

## 고속 통신을 위한 최적 액세스제어 프로토콜의 성능분석

正會員 姜文植\* 正會員 李相憲\*\* 正會員 李相培\*\*

### Performance Analysis of An Optimal Access Control Rotocol for High-speed communication

Moon Sik Kang\*, Sang Heon Lee\*\*, Sang Bae Lee\*\* *Regular Members*

#### 要 約

본 논문에서는 기존의 통신망을 통합하여 고속 멀티미디어 통신이 가능하도록 하는 다중 액세스망 프로토콜을 제시하였다. 향후 구축될 광대역 종합통신망과의 접속을 위해서는 새로운 구조 및 형식에 대한 정의가 필요하며, 이를 위해 기존의 고속링 프로토콜인 ATMR 및 MetaRing에 대해 알아보고, 그 기본 구성의 문제점을 분석하여 새로운 적응 액세스제어 메카니즘을 제안하였다. ATMR은 윈도우 크기를 재설정하기 위한 리셋시간이 요구되므로 채널효율이 떨어지며, MetaRing의 경우에는 채널의 효율은 증가되지만 파라미터가 고정되어 있어 트래픽의 변화에 따라 성능이 크게 좌우된다. 이에 반해 제안된 프로토콜은 트래픽의 변화에 따라 파라미터를 능동적으로 변화시킴으로서 최적의 상태로 트래픽 제어가 가능하게 되며, 우선순위 기법을 적용하여 동기 및 비동기 트래픽의 통합 제어가 가능하도록 하였다. 본 메카니즘은 기존망의 통합 및 ATM 망을 구성하는 과도단계의 시험망 구성에 응용될 수 있을 것으로 기대된다.

#### ABSTRACT

In this paper, a multiaccess network protocol for high-speed communication is proposed, which enables multimedia sevicees with integratng the existing networks. We examine the traffic control mechanisms and configurations for the network architecture and compare with various protocols which are suitable to high speed LAN/MAN, and propose an adaptive access control mechanism. ATMR has low channel utilization due to window size reset time, and that MetaRing is very sensitive over the change of traffic load. This suggested protocol, however, has quite a good performance for that situation by adding adaptive parameter condition. This mechanism may introduce a model of small-scaled Broadband Integrated Service Network and be used as an internetworking system for the ATM network.

\* 江陵大學校 電子工學科  
Dept. of Electronic Eng., KangNung National University

\*\* 延世大學校 電子工學科  
Dept. of Electronic Eng., Yonsei University

論文題目: 94142

接受日字: 1994年 5月 23日

## I. 서 론

정보화 사회로의 발전과 더불어 보다 다양한 정보 서비스에 대한 요구가 급증하고 있으며, 이로인해 음성 정보의 전송이 주류를 이루던 개별매체 중심의 통신망에서 음성뿐만 아니라, 문서 및 비디오 등의 다양한 데이터를 동시에 수용할 수 있는 멀티미디어 통신망으로 점차 발전되어가고 있다. 다양해진 사용자의 통신 요구를 충족시키기 위해서는 새로운 고속통신망 기술이 요구되어, 대용량 정보의 공급과 수요의 원활한 소통, 등시성서비스 제공, 실시간 통신 등에 대해서 다양한 연구가 이루어져 왔다. 특히 최근에는 보다 많은 데이터에 대한 효율적인 전송을 위해 비동기 전송방식(ATM:Asynchronous Transfer Mode)을 기반으로 하는 고속통신망의 연구가 활발하게 이루어지고 있다. 일반적으로 보다 낮은 지역으로 보다 다양한 서비스를 보다 빠르게 전달하기 위해서 멀티미디어 서비스를 위한 고속 정보통신망, 즉 광대역 종합정보 통신망(Broadband Integrated Services Digital Network)으로의 발전을 꾀하고 있다. 그러나 기존의 소규모 망을 그대로 이용하면서 이를 종합통신망으로 통합하는 과정이 필요한 것으로 예상되며, 이후 실제 각 단말기까지 종합 정보 서비스가 제공되기 위해서는 새로운 가입자망 구조가 요구된다.

가입자 접속기술 분야는 여러 단말들을 광대역 통신망으로 연결하기 위한 망 종단장치(B-NT)와 기존의 LAN/MAN 등을 접속하기 위한 접속장치 및 액세스망에서 이러한 장치들을 단독 교환기까지 연결하기 위한 액세스장치 등을 들 수 있다. 기존의 권고안 등에서 이러한 가입자망은 가입자 매대망 수준에 그쳤지만, 최근에는 망 자원의 보다 효율적인 이용을 위해 지역간의 망들을 통합하여 이를 ATM 교환기와 연결하는 가입자 액세스 망의 구조에 대해서도 많이 연구되고 있다. 이러한 접속 기능을 분산 시킬때에 인접지역간의 트래픽을 통합하여 보다 효율적으로 망을 관리하기 위해 교환기에서 각 단말장치 사이의 이중 접속 방식을 이용하는 원격 노드의 구성이 새로이 연구되고 있다.<sup>1)2)</sup>

따라서 본 논문에서는 기존의 통신망을 통합하여 과도 단계의 종합정보통신망 구성에 이용될 수 있는 가입자망을 중심으로, 고속통신을 가능하도록 하는 새로운 링 프로토콜을 제시하였다. 이러한 망 구조의 제시를 위해 기존 고속 통신망들의 구조를 비교, 분석하였으며 이를 토대로 하여 적용 액세스제어 메카니즘을

제안하였다. 2장에서 고속링 프로토콜에서의 트래픽 제어 메카니즘을 살펴보고, 3장에서 문제점을 개선한 적용 액세스제어 메카니즘을 제안한다. 4장에서는 제시된 모델에 본 메카니즘을 적용하여 성능을 분석한다. 5장에서 본 논문을 요약하고 결론을 맺는다.

## II. 고속링 프로토콜

### 2-1. ATMRIATM Ring<sup>3)4)</sup>

ATMR은 비동기 전송방식을 기초로 하는 고속 다중액세스 장치에 대한 멀티미디어 서비스를 지원하는 프로토콜로서, 슬롯을 이용한 복직적 소거방식(spatial reuse)으로 링의 여러 스테이션들이 동시에 이용할 수 있도록 한다. 기본적으로 단일 링, 또는 단방향 이중 링등으로 구성이 가능하다. 보다 효율적인 망의 운용 및 관리를 위해서 이중 링으로 구성하는 것이 일반적이다. 이는 링 구조가 갖는 기근현상(starvation)을 해결하기 위한 별도의 공정성 알고리즘을 이용하는데, 각 스테이션에 전송한 셀의 갯수를 세는 윈도우라는 가운데를 두고 각기 최대 윈도우 크기를 부여함으로써 전체 링의 공정성을 보장하게 된다.

