 slots       |
| 전송스케줄링               | CDFS (CBR, VBR에 대해)  |
| ARQ방식(CBR, nrVBR 제외) | Selective repeat ARQ |
| 트래픽 요구 $E_b/I_0$     | 8.06 dB (모든 호에 대해)   |
| 상향 제어 요구 $E_b/I_0$   | 8.06 dB (모든 호에 대해)   |
| 배경 잡음 전력 밀도          | -160 dBm/Hz          |
| 포트 파일럿 전력            | 1 uW                 |
| 최대 전송 전력             | 1 W (각 링크에서)         |

전송 프레임의 길이는 전체 13 슬롯을 갖는 것으로 하였다. 본 논문의 모의 실험은 상향 링크 성능 비교에 초점을 두어 하향 프레임의 길이는 최소화 하였다. 하향 프레임은 각각 1 슬롯의 제어 및 트래픽 서브 프레임으로 구성되어 2 슬롯의 길이를 가지며, 상향 프레임은 1 슬롯의 제어 서브 프레임과 10 슬롯의 트래픽 서브 프레임으로 구성되어 11 슬롯의 길이를 갖는다. 또한, 제어 미니 슬롯의 길이는 트래픽 데이터 슬롯의 길이의 1/5로 가정하여 하향 및 상향 제어 서브 프레임은 각각 5 개의 미니 슬롯으로 구성된다.

상향 전송에서 각 호의 요구 미니 패킷은 슬롯화 된 CDMA ALOHA 방식에 따라 상향 제어 프레임의 미니 슬롯에 전송된다. 어떤 미니 슬롯에서 여러 개의 요구 패킷이 전송될 수 있으며, 요구 미니 패킷의 특정 수신 신호대 간섭비를 만족시키는 한 그 미니 패킷들은 성공적으로 수신된다. 동일 코드 사용에 의한 패킷간의 충돌이나 수신기 부족에 의해 요구 패킷이 수신되지 못하는 경우는 실험에서 가정되지 않았다. 어떤 호에서 요구 패킷이 전송할 때, 먼저 호는 전송될 미니 슬롯을 임의적으로 선택하고, 요구 패킷의 전송 전력을 알고리즘 1에 의해 계산한 후,  $p_{req} = (f_{req})^n$ 의 전송확률을 가지고 전송한다( $f_{req} < 1$ ). 여기서  $n$ 은 요구 시도 횟수이며, 실패한 요구 패킷은 시도 횟수에 따라 지수적으로 감소하는 확률에 따라 전송된다. 이 때, 실패한 요구는 다음 시도에서  $\delta = (\delta_{req})^{n+1}$ 의 전력 증가 인자에 따

라 전의 시도보다 증가된 전송 전력을 가지고 전송된다( $\delta_{req} > 1$ ). 실험에서  $f_{req} = 1/2$ ,  $\delta_{req} = 1.5$ 의 값을 사용하였다. 또한 본 논문의 모의 실험에서 요구 미니 패킷 전송에 의한 전송 요구 이외에 데이터 패킷에 포함된 피지백(piggybacked) 예약 방식에 의한 전송 요구 또한 포함되었다.

상향 제어 서브 프레임에서 또는 피지백 예약에 의해 요구된 전송 요구는 교환 센터의 해당 종류의 큐에 축적되며, 각 큐에서는 전송 요구에 포함된 해당 호에서의 전송 대기 시간과 표 1에서와 같이 해당 호가 요구하는 최대 셀 지연 시간 (cell delay tolerance), 최대 지연 분산 시간 (jitter tolerance)에 따라 CDFS 전송 스케줄링 방식에 의해 재배열된다. 그러나 ABR과 UBR 호의 전송 요구에 대해서는 요구되는 시간 제한이 없으므로 FCFS 방식에 따라 수신된 순서에 할당받는다.

