

H  
028.6f  
7 367a

碩士學位論文

# ATM 網에서의 PBS를 利用한 셀 優先 順位 制御

濟州大學校 大學院

情報工學科



제주대학교 중앙도서관  
JEJU NATIONAL UNIVERSITY LIBRARY

高 榮 皓



1996年 12月

# ATM 網에서의 PBS를 利用한 셀 優先 順位 制御

指導教授 安基中

高 榮 皓

이 論文을 工學 碩士學位 論文으로 提出함

1996 年 12 月

高 榮 皓의 共學 碩士學位 論文을 認准함

JEJU NATIONAL UNIVERSITY LIBRARY

審査委員長 \_\_\_\_\_

委 員 \_\_\_\_\_

委 員 \_\_\_\_\_

濟州大學校 大學院

1996 年 12 月

**Cell Priority Control in ATM  
Networks using Partial Buffer Sharing Scheme**

**Young - ho Koh**

**(Supervised by professor Khi - Jung Ahn)**

**A THESIS SUBMITTED IN PARTIAL FULFILLMENT  
REQUIREMENTS FOR THE DEGREE OF MASTER OF E**

**DEPARTMENT OF INFORMATION ENGINEERIN  
GRADUATE SCHOOL  
CHEJU NATIONAL UNIVERSITY**

**1996. 12.**

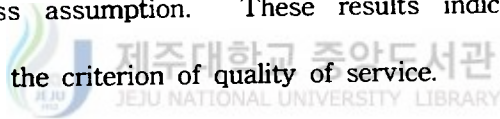
# 차 례

Summary .....	1
I. 서 론 .....	2
II. ATM 망에서의 트래픽 제어 기술 .....	6
1. 트래픽 특성과 셀 구조 .....	6
2. 파라미터 특성 .....	8
3. 트래픽 제어 방식 .....	9
1) 