전송한 데이터가 없는 경우에는 자신의 스테이션 앞으로 기다리는 셀들중에서 빈 셀을 택하여 전송하게 되며, 윈도우 크기에 따라 최대 허용된 전송량에 이르렀을 때에는 전송을 일시 중지한다. 항상 스테이션의 경우 그 셀의 사용 여부에 무관하게 셀 헤더에 계속 자신의 번호를 기입하면서 자신이 환상상태임을 나타내며, 비환상 스테이션의 경우에는 그대로 통과시킨다. 여기서 비환상상태라는 것은 전송한 데이터가 없는 경우(전송 큐가 비어있는 경우)이거나, 또는 최대 허용된 셀을 이미 전송하여 자신의 윈도우 크기가 0이 된 경우를 말한다. 들어오는 셀의 번호(이는 전송한 셀의 복직기를 가입하는 주소와 구별된다.)가 자신의 것이면, 이는 다음 노드는 스테이션이 비환상상태임을 의미하는 것이므로 리셋셀을 발생시켜 환상상태로 만들어 준다.

### 2-2. MetaRing<sup>5)6)</sup>

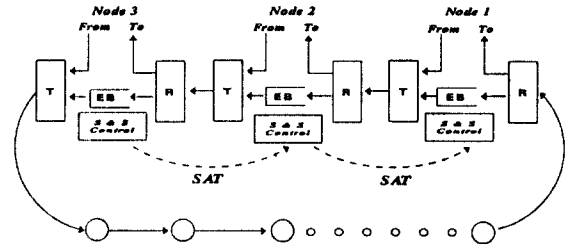
Metaring은 셀의 재사용 기법을 이용한 고속링 프로토콜이다. 이는 크게 두 가지 모드로 이용되고 있는데, 하나는 가변길이의 패킷 전송을 위한 버퍼 삽입 모드(buffer insertion mode)이고, 다른 하나는 일정 길이의 패킷으로 전송되는 슬롯형 모드(slotted mode)이다.

이러한 두가지 모드는 기본적으로 망의 전체 공정성을 보장하는 알고리즘을 적용함으로써 링에서 발생할 수 있는 기근 문제를 해결한다. 이 공정성을 보장하기 위하여 각 스테이션에서는 전송한 셀의 수를 세는 카운터를 가지고 있으며, 전송 방향과 반대 방향으로는 SAT(SATisfied)라는 하드웨어 제어신호가 회전한다. 이 때 SAT가 한 번 링을 회전하는 동안 최소 전송보장 트래픽 량과 최대 전송허용 트래픽량을 제한함으로써 결국 전체 트래픽을 제어하게 된다. 이때 효율적인 트래픽의 제어를 위해서는 각 스테이션별로 할당되는 최대값과 최소값을 적절하게 조정해야 한다.

기본적으로 MetaRing은 가변 길이의 패킷을 전송하는 버퍼 삽입 모드로 운용되며, 이 경우 최대, 최소값은 각 스테이션 별로 할당되는 패킷의 길이를 의미하게 된다. 이때의 링 접근은 각 스테이션이 수신단에서 최대 패킷 크기만큼의 삽입 버퍼를 가지고 있으면서 이 버퍼가 비어있을 때에만 각 스테이션의 전송을 허용함으로써 이루어진다. 전송 도중 도착한 링의 트래픽은 이 버퍼에 잠시 저장되며, 만약 스테이션에 전송할 패킷이 없는 경우에는 버퍼에 저장하지 않고 그대로 통과하게 된다.<sup>(5)</sup>

버퍼 삽입 모드로 운용되던 망은 필요에 따라 슬롯형 모드로의 전환이 가능한데, 여러 스테이션들 중에서 선발과정(leader election procedure)을 거쳐 한 스테이션만이 주 스테이션으로 선택된다. 주 스테이션에서는 전송단위인 슬롯의 발생 및 관리기능을 수행한다. 슬롯형 모드는 삽입 버퍼에서 사용되는 액세스 지연을 최소화하기 위해 그 패킷을 고정크기로 제한하는데, 이에 따라 시간지연에 민감한 트래픽에 대한 처리도 용이하게 된다. 이 경우 버퍼 삽입 모드에서 사용되던 삽입 버퍼는 단지 동기를 맞추기 위한 버퍼(elastic buffer)로만 이용된다. 이러한 슬롯형 모드에서는 그 기본 전송단위가 슬롯이 되기 때문에 앞에서의 최대, 최소값은 슬롯의 갯수 단위로 정의된다. 즉, 트래픽 량이  $Q_{min}$ 과  $Q_{max}$ 라는 링 회전시간 내의 셀 갯수에 대한 상한 및 하한값으로 제어된다. 이러한 구조를 그림 2-1에 나타내었다.

결국 아래와 같은 방식의 간단하고 효율적인 알고리즘을 이용하여 분산된 형태의 제어가 가능하게 된다.



R:Receiver T:Transmitter EB:Elastic Buffer  
S&S:Slot and Synchronous Control

그림 2-1 슬롯형 모드에서의 MetaRing의 구조

### 2-3. 고속링 프로토콜의 트래픽 제어

ATMR과 MetaRing 프로토콜은 모두 우선순위에 따른 복합적인 트래픽에 대한 제어 방법을 제시한다. 그 기본 구조는 결국 각 스테이션 별로 별도의 큐 및 별도의 동일한 제어 매커니즘을 적용하여 데이터의 전송이 이루어진다. 그러나 이러한 기본 우선순위 제어 구조는 비동기 신호들에 대해 단순히 여러 우선순위를 적용한 구조와 같다. MetaRing에 비동기 신호들에 대한 우선순위 방법외에, FDDI에서의 TIMED-TOKEN 방식<sup>(7)</sup> 도입하여 동기 데이터 및 비동기 데이터에 대한 통합 관리가 가능한 방법도 제시하였으며, 이 방법은 액세스 지연에 대해 보다 효율적인 관리를 위해 슬롯형 모드에 이용된다.<sup>(8)</sup>

이러한 매커니즘은 데이터 전송 방향과는 반대방향으로 순환하는 SAT와 ASYNC-EN(Asynchronous Enable)이라는 두 종류의 제어신호를 기초로 이루어진다. 기존의 SAT신호는 비동기 트래픽의 공정성을 보장하기 위해 이용되며, 동기 및 비동기 트래픽의 통합을 위해 ASYNC-EN 신호가 사용된다. 각 스테이션은 동기 트래픽에 대해서 링 전체 전송 가능한 트래픽의 양을 환산하고 그 양보다 적은 경우에 대해서만 예약을 허용한다. 이때 예약되는 트래픽의 양은 비동기 트래픽의 양을 고려하여 최대 전송 가능한 트래픽보다는 조금 적게 하며, 이렇게 예약된 동기트래픽은 비동기 트래픽보다 높은 우선순위를 갖고 별도의 큐에서 관리

되며 SAT와는 무관하게 전송이 이루어진다. 결국 비동기 트래픽은 동기 트래픽이 전송하고 난 후의 잉여 트래픽에 대해서만 전송이 허용된다. 동기 트래픽은 자신의 큐에 일정 데이터 이상이 저장된 경우, ASYNC-EN을 상위 스트림으로 한 슬롯 시간 동안만 전송을 보류한다. 이때에 한 링 회전시간 동안 하나의 스테이션에서만 ASYNC-NCEN의 전송을 보류할 수 있도록 한다.