4.2. 분산 랜덤 전송 방식

본 논문에서 제시된 매체 접속 방식과 비교를 위해 다음과 같은 분산 랜덤 전송 방식에 의해 상향 패킷을 전송하는 방식을 고려한다. 문헌 [2,3]과 유사하게 CBR 또는 VBR 호에 대해 호 설정 시에 평균 셀 발생률에 따라 잠정적으로 고정 예약된 전송 슬롯을 할당하고, 평균 셀 발생률을 초과하는 VBR 트래픽과 간헐적인 ABR 또는 UBR 트래픽의 패킷은 피드백에 의해 전송 확률을 제어 받는 CDMA 랜덤 전송 방식에 따라 전송된다. 이 때, 상향 트래픽 서브프레임에서 랜덤 전송 방식에 의해 전송되는 패킷의 각 슬롯에서 전송 확률  $p_r(i, t)$  는 전 프레임의 해당 슬롯에서의 시스템 평균 부하  $L(i, t-1)$ 에 따라 다음 식과 같이 결정되며, 시스템 평균 부하가 임계 부하 파라미터  $L_{thr}$ 을 넘지 않을 때에는 높은 전송 확률  $f_h$ , 초과하는 경우에는 낮은 확률  $[f_l]^{L(i, t-1)/L_{thr}}$ 을 가지고 전송된다.

$$p_r(i, t) = \begin{cases} f_h, & \text{if } L(i, t-1) < L_{thr} \\ [f_l]^{L(i, t-1)/L_{thr}}, & \text{if } L(i, t-1) \geq L_{thr} \end{cases} \quad (42)$$

모의 실험에서는  $L_{thr} = 0.5L_{max}$ ,  $f_h = 1$ ,  $f_l = 0.3$ 을 사용하였으며, 어떤 슬롯에서의 시스템 평균 부하는 해당 슬롯에서 고정적인 전송을 허가 받은 전송 수와 랜덤 전송 호의 평균 패킷 전송의 수에 의해 계산되며, 최대 부하  $L_{max}$ 는 한 슬롯에서 최대 패킷 전송의 수로 시스템 용량에 의해 계산된다. 마찬가지로 포트와 사용자간 다중 링크를 구성하며,

전송 전력은 알고리즘 1에 의해 계산된다. 다중 링크를 구성하는 무선 포트들에 대한 전송 손실은 해당 포트의 파일럿 측정에 의한 값을 사용하고 간섭량과 해당 슬롯에서의 시스템 부하는 바로 전 프레임에서의 측정된 값으로 교환기로부터 하향 제어 서브프레임을 통하여 전송되는 제어 메시지에서 정보를 얻는다.

4.3. 상향 링크에서의 성능

상향 링크의 모의 실험에서 표 1의 특성을 가진 5 종류의 호와 그 호를 가지는 사용자는 도착률  $\lambda_c$  [calls/frame]를 가진 포아송 분포에 의해 발생되고 모든 호는 50 [frame]의 서비스 시간을 갖는다. 도착률  $\lambda_c$ 는 입력 시스템 부하에 따라 주어지며, 시스템 부하는 한 프레임동안 발생된 모든 서비스 호로부터 요구되는 총 평균 전송 수와 이론적 최대 용량을 기준으로 하여 하나의 프레임동안 시스템이 수용 가능한 최대 전송 수의 비로 정의된다.

시스템 부하  $X$ 는 총 평균 전송 수  $N_{ave}$ 와 수용 가능한 최대 전송 수  $N_{max}$ 의 비로써 다음 식과 같이 주어진다.

$$X = \frac{N_{ave}}{N_{max}} = \frac{\sum_{c=1}^5 g_c \lambda_c / \mu_c}{T_{sr} C_{max} / \gamma^*} \quad (43)$$