### III. 다중액세스 메카니즘

#### 3-1. 적응 액세스제어 알고리즘

효율적인 액세스망을 구성하기 위하여 광 케이블을 통한 이중 링을 그 기본 구조로 하며, 기본 전송단위는 ATM과의 접속을 위해 53 bytes의 셀로 한다. 전송시에는 기본적으로 복직지 소거 방식을 통해 여러 스테이션에서 링의 동시 액세스가 가능하도록 하고, 전송되는 두 링 중에서 가까운 방향으로 전송되도록 한다. 제안된 알고리즘은 기근현상을 해결하고 공정성을 보장하기 위해서 기본적으로 데이터 전송 방향과 반대 방향으로 제어신호를 이용하는데, 그 제어신호로는 MetaRing의 SAT 기능과 유사한 W reset을 사용한다. 또한, 각 스테이션에 주어지는 최소 전송보장 셀의 갯수(W min)와 최대 전송 허용셀의 수(W max)는 경우에 따라 변화되어 트래픽의 변화에 능동적으로 대처할 수 있도록 한다. 트래픽의 상황에 따른 MetaRing의 성능은 W-max와 W-min 값의 선택에 매우 민감하다. W min이 작을수록 SAT가 회전하는 시간이 짧게 되며, SAT 회전시간 단위로 모든 동작이 이루어지므로 균질성 트래픽을 고려할 때에 이 SAT 회전시간을 작을수록 좋다. 또한, 여러가지 부하상태에서 특히 전체 부하가 적은 경우, SAT 회전시간내에 허용되는 최대치인 W-max가 클수록 전체 시스템의 처리율 및 지연 특성이 좋아진다. 위의 상황을 고려할 때에 W-min은 작을수록 W max는 클수록 망의 특성이 좋게 나타나는데, 극단적인 경우로 W min이 1이고 W max가 무한대일 때 최상의 결과가 나온다. 이 상태는 바로 링이 단순하게 목적지 소거 방식만을 적용했을 때의 상황이다. 그러므로, 링의 공정성을 고려할 때에 W max와 W-min 값의 차이가 작게 해주어야 한다. 이러한 이유로 W-max와 W-min은 트래픽 분포가 공정하지 않은

경우나 기근 현상을 고려했을 때에 대해 두 값이 같을 때는 그 두 값의 차이를 어느정도 유지시켜야 한다<sup>(6)(7)</sup>. 그러므로, 제안된 알고리즘은 W max와 W min을 트래픽 상태에 따라 적정값으로 다시 설정하도록 하였다.

보다 정확한 분석을 위해서는 시스템 전체의 트래픽 분석이 요구되지만, 이 알고리즘은 각 스테이션에서 분산적으로 수행되기 때문에 다른 스테이션의 상태를 정확하게 판단할 수 없으며, 자신의 상태에 따라서만 위 파라미터를 바꾸어 주어야만 한다. 현재 자신의 상태를 가장 쉽게 알아볼 수 있는 파라미터로 전송 큐의 길이 가 있다. 이 큐 길이가 길면 그만큼 그 스테이션에서 처리되고 있는 속도가 늦다는 의미로, 이러한 상황은 트래픽이 많을 때나 기근현상이 나타날 때에 발생할 수 있다. 반대로 큐 길이가 짧은 경우에는 부하가 적은 경우나 그 스테이션이 다른 스테이션에 대해 망을 탐색하는 경우에 나타날 수 있다.

이 각각의 상황에 대해 W-max와 W-min을 변화시킬 수 있으나, 그럴경우 제어 알고리즘이 복잡해지고 정상상태로의 액세스가 어렵기 때문에 SAT 회전시간을 줄이면서 자신의 전송량을 제한시키고, 큐 길이가 길어지는 경우 W min을 증가시켜 결국 W-max와의 차를 줄임으로써 전체 망의 공정성을 보장하게 된다. 본 알고리즘에서는, 큐 길이가 0인 경우에도 W reset 제어신호가 상위 스트림으로 넘어가도록 한다. 이는 한 스테이션에서 트래픽의 발생이 장시간 중단된 경우를 고려할 때에 그 스테이션에서 전송을 재개하여 W min 만큼의 셀을 전송하기전 까지 링의 다른 스테이션 모두가 전송을 중단하게 됨을 의미한다. 이 조건을 추가함으로써 지부하 상태일 때에 망의 전체 효율이 증가하게 된다.

일반적으로 이러한 공정성 알고리즘을 적용하는 경우, 지부하시에는 크게 트래픽에 제한을 두지 않으므로 일반적인 목적지 소거방식의 링과 동일하게 적용되고, 트래픽이 많을 때나 기근현상이 발생하는 경우에는 트래픽을 제한하게 된다. 이는 결국 망의 효율성이 감소되어 액세스 지연에 영향을 주게되어, 지연에 민감한 트래픽의 경우 매우 커다란 단점으로 지적될 수 있다. 그러므로, 이러한 액세스 지연에 민감한 트래픽에 대해서는 상위의 우선순위를 두어 별도의 공정성 알고리즘은 두지 않고, 대신 데이터의 전송 이전에 예약과정을 거치면서 전체 망이 허용하는 용량을 초과하지 않는 범위내인 경우에만 예약을 허용함으로써 액세스 지연 문제를 해결한다. 동기 트래픽 및 비동기 트래픽을 통

합 처리를 위해서는 ASYNC-EN을 이용하여 제한한다. 이러한 제어 알고리즘의 특성을 [표3-1]에 요약하였으며, [그림 3-1]에서 흐름도를 나타내었다. [그림 3-1]에서 알고리즘은 데이터 전송과정과 W reset 전송과정으로 구분하여 나타내었으며, NQ는 큐 길이를 의미하고, UP-Q는 최대허용 큐 길이를 의미한다.

표 3-1. 적응 액세스제어 알고리즘의 특성

파라미터	내용	비고
도플로지	이중링구조	
동정성 알고리즘	W_reset 사용	-MetaRing의 SAT와 유사 -ATMR에서는 별도의 리셋 시간 요구
트래픽 변화에 따른 유연성	제어변수 변화로 향상	-MetaRing에서는 제어변수 고정 -ATMR에서는 전송순실 발생
저 부하시	성능 개선(Queue empty 조건 추가)	-MetaRing에서 지연시간 증가
동기트래픽과 비동기트래픽 처리	ASYNC_EN 사용(동기트래픽에 우선순위)	통합처리 가능

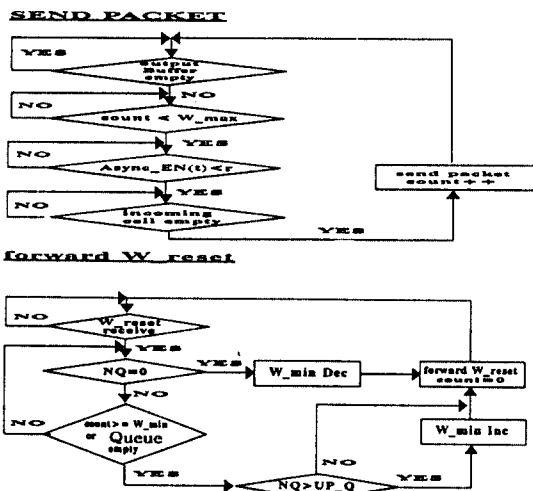


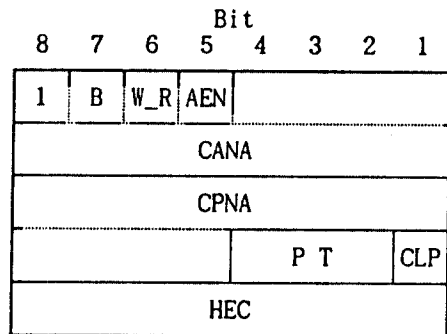
그림 3-1. 적응 액세스제어 알고리즘의 흐름도

3-2. 가입자 액세스 망에서의 셀 구조

기본 셀 구조는 전체 길이를 53 bytes로 하고 그 헤더부와 유료부하부의 길이를 각각 5bytes와 48 byte로 하였다. 이때의 유료부하부에는 일반 정보를 실어 보내

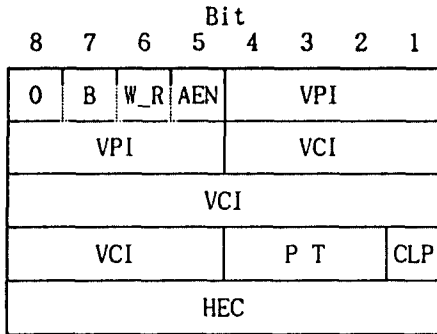
게 되며, 헤더부에는 다중 액세스 제어할 수 있도록 이에 대한 제어정보를 실게 된다<sup>[10][11]</sup>. 그러나, 가입자 액세스 망의 구성이 매체 공유 방식이기 때문에 비연결형(connectionless) 서비스의 제공이 요구되며 ATM 셀 형식에서 VPI와 VCI 필드는 미리 호가 설정된 다음에 결정되어지는 값이므로 그 구조를 비연결형 서비스를 효율적으로 수행할 수 있는 구조로 변경하였다. 즉, VPI/VCI 값 대신 직접 가입자 망의 주소를 기록하며, 그 기록되는 주소의 구조를 두 부분으로 구성한다. 하나는 가입자 망의 액세스 노드에 대한 주소로, 다른 하나는 가입자 대내망에 이용되는 주소로 정의하여 가입자 내부의 직접적인 교환이 가능하도록 한다. 이와같이 하여 매체공유가 되도록 한다. 일반적으로 가입자 망에서 비연결형 서비스가 이루어진다 하여도, 다른 가입자 망과의 통신 및 동기 신호의 전송 등을 위해서는 기존의 연결형(connection oriented) 서비스도 제공되어야 하므로 본 구조에서는 연결형 서비스와 비연결형 서비스를 동시에 제공하도록 하였다. 이러한 각 서비스들의 구분의 사용자와 망의 인터페이스에 사용되는 GFC 필드를 이용하였다.

GFC 필드는 원래 교환망에서는 사용되지 않는 필드로 가입자망에서의 흐름 제어를 위해 제공된다. 이 필드는 4 비트로 구성되며 아직까지 정확히 정의되지 않았는데, 이는 가입자망이 소규모로 운용되는 망으로 향후 가입자망의 설계시 융통성을 부여하기 위한 것이다. 본 구조에서의 GFC 4비트는 먼저 연결형/비연결형 서비스를 구분하는 비트와 셀의 사용여부를 표시하는 busy비트, 그리고 제어신호인 W-reset, ASYNC-EN를 데이터 전송의 여분의 비트로 이용하기 위해 사용하였다. 이러한 셀의 헤더구조를 [그림 3-2]에 표시하였다. 이와같은 구조를 이용하여 다중액세스 제어가 가능하므로 성능 향상이 가능하다.



(a) 비연결형 서비스

- AEN ASYNC-EN control bit
- B Busy bit
- CLP Cell loss priority
- CANA Customer access node addr.
- CPNA CPN Address



(b) 연결형 서비스

- HEC Header error control
- PT Payload type
- VCI Virtual channel identifier
- W-R W-Reset control bit
- VPI Virtual path identifier

그림 3-2. 가입자 망에서의 셀 헤더 구조

### IV. 성능분석

#### 4-1. 분석 모델

링 구조에 대한 가입자 망의 분석을 위하여 SIMAN 시뮬레이션 패키지<sup>[2]</sup>를 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 이를 위해 다음과 같은 가정 및 시뮬레이션 파라미터를 정의하였다. 9개의 스테이션이 155 Mbps의 이중링으로 구성되며, 스테이션간 간격은 600 m이다. 전체 링 길이는 5.4 Km이고, 발생 트래픽은 Poisson 분포를 따른다. 전송 속도를 200,000 Km/Sec로 가정한다. 이러한 일반적인 파라미터의 정의 외에 분석지에 대한 분포는 기본적으로 인접한 4개의 스테이션에 대해 동일하게 이루어진다.

각 슬롯의 길이는 ATM 셀 길이인 53 octets로 하였다. 155Mbps의 전송속도를 고려하면 한 슬롯의 전송 시간은 2.74  $\mu$  sec 가 된다. 이와는 별도로 각 스테이

션에서의 처리시간이 요구되며 그 시간은 헤더(5 octets) 분석에 요구되는 0.26  $\mu$  sec 로 하였다. 결국 스테이션간에 전송되는 시간 간격은 3  $\mu$  sec 가 되며, 본 논문에서는 이를 1 슬롯시간으로 정의한다. 본 알고리즘은 목적지 선택기 방식을 취함에 따라 링 내부의 전체 부하량 추정이 어렵기 때문에 각 셀이 발생하는 스테이션에서 소거되는 때의 트래픽을 기준으로 부하량을 설정하기로 한다.