위 식에서  $g_c$ ,  $\lambda_c$  및  $1/\mu_c$ 는 각각 호 서비스 종류에 따른 평균 셀 발생률[cells/frame], 호 도착률 [calls/frame], 호의 평균 지속 시간[frames]이다. 또한,  $T_{sr}$ ,  $C_{max}$ ,  $\gamma^*$ 는 각각 상향 트래픽 서브 프레임의 길이[slots], 이론적 시스템 최대 용량, 요구 신호대 간섭비이다. 상향 링크에서 각 사용자가 서비스 지역 내의 모든 포트와 다중 링크를 구성할 경우 최대 시스템 용량을 얻을 수 있으며, 본 논문의 실험의 경우 9 개의 무선 포트와 다중 상향 링크를 구성할 때 최대 용량 9를 얻는다<sup>[1]</sup>. 따라서, 상향 프레임을 통하여 전송 가능한 최대 전송 수  $N_{max}$ 는 900이 되고, 시스템 부하  $X$ 가 0.1인 경우 평균 호 도착률  $\lambda_c$ 는 0.318[calls/frame]이 된다.

위와 같은 방법에 의해 0.1에서 0.7까지의 시스템 부하에 해당되는 평균 호 도착률에 대해 모의 실험을 수행하였다. 실험은 총 3000 프레임의 시간동안 진행되며, 다른 성능 요소에 대한 영향을 관찰하기 위해 패킷 손실률이나 전송 지연에 의한 서비스 호의 강제적인 차단(forced dropping)은 없는 것으로

하였다. 그러나 각 호의 지연 시간은 전송 요구에 대한 스케줄링을 위해 사용된다.

다음 표 3은 실험에서 사용된 알고리즘 파라미터 들을 보인다. 모의 실험에서 모든 사용자는 4개의 다중 상향 링크를 구성한다. 알고리즘은 각 호의 실제 요구 신호대 간섭비에 여유를 두어 실제 요구 값 보다 높은  $\Delta\gamma = 1$  dB의 여유를 두었다 요구 수신 신호대 간섭비에 대한 여유는 시스템 성능을 좌우할 수 있는 주요 시스템 설계 파라미터로 적은 패킷 손실률을 얻기 위해서는 수신 신호대 간섭비의 평균과 분산에 따라 적절히 선택되어야 한다. 본 연구에서는 실제 파라미터의 선정에 초점을 두지 않고 타 방식간의 성능 비교 측면에서 1 dB의 동일한 여유 값으로 실험하였다. 알고리즘은 각 서비스에 대한 요구 신호대 간섭비를 -10 dB가 아닌 -9 dB에 맞추어 동작한다 그러나, 패킷을 수신할 때 측정 신호대 간섭비가 본래의 요구 신호대 간섭비 보다 적을 경우에 상실된다고 간주한다. 알고리즘에서 신호대 간섭비에 대한 여유를 두었으므로 유사한 역할을 하는 전력 증가 파라미터 값으로 1.001을 사용하였다.

표 3. 알고리즘 파라미터.

| 광통신 파라미터           |                                   |
|--------------------|-----------------------------------|
| 다중 링크 수            | $A = 1, 2, 4$                     |
| 전력 증가 인자           | $\delta_u = 1.001$                |
| 신호대 간섭비 여유         | $\Delta\gamma = 1.0$ dB           |
| 지역 슬롯 및 링크 할당 알고리즘 |                                   |
| 전송 손실 추정           | $\theta_u = 100-3.5$ 또는 $200-3.5$ |
| 허용 한계 용량           | $\gamma_u(\max) = 0.8 C_A$        |
| 광역 슬롯 및 링크 할당 알고리즘 |                                   |
| 최대 반복 횟수           | $r_{\max} = 10$                   |
| 랜덤 전송 방식           |                                   |
| 채널 부하 임계           | $L_{thr} = 0.3 L_{\max}$          |
| 저부하 전송 확률          | $f_l = 1$                         |
| 고부하 전송 확률          | $f_h = 0.5$                       |
| 요구 재전송             |                                   |
| 전송 확률              | $f_{req} = 0.5$                   |
| 전력 증가 인자           | $\delta_{req} = 1.5$              |

지역 정보 제어 방식에서의 허용 한계 용량 파라미터  $\gamma_u(\max)$ 의 값은 하나의 슬롯에서 허용 가능한 각 서비스의 요구 수신 신호대 간섭비 합