#### 4-2. 액세스 메카니즘 분석

분석 모델을 해석적인 방법으로 분석을 위해서 다음과 같은 파라미터를 정의한다. 링에 존재하는 총 스테이션 수를 N으로 하고, 각 스테이션 간의 간격을 d, 매체의 전송능력(medium capacity)을 C, 그리고 v를 링의 전송속도로 가정하자. 여기서의 환경은 각 스테이션간의 거리가 모두 d 만큼의 등간격을 유지하며, 각 스테이션에서 발생하는 트래픽의 목적지는 균일한 분포로 발생하고, 전체 망에는 과부하 상태로 셀이 각 스테이션을 통과할 때에는 항상 전송할 데이터가 존재한다고 가정한다. 이러한 상태에서 셀이 한 번 링을 회전하는 시간  $T_r$ 은 결국 전체 링의 길이를 망 전송속도로 나눈 값으로 구해지므로 (1)식과 같다.

$$T_r = \frac{Nd}{v} \tag{1}$$

이때 소스에서 목적지까지의 전송 거리 l은 바로 인접 스테이션인 경우에 대해 최소값을 갖게 되고, 링의 반대편에 대해 그 최대값을 갖는다.

$$l = \begin{cases} \text{Min. } d \\ \text{Max. } \frac{N-1}{2} d \end{cases} \tag{2}$$

여기서 Max l 값은 홀수인 경우만 위와 같은 값을 가지게 되며, 짝수인 경우에는  $N/2$ 이 그 최대 길이가 된다. 앞의 모델에서 총 스테이션의 갯수인 N을 9로 정의 하였으므로 N이 홀수인 경우에 대해서, 매체 전송 평균거리는 각 전송거리의 합을 그 갯수로 나누어 준 값이므로 (3)식으로 구해진다.

$$E[l] = \frac{\sum_{i=1}^{(N-1)/2} id}{(N-1)/2} = \frac{(N+1)}{4} d \tag{3}$$

한 링 회전시간 동안  $Nd$ 의 링 길이에 대해  $E[\tau]$ 만큼의 데이터의 전송이 가능하므로, 최대 트래픽  $\rho_{max}$ 는 (4)식으로 구해진다.

$$\rho_{max} = \frac{Nd}{E[\tau]} \times C = \frac{4N}{N+1} \times C \quad (4)$$

위에서 구해진 식은 별도의 공정성 알고리즘을 적용하지 않고 단순히 목적지 소거 방식만을 이용하여 슬롯의 재사용이 가능하도록 한 이중 링에 적용될 수 있다. 이 값을 앞서 제시한 시뮬레이션 모델의 파라미터에 적용하여, 그 시뮬레이션과 비교하기로 한다. 먼저  $d/v$ 는 인접 스테이션까지의 거리를 전송 지연시간으로 나눈 값이므로 결국 인접 스테이션까지의 전송 지연이 되며, 달리 표현하면 1 슬롯 시간이 된다. 그러므로 (1)식에서 링 회전 시간은 9 슬롯 시간으로 표시된다.

평균 셀 전송 거리는 (3)식에서  $N=9$ 이고  $d=600$  m이므로 결국 (5)식으로 정리된다.

$$E[\tau] = \frac{9+1}{4} (600m) = 1.5Km \quad (5)$$

이 값을 전체 링의 길이가 5.4 Km이므로, 그 평균 전송 길이는 망 전체의 28% 정도가 된다. 최대 트래픽은 (4)식에서  $N=9$  이므로, (6)식과 같다.

$$\rho_{max} = \frac{4 \times 9}{9+1} C = 3.6C \quad (6)$$

이는 목적지 소거 방식이 아니라 자신의 스테이션에서 슬롯을 제거할 때보다 그 매체 전송 효율의 3.6배 정도 되는데, 그 전송 효율을 링 전체에 동시에 존재하는 슬롯의 수를 의미하는 9로 표시할 수 있으며, 이에 대해 목적지 소거 방식의 경우 32.4 슬롯이 동시에 망에 존재하는 효과를 얻는다. 이 두 방식에 대한 시뮬레이션 결과가 [그림 4-1]과 같다. 이는 트래픽을 증가시키면서, 전체 전송된 슬롯의 수와 전송효율(발생 슬롯 수와 서비스 받은 슬롯 수의 비)을 나타내 그림인데, 목적지 소거 방식의 경우 그렇지 않은 경우보다 높은 부하에 대해서도 발생한 트래픽을 거의 모두 처리함이 보여진다. 발생한 트래픽이 거의 모두 전송될 때의 트래픽을 서로 비교해보면, 목적지 소거 방식의 경우에는 약 350% 정도이며, 아닌 경우에는 100% 정도가 된다. 이는 소스에서 셀을 소거할 때의 트래픽을 기준으

로 소스 소거 방식의 경우 100%가 그 처리 한계임을 보여준다. 두 비는 앞서 (6)식에서 계산된 3.6C와 비교할 때에 그 처리 능력이 3.6배가 되는 것으로 확인되었다.

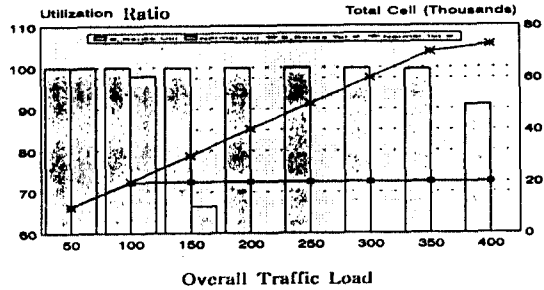


그림 4-1 트래픽의 변화에 따른 전송효율

트래픽에 따른 전체 전송셀의 수를 살펴보면, 자신의 유효 트래픽을 초과하는 경우에 대해서는 초과되는 트래픽은 더 이상 처리하지 못하고 최대 허용 트래픽 값이 처리 되었다. 2,000 슬롯 시간 동안에 목적지 소거 방식의 경우에는, 유효 전송 트래픽 양이  $32.4 \times 2,000 = 64,800$  슬롯이며, 이에 반해 일반 방식의 경우에는  $2,000 \times 9 = 18,000$  슬롯 정도가 그 최대 전송이 허용치이며, 이는 그림의 결과와 일치함을 알 수 있다.

트래픽이 매우 적을 때, 패킷이 발생하여 전송이 시작될 때까지 각 스테이션에서 발생하는 패킷은 Poisson 분포를 가지며, 여기서의 매체 액세스 지연  $W$ 는 전체 스테이션에 대한 수치 평균으로 표시된다. 링에 대해 공정성 알고리즘을 적용하지 않는 경우에는 그 최대 허용 트래픽이 유효 매체 전송 능력에 해당된다. 그 트래픽이 매우 적을 때의  $W$ 는 거의 슬롯 간격 반의 값이 나옴을 알 수 있다. 이는 전송될 데이터 발생 시점이 평균적으로 그 슬롯 길이의 반정도 지난 다음으로 계산되므로, 앞서 파라미터로 고려할 때에 약 0.5 슬롯 시간임을 예측할 수 있다.

이에 대한 보다 자세한 식은 (7)식으로 정리된다.

$$W = \frac{d}{2v} + \sum_{i=1}^{\infty} \frac{id}{v(\rho_{max})^i} \left(1 - \frac{1}{\rho_{max}}\right) \quad (7)$$

뒤의 급수부분을 다시 정리하면 (8)식이 된다.

$$W = \frac{d}{v} \left( \frac{1}{2} + \frac{1}{\rho_{\max} - 1} \right) \quad (8)$$

위에서  $\rho_{\max}$  로 32.4가 나왔으므로, W는 결국 0.532 d/v로 구해지며, 이때 d/v가 바로 슬롯 간격이므로 결국 부하가 작을 때의 매체 액세스 지연은 0.532 슬롯 시간으로 근사화된다. 트래픽을 매우 낮게 주었을 때 (약 10%) 9개의 스테이션에서 각각의 매체 액세스 지연을 [그림 4-2]에 나타내었다. 여기서 그 액세스 지연이 0.5 슬롯 시간을 조금 넘는 값으로 측정되며, 이 값은 계산된 결과와 동일한 결과로 분석된다.