이상이 되도록 선정되어야 한다. 문헌 [1]의 시스템 용량에 대한 실험 결과로부터 다중 상향 링크 수에 따른 용량 값을 얻을 수 있다. 그러나 문헌 [1]의 최대 시스템 용량은 일정한 트래픽을 가진 서비스에 대한 것으로, 여러 종류의 트래픽이 함께 존재하는 경우 특히 간헐적인 트래픽을 포함하는 경우, 시간에 따른 간섭 변화가 있기 때문에 실제 시변적인 트래픽의 서비스 품질 보장을 위한 시스템 용량은 일정 트래픽에 대한 용량이하가 된다. 모의 실험에서 4 개의 다중 링크를 구성할 때 시스템 용량  $C_A$ 는 문헌 [1]의 실험에서 8.7이었고 이 시스템 용량에 20%의 여유를 가진 허용 한계 용량 파라미터 값을 사용하였다.

서비스 지역에서 CBR, rtVBR, nrVBR의 세 종류에 해당되는 하나의 호가 발생되어 호 설정을 요구하면, 평균 셀 발생률에 따라 시스템은 고정 전송을 할당하여야 한다. 만약 해당 호에 대한 고정 할당이 이루어지지 않으면 그 호는 차단된다(call blocking). 반면 ABR 또는 UBR 호는 고정 할당을 요구하지 않으므로 두 서비스 호에 대한 차단은 없다. 고정 전송 할당 과정에서 지역 정보 방식의 경우 이미 존재하는 전송에 대한 요구 신호대 간섭비의 합이 허용 한계 용량(용량 여유 포함)보다 작은 슬롯이 없을 경우 고정 슬롯을 할당할 수 없으므로 그 호는 차단된다. 광역 정보 방식의 경우 새로이 도착한 호에 대해 일단 적절한 슬롯 선택하여 고정 전송을 할당하고, 해당 슬롯에서 최대 반복 회수 동안 요구 신호대 간섭비를 만족시키지 못하면 그 중 하나의 전송을 제거하고 다시 알고리즘을 반복한다. 이 때 새로이 도착한 호의 고정 전송이 제거되면, 해당 호는 차단된다. 랜덤 전송 방식의 경우 지역 정보 방식의 경우와 마찬가지로 이미 존재하는 전송에 대한 요구 신호대 간섭비의 합이 허용 한계 용량보다 작은 슬롯이 없을 경우 그 호는 차단된다. 그러나 두 방식에서 이미 존재하는 전송에 대한 요구 신호대 간섭비의 합을 구하는 과정에 차이가 있다. 지역 정보 방식의 경우 어떤 슬롯에서 이미 할당된 전송에는 고정 전송뿐만 아니라 동적 할당에 의한 전송까지 포함한다. 그러나 랜덤 전송 방식에서는 고정 전송에 대해서만 고려하며 따라서 같은 조건이라면, 랜덤 전송 방식의 경우에 호 차단률(call blocking rate)이 낮다.

다음 그림 3에서 그림 8은 4 개의 다중 링크를 구성할 때, 지역 정보 제어 방식(그림에서 실선), 광역 정보 제어 방식(그림에서 짧은 점선), 랜덤 전송

방식(그림에서 긴 점선)에 대한 상향 링크 성능을 비교한 것이다.

먼저, 그림 3과 그림 4의 수신 신호대 간섭비에 대한 평균과 분산에 대한 결과로부터 다음과 같은 사항을 알 수 있다. 광역 정보 제어 방식은 서비스 종류와 시스템 부하에 거의 관계없이 -9 dB의 평균 값과 가장 작은 분산을 갖는다. -9 dB는 본래의 -10 dB의 요구 수신 신호대 간섭비에 1 dB의 여유를 둔 값으로 시스템이 만족시켜야 할 수신 신호대 간섭비의 값이 된다. 광역 정보 방식은 요구 신호대 간섭비를 만족할 수 있는 전송에 대해서만 할당을 하므로 과거 프레임에서 측정 보고된 전송 손실에 대한 오차가 작은 한 할당된 모든 전송에 대해 요구 신호대 간섭비를 만족시킬 수 있다. 지역 정보 제어 방식의 경우, 시스템 부하의 증가에 따라 평균과 분산의 증가를 볼 수 있다. 평균의 증가는 부하의 증가에 따라 트래픽 변동에 의한 간섭 변화를 보상하기 위한 알고리즘의 노력으로 비롯되며, 이는 추가된 전송에 의한 간섭 변화를 추정할 때 측정 보고된 정보가 없을 경우 그 간섭 변화를 실제값보다 높게 추정하기 때문이다. 랜덤 전송 방식의 경우, 세가지 전송 제어 방식 중 가장 낮은 평균값을 가지며, 목적으로 한 수신 신호대 간섭비인 -9 dB 이하의 값을 가진다. 또한 서비스 종류에 대해 평균과 분산의 차이 폭이 가장 크며, 특히 간헐적인 트래픽 서비스인 ABR과 UBR에 대해 상대적으로 낮은 평균과 큰 분산을 보인다. 랜덤 전송 방식은 트래픽 변동에 의한 간섭 변화에 충분히 대처할 수 없음을 의미하며, 특히 간헐적 트래픽 서비스에 대해 심각하다. 이러한 세 방식의 수신 신호대 간섭비에 대한 평균과 분산의 서로 다른 특성은 그림 5에 보인 패킷 손실률에서의 성능 차이로 나타난다.

그림 5는 세 방식에 대한 패킷 손실률 비교한 것으로 수신 신호대 간섭비에 대한 평균이 낮고 분산이 큰 경우일수록 패킷 손실률은 증가한다. 광역 정보 방식의 경우 수신 신호대 간섭비에 대해 -9 dB의 일정한 평균과 0.05 dB 이하의 매우 작은 분산을 가지므로 패킷 손실률은 없다. 따라서 광역 정보 방식의 경우 요구 신호대 간섭비에 대한 여유를 1 dB 이하로 충분히 작게할 수 있음을 의미하며, 이는 슬롯당 전송 가능한 패킷 수의 증가, 그리고 전송 지연 및 전송 효율 면에서의 성능 개선으로 연계된다. 지역 정보 방식은 0.002 이하의 낮은 패킷 손실률을 보이며, 반면에 랜덤 전송 방식은 앞의 수신 신호대 간섭비에 대한 결과에서 예상할 수 있듯

이 가장 큰 패킷 손실률을 가진다. 특히 랜덤 전송에 대한 의존 비율이 상대적으로 큰 서비스일수록 손실률은 커지며, 이는 잦은 재전송에 의해 그림 6에서와 같이 급격한 전송 지연의 증가를 초래한다.

그림 6은 평균 전송 지연에 대한 결과를 나타낸 것으로, 본 논문에서 전송 지연은 상향 링크의 경우 어떤 사용자에서 발생된 패킷의 발생 시점부터 교환기까지 성공적으로 수신되는 시점까지의 시간 차이로 정의되며, 사용자 단말에서의 대기 시간, 전송 요구에서 할당까지의 대기 시간, 할당 이후의 전송 시간과 재전송 시간을 포함한다. 세가지 전송 제어 방식 모두에서 우선 순위에 따른 전송 할당에 의해 낮은 우선 순위를 갖는 서비스일수록 상대적으로 큰 전송 지연을 갖음을 볼 수 있다. 지역 정보 방식과 광역 정보 방식에 대해서 고정 할당에 의한 전송을 포함하는 CBR과 VBR 호의 경우 25 슬롯, 즉 두 프레임 시간 안에 서비스되며, 상향 제어 서브 프레임에서의 전송 요구에 의한 동적 할당에 의한 전송에 의존하는 ABR과 UBR 호의 경우 35 슬롯, 즉 세 프레임 시간 안에 거의 서비스된다. 랜덤 전송 방식의 경우 랜덤 전송의 비율이 큰 서비스일수록 증가하는 전송 지연을 보인다. 이는 부하가 증가함에 따라 고정 할당 전송에 의한 패킷의 수신을 보호하기 위해 랜덤 전송은 억제되고 또한 높은 패킷 손실률에 의한 재전송에 따라 전송이 지연되기 때문이다.