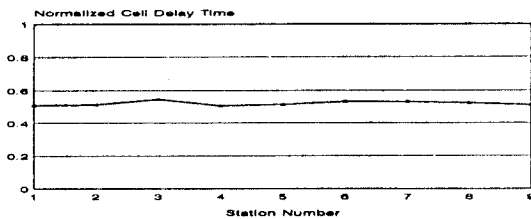


그림 4-2 저부하 상태에서의 매체 액세스 지연

### 4-3. 시뮬레이션 결과 및 분석

본 절에서는 앞에서 언급한 분석모델을 기초로, 다중액세스 제어 메카니즘에 대한 성능을 분석하였다. 이를 위해 본 구조와 동일한 이중링 구조인 ATMR 및 MetaRing, 그리고 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 링통에 대해 처리율 및 매체액세스 지연에 대해 비교하였다. ATMR과 MetaRing의 경우는 그 알고리즘의 동작을 위해서 기본적으로 파라미터 값이 요구되는데 본 시뮬레이션 환경에서의 이러한 파라미터값은 고정된 값으로 할당하였다. ATMR의 경우에는 윈도우 크기가 트래픽 상황에 영향을 주는 파라미터이며, MetaRing의 경우는 앞서 강조한 바와 같이 최대 전송 허용치와 최소 전송보장치의 정의에 따라 전체 망성능에 영향을 주는 파라미터이다. 그 기본 초기치를 다음과 같이 정의하였다.

- ◆ ATMR:Window Size=30
- ◆ MetaRing (W max=15, W min=5) → 처리율 보장
- ◆ MetaRing (W max=15, W min=5) →v 공정성 보장
- ◆ 적용공정성 알고리즘:W max = 15 → 고정, W min=5 → 가변

여기서 MetaRing에 대해 두 파라미터에 대해 시뮬레이션을 수행한 이유는 본 알고리즘이 트래픽 변화에 능동적으로 변화될 수 있음을 나타낸 것으로 MetaRing에서는 그 파라미터에 따라 성능이 크게 바뀌는 것을 나타내기 위함이다. 시뮬레이션 결과 그림에서, 제안된 구조는 'Adaptive F'로 표시하였고, ATMR은 'ATMR'으로, 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 링은 'SP REUSE' 표시하였다. Meta Ring은 W min=5, W max=15인 경우를 'MetaRing(5,15)'로 나타내고, W min=15, W max=15인 경우를 'Meta Ring(15,15)'로 표시하였다.

시뮬레이션 환경으로 먼저, 각 스테이션에서 발생하는 트래픽 간격의 평균이 동일한 지수분포가 되도록 하였으며, 그 목적지의 분포 역시 각 스테이션의 인접한 4개의 스테이션에 대해 동일한 확률로 분포되도록 하였다. [그림 4-3]과 [그림 4-4]는 이러한 환경에서 전체망의 부하를 증가시키면서 처리율(utilization ratio) 및 매체 액세스 지연(media access delay)에 대한 시뮬레이션 결과이다. 이 경우 처리율은 각 스테이션에 발생한 트래픽에 대해 서비스된 비로 정의하였으며, 또한, 트래픽은 앞서 언급한 대로 목적지 소거방식이 아닌 링구조에 대한 트래픽을 기준으로 한 것이다. 그러므로 일반적인 경우에는 식 (6)에서 구해진대로 위의 트래픽보다 3.6배 정도 작은 값을 가지게 된다. 이러한 상황을 고려할 때에 [그림 4-3]과 [그림4-4]의 결과는 360%에서 실제 유효 트래픽이 100%가 된다는 위의 결과가 만족됨을 알 수 있다. ATMR의 경우 공정성을 위해 별도의 알고리즘을 도입함으로써, 망의 자원을 제한적으로 사용하게 됨에 따라 이에 대한 실제 유효 트래픽은 100%가 조금 못 되는 것을 예측할 수 있으며, 위의 두 결과로 이를 확인할 수 있다. MetaRing이나 주어진 알고리즘의 경우 각 트래픽의 상황이 과부하가

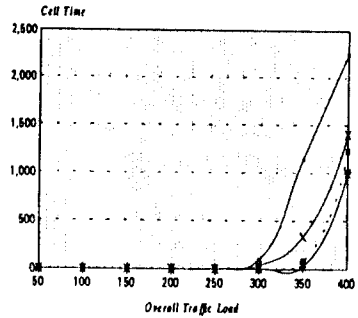


되더라도 기본으로 보장되는 전송 채널 이외에 여분의 채널을 통해 전송이 이루어지므로, ATMR의 경우보다 적게 성능이 저하된다.

MetaRing에서 공정성을 강조한 경우 결국 부하량이 증가함에 따라 고부하시 그 지연시간이 길어지는 것이 확인되었다. 이현상은 특히 기근현상이 발생된 때의 고부하 상태에서 심화되어 나타난다. 이는 모든 스테이션이 모두 동일한 15개의 셀을 전송할 때까지 SAT 신호를 가지게 되어 SAT의 회전이 길어지게 되어 결국 그 지연도 길어짐을 알 수 있다. 각 스테이션 간의 분포를 살펴보면, 기본적으로 링 구조가 지역에 따른 불균형 현상이 나타나지 않기 때문에 동일한 트래픽에 대해서는 아무런 제어 알고리즘을 적용하지 않는 구조가 최상의 결과가 나온다. 그러므로, 이러한 공정성 문제를 확인하기 위해서 일정 스테이션에 트래픽을 집중시킴으로서 인위적인 심한 기근 현상시 시뮬레이션 결과가 [그림 4-5]와 [그림 4-6]이다. 이 경우 의도적으로 기근 현상을 2, 3, 5, 6, 8, 9번 스테이션에 발생하도록 하였다. 위 두 그림은 앞서의 경우와 마찬가지로 각각의 알고리즘에 대해 그 전체 트래픽을 증가시키면서 매체 액세스 지연 및 전체 처리율에 대해 도시하였다.

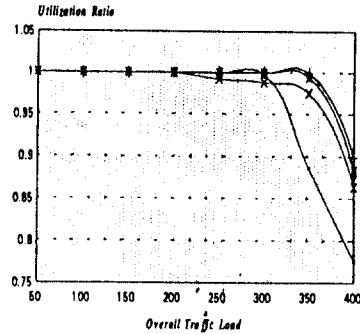
그 전체 망의 트래픽량은 이전의 경우나 동일하게 하지만, 기근현상이 발생되면서 그 전송 길이가 길어짐에 따라, 그 망의 채널 효율이 이전의 상태보다는 떨어지는 것을 예측할 수 있으며, 실제 시뮬레이션 결과 역시 트래픽이 300% 정도에서 최대 망의 처리 능력을 보였다. 이 경우에 대해서도 이전의 시뮬레이션과 유사한 결과가 나왔으나, 공정성을 강조한 MetaRing이나 적응공정성 알고리즘의 경우에는 트래픽이 높을 때의 지연이 다소 길어지는 것으로 보인다. 이는 두 프로토콜의 경우 공정성 알고리즘에 의한 것으로 보이며, 이를 확인하기 위해 트래픽이 높은 400%에서의 각 스테이션별 분포를 나타낸 그림이 [그림 4-7]과 [그림 4-8]이다.

이 그림을 보면, ATMR 및 공정성을 강조한 MetaRing의 경우에는 매우 공정한 결과가 나오나 반면 그 처리율이 매우 낮아지는 것으로 관찰된다. 처리율을 강조한 Meta-Ring이나 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 링 구조의 경우, 그림에서 톱니모양의 특성으로부터 처리율이나 지연등에 있어 극심한 불공정성이 나타나는 것을 볼 수 있다. 그 이유는 공정성을 고려하지 않고 처리율만을 강조했기 때문이다.



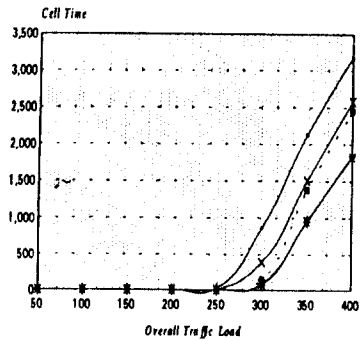
← ATMR ← SP\_REUSE ← MetaRing(5, 15) ← Adaptive F ← MetaRing(15, 15)

그림 4-3 균일 트래픽인 경우  
각 트래픽에 따른 매체 액세스지연



← ATMR ← SP\_REUSE ← MetaRing(5, 15) ← Adaptive F ← MetaRing(15, 15)

그림 4-4 균일 트래픽인 경우  
각 트래픽에 따른 처리율



← ATMR ← SP\_REUSE ← MetaRing(5, 15) ← Adaptive F ← MetaRing(15, 15)

그림 4-5 기근 현상 발생에 대한  
각 트래픽에 따른 매체 액세스지연

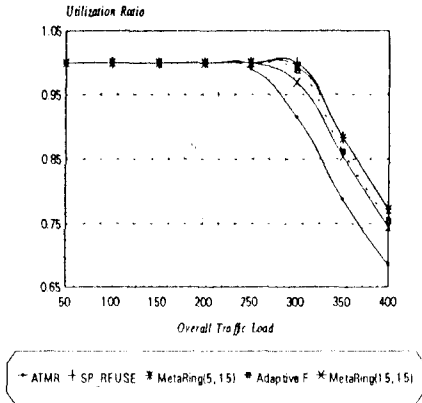


그림 4-6 기동 한상 변형시 각 트래픽에 따른 처리율

본 안코리즘의 경우에는 완전한 고정값 보장되지 않았지만 다중 부 링에서 나타나는 정도의 불공정성을 다소 완화시켰다. MetaRing의 경우 그 제어 파라미터인 최대 전송 허용치와 최소 전송 보장치의 값이 고정되어 있어 트래픽 상황등에 따라 성능이 크게 좌우된다는 것을 확인할 수 있었으며, 적응공정성 안코리즘의 경우에는 트래픽에 따라 최적의 파라미터로 바뀌어가는 것을 알 수 있다. 그림 4-9의 그 파라미터로 트래픽에 따른 W min 값의 변화를 나타낸 그림이다. 이 결과로부터 트래픽이 낮은 때의 W min 값은 초기값 5보다 줄어들며 트래픽이 증가함에 따라 W max에 근접하는 것이 확인되어진다. 또한 기동 한상을 검출 시 스테이션의 W min의 값이 그렇지 않은 스테이션의 W min보다 더 큰 값으로 나타나는 것으로 확인되었나.

액세스 지연에 민감한 트래픽이 존재하는 경우에는 공정성보다 지연 특성이 더 큰 변수로 작용하게 된다. 즉, 공정성을 보장하기 위해 제안된 안코리즘은 망 전체의 매체 액세스 지연을 희생시켰는데, 이를 보완하기 위해서 전송지연에 민감한 트래픽의 경우 다른 트래픽보다 우선순위를 두는 다중 우선순위를 이용한 방법을 적용하여 시분레이션을 수행하였다. 이는 액세스 지연에 민감한 트래픽(동기 트래픽)에 대해서는 전송지연의 예약과정을 거치면서 최대 전송 용량을 초과하지 않는 경우에만 예약을 받아들이는 전송하는 방법이며, 항상 비트율로 그 트래픽은 70% 정도로 고정시키고 앞서의 기동상태의 조건을 그대로 유지시키면서 이전의 트래픽 양을 동일하게 비동기 트래픽에 할당하였을 때의 전송지연 및 처리율을 나타낸 그림이 [그림 4-10]이다.

이동 비동기 트래픽의 트래픽에 상관없이 동기트래픽의 경우 처리율이나 지연 특성에 있어 비슷한 값이 유지되면서, 이전 얻어 전송능력을 이용하여 비동기 트래픽을 공정하게 처리하였음을 보여준다. 그 공정성에 대한 결과는 300%의 트래픽에 대해 [그림 4-11]에 나타내었다. 그 결과는 매우 높은 트래픽임에도 동기 트래픽에 대해서는 액세스 지연이 발생하지 않았고, 모든 트래픽이 처리된 반면, 비동기 트래픽은 상당한 액세스 지연이 발생됨을 알 수 있다. 그러나 그 처리율이나 지연 특성을 본 때에 공정하게 서비스 되었음을 확인할 수 있었다.

위의 결과로부터 제안된 안코리즘이 액세스 지연에 민감한 트래픽은 예약과정을 통한 상위의 우선순위 할당을 통하여 전송 지연 및 처리율면에서 양면한 처리가 이루어졌으며, 양의 전송능력을 이용하여 전송하는 비동기 트래픽의 경우 어느 한 스테이션으로의 집중없이 공정성이 보장되면서 서비스되었음을 입증할 수 있었다.