그림 7은 전송 효율에 대한 것으로, 전송 효율은 슬롯당 성공적으로 수신된 평균 패킷 수이며, 그림에서 전송 효율은 처리 이득에 의해 정규화 되었다. 세 방식에 대한 비교에서 랜덤 전송 방식의 전송 효율은 앞의 높은 패킷 손실률 긴 전송 지연에도 불구하고 상대적으로 낮지 않다. 그러나 이러한 결과는 CBR과 VBR 서비스에 대해 할당된 고정 전송에 의해 대부분 얻어지며, 다음 그림 8의 호 차단률에 대한 결과에서 볼 수 있듯이 CBR과 VBR에 대한 낮은 차단률 그리고 그에 대한 상대적으로 많은 수의 고정 할당에서 비롯된다. 더욱이 실제 효율은 높은 패킷 손실률로 인하여 할당된 고정 전송 수에도 미치지 못하며, 성공적으로 수신된 패킷은 큰 지연 시간을 갖는다. 또한, 앞의 결과에서의 가장 우수한 성능에도 불구하고 광역 정보 방식의 전송 효율은 타 방식에 비해 큰 차이를 보이지 않는데, 이는 그림 8의 호 차단률에서와 같이 고정 전송을 요구하는 CBR과 VBR 호에 대한 높은 차단률에서 비롯된다. 사실 1 dB의 요구 신호대 간섭비에

대한 여유값을 가지고 광역 정보 방식의 패킷 손실률은 없으므로 여유를 줄임으로써 슬롯당 성공적으로 전송 가능한 패킷 수는 증가시킬 수 있으며, 결국 전송 효율의 증가를 얻을 수 있다.

그림 8은 CBR, rtVBR, nrVBR 호에 대한 차단률을 보인다. 앞서 호 접속 제어에 관한 설명에서 예측될 수 있듯이 랜덤 전송 방식의 차단률이 가장 작으며, 지역 정보, 그리고 광역 정보 방식의 순서로 상대적으로 큰 차단률을 갖는다. 특히 광역 정보의 경우, 할당된 모든 전송에 대해 요구 신호대 간섭비를 최대 반복 회수 안에 만족시키지 못할 경우 새로운 호는 차단되기 때문에 높은 차단률을 가지며, 이는 낮은 전송 효율을 초래한다. 그러나 이러한 호 차단은 앞의 결과에서 볼 수 있듯이 이미 허가된 호에 대한 완벽한 서비스를 바탕으로 한다.

앞서의 결과로부터 전반적으로 광역 정보 방식, 지역 정보 방식, 그리고 랜덤 전송 방식의 순서로 성능이 우수하며, 이는 CDMA WATM 시스템의 전송 제어 방식으로 랜덤 전송 방식보다는 요구 할당 방식이 우수함을 입증한다. 특히 지역 정보 방식은 준최적의 광역 정보 방식의 성능에 견줄만하며, 시스템 부하 0.7에서도 0.002 이하의 낮은 패킷 손실률과 안정된 전송 지연으로, 실시간 서비스에 대해서도 전송 지연 시간에 대한 요구 서비스 품질을 만족시킬 수 있다. 그러나 본 논문에서 제시된 상황 링크 성능 결과는 세 방식에 대한 비교적인 측면으로 동일한 요구 신호대 간섭비 그리고 그 여유값에 대한 것으로, 보다 자세한 성능을 얻기 위해서는 요구 신호대 간섭비에 대한 여유값, 지역 정보 방식에서의 허용 한계 용량, 광역 정보 방식에서의 최대 반복 회수 등의 주요 알고리즘 파라미터에 대한 최적화가 선행되어야 한다.