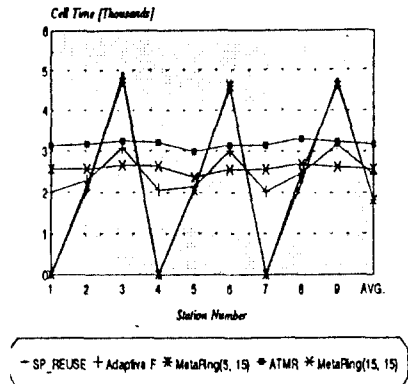


그림 4-7 트래픽 400%인 때 각 스테이션에 대한 매체액세스 지연

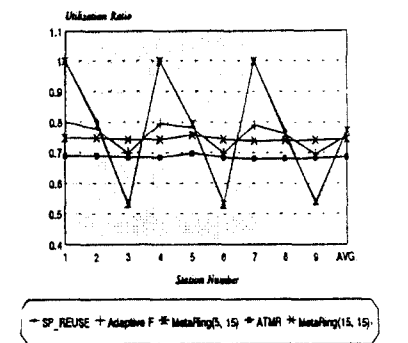


그림 4-8 트래픽 400%인 때 각 스테이션에 대한 처리율

V. 결 론

본 논문에서는 기존의 통신망을 통합하여 고속 멀티 미디어 통신이 가능하도록 하는 적용액세스망 프로토펬콜을 제안하고 그 성능을 분석하였다. 고속링 프로토펬콜인 MetaRing의 슬롯형 모드를 기본 구조로 하여 망의 상태에 따라 파라미터를 변경시킬 수 있도록 제안하였다. 기존의 고속 슬롯형 링 구조를 갖는 망들 중에서 공정성 알고리즘을 적용하지 않은 기본적인 링 및 ATMR, MetaRing, 그리고 제안된 직용 액세스제어 알고리즘에 대해 비교, 분석하였다.

제안된 알고리즘은 기구 현상의 발생 및 트래픽의 변화등에 대해 일정 처리율을 보장하면서 공정성을 유지함을 보였다. 또한, 우선순위 기법을 적용한 동기/비 동기 통합 제어 구조를 이용하여, 공정성을 적용하는 경우에 액세스 지연이 증가하는 단점을 해결하였다. 동기 트래픽에 대해서는 최소의 액세스 지연을 보장하고, 액세스 지연에 민감하지 않은 비동기 트래픽에 대해서는 모든 스테이션에 대해 동등한 전송기회가 보장되도록 하여 통합적 트래픽 제어가 가능함을 확인하였다.

본 연구는 ATM 망과의 접속이 고려되었기 때문에 기존의 망과 ATM 망과의 연동 구조로서 제시될 수 있으며, 실제 ATM 망의 구현 이전의 실험망으로도 운용될 수 있다. 그러므로, 향후 연동장치에 이용될 수 있는 구조를 제시하고, 가장 기본적인 기능을 갖는 소규모의 ATM 실험 시범망을 구성함으로써 기존망의 통합 및 궁극적으로는 ATM 망의 구현시 가입자망에 응용될 수 있을 것으로 기대된다.

참 고 문 헌

- [1] 최분기, "광대역 가입자 액세스망 기술동향", Vol. 2, No. 9, Telecommunications Review, pp.52-69, 1992.
- [2] 권순철, 최두현, "가입자 망에서의 동기식 전송기술 개요", Vol. 20, No. 4, 전자공학회지, pp.45-55, 1993.
- [3] Specification of the Asynchronous Transfer Mode Ring Protocol, ISO/IEC JTC/WG6, Sep. 1990.
- [4] H. Kasahara, K. Imäi, N. Morita, and T. ITO, "Distributed ATM ring based switching architecture for MAN and B-ISDN access network", Proceedings of the IFIP TC6 Workshop on

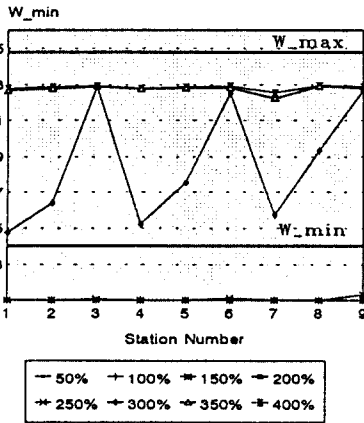


그림 4-9 트래픽에 따른 스테이션별 W\_min

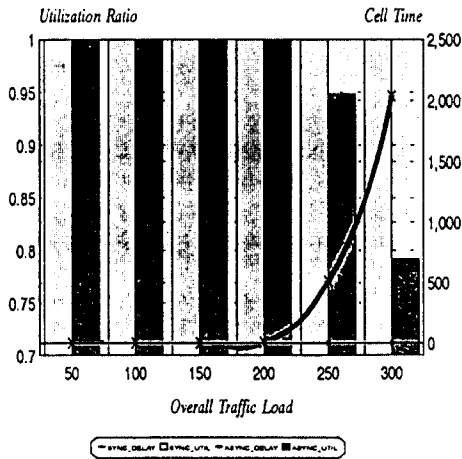


그림 4-10 통합 트래픽에 대한 처리율 및 액세스 지연 특성

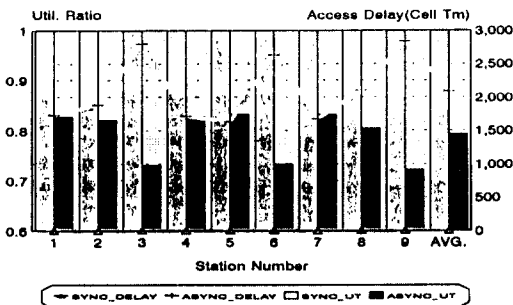


그림 4-11 트래픽 300%일 때의 스테이션별 통합 트래픽

Broadband Co- mmunications, pp.89-99, 1992.

[5] H. Wu, Y. Ofeck and K. Sohraby, "Integration of Synchronous and Asynchronous Traffic on the MetaRing Architecture and its Analysis", Nov. 1991.

[6] J. Chen, H. Amid, and Y. Ofeck, "Performance Study of the MetaRing with Gb/s links". Proceedings of the IFIP TC6 Workshop on Broadband Communications, pp.89-99, 1992.

[7] F. E. Ross, "An Overview of FDDI: The Fiber Distributed Data Interface", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.7, No.7, pp. 1043-1051, 1989.

[8] I. Cidon and Y. Ofeck, "MetaRing-A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse", IEEE Transaction on Communications, Vol. 41, No. 1, pp. 110-120, 1993.

[9] Maurice Gagnaire, "Analysis of Fairness on the Metering Gigabit/s network", Local Communication Network, 1993.

[10] Cherbonnier, J. Le Boudec, and H. Linh Truong, "ATM Direct Connectionless Service" IEEE ICC, pp.1859-1863, 1993.

[11] Donald F. Box, Duke P. Hong and Tatsuya Suda, "Architecture and Design of Connectionless Data Service for Public ATM Network", ICC, 1993.

[12] C. Dennis Pegden, "Introduction to SIMAN", System Modeling Corporation, 1987.

본 논문은 한국학술진흥재단의 '93년도 신진연구인력 연구비지원에 의하여 이루어졌음

姜文植(Moon Sik Kang) 정회원  
1961년 1월 13일생  
9월호 참조하세요.  
※주관심분야 : 고속통신망,  
B-ISDN, 트래픽  
제어

李相憲(Sang Heon Lee) 정회원  
1992년 2월 : 연세대학교 전자공  
학과 졸업(공학사)  
1994년 2월 : 연세대학교 대학원  
전자공학과 졸업  
(공학석사)  
1994년 3월 ~ 현재 : 연세대학교  
대학원 전자공학과  
박사과정 재학중

李相培(Sang Bae Lee) 정회원  
제18권 제3호 참조  
현재 연세대학교 전자공학과 교수