### V. 결론

본 논문에서는 무선 ATM 서비스를 위한 다중 링크 구성과 예약 접속 방식을 갖는 CDMA WATM 시스템을 제시하고, 제시된 시스템을 위한 무선망 제어 방식을 제안하였다. 또한 모의 실험을 통하여 무선망 제어 방식의 성능 비교 분석하였다. 제시된 무선망 제어 방식은 다양한 ATM 서비스의 트래픽 변동을 요구 품질을 만족시키며 충분히 수용할 수 있으며, 특히 지역 정보 제어 방식은 준최적의 광역 정보 방식에 견줄만한 성능을 보인다. 향후 알고리즘 파라미터의 최적화, 제안된 시스템과

타 방식과의 성능 비교, 그리고 호 접속 제어 등에 대한 추가적인 연구와 성능 평가가 진행되어야 할 것이다.

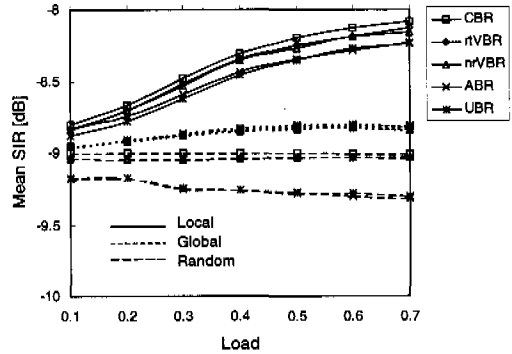


그림 3. 평균 수신 신호대 간섭비.

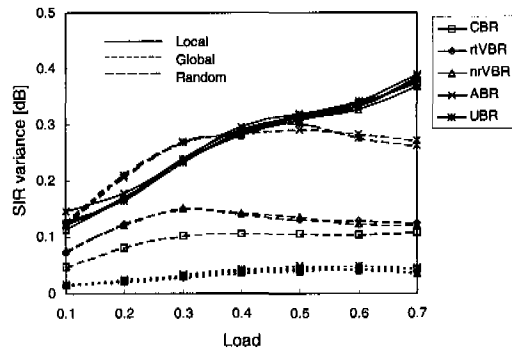


그림 4. 수신 신호대 간섭비의 분산.

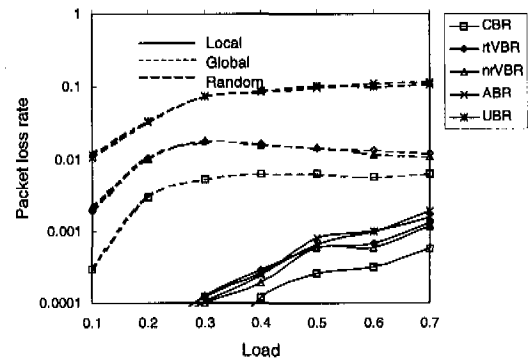


그림 5. 패킷 손실률.

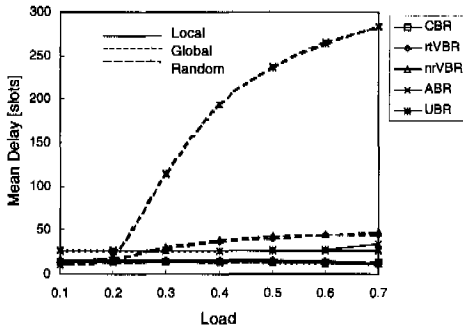


그림 6. 평균 전송 지연.

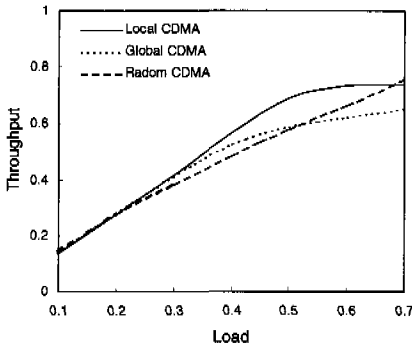


그림 7. 전송 효율.

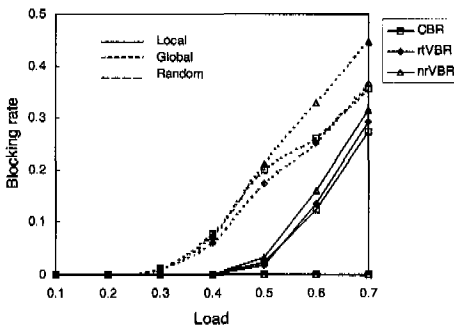


그림 8. 호 차단률.

참 고 문 헌

[1] 임광재, 광경섭, “무선 ATM 서비스를 위한 CDMA 시스템: 다중 무선 링크 구성과 전력 제어 알고리즘”. 통신학회논문지, 1999.

[2] Mohsen Soroushnejad and Evaggelos Geraniotis, “Multi-Access Strategies for an Integrated Voice/Data CDMA Packet Radio Network”, *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 43, no. 2/3/4, pp. 934-945, Feb./March/April 1995.

[3] Roman Pichna and Qiang Wang, “A Medium-Access Control Protocol for a Cellular Packet CDMA Carrying Multirate Traffic”, *IEEE Jour. on Select. Areas in Commun.*, vol. 14, no. 9, pp. 1728-1736, Dec. 1996.

[4] Alex E. Brand and A. Hamid Aghvami, “Performance of a Joint CDMA/PRMA protocol for mixed voice/data transmission for third generation mobile communication”, *IEEE Jour. on Select. Areas in Commun.*, vol. 14, pp. 1698-1707, Dec. 1996.

[5] Zhao Liu, Mark J. Karol, Magda El Zarki, and Kai Y. Eng, “A Demand-Assignment Access Control for Multi-Code DS-SS-SSMA Wireless Packet (ATM) Networks”, *Proc. INFOCOM96*, pp.713-721, 1996.

[6] Mohammad Ali Arad and Alberto Leon-Garcia, “Scheduled CDMA: A Hybrid Multiple Access for Wireless ATM Networks”, *Proc. PIMRC '96*, pp. 913-917, 1996.

[7] D. Ferrari and D. C. Verma, “A scheme for real-time channel establishment in wide-area networks”, *IEEE Journal on Select. Areas in Commun.*, vol. 8, no. 3, pp. 368-379, April 1990.

[8] Jon M. Peha and Fouad A. Tobagi, “Cost-based scheduling and dropping algorithms to support integrated services”, *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 44, no. 2, pp. 192-202, Feb. 1996.

[9] Abdelnaser Adas, “Traffic Models in broadband networks,” *IEEE Commun. Mag.*, pp. 82-89, July 1997.



임 광 재(Kwang Jae Lim)

정회원



1992년 2월 : 인하대학교 전자공학과 학사

1994년 2월 : 인하대학교 전자공학과 석사

1999년 2월 : 인하대학교 전자공학과 박사

1999년 3월 ~ 현재 : 한국전자통신연구원(ETRI) 위성통신시스템연구부 선임연구원

<주관심 분야> 이동 및 위성 통신 시스템, 다중 접속 방식

곽 경 섭(Kyung Sup Kwak)

정회원



1977년 2월 : 인하대학교 전기공학과 학사 졸업

1979년 2월 : 인하대학교 전기공학과 석사 졸업

1981년 12월 : 미 Univ. of So. Calif. 전자공학 석사 졸업

1988년 2월 : 미 Univ. of Calif. 통신 이론 및 시스템 박사 졸업

1988년 2월 ~ 1989년 2월 : 미 Hughes Network Systems 연구원

1989년 3월 ~ 1990년 3월 : 미 IBM Network Analysis Center 연구원

1990년 3월 ~ 현재 : 인하대학교 전자공학과 부교수

1999년 1월 ~ 현재 : 본학회 총무이사

<주관심 분야> 위성 및 이동 통신, 멀티미디어 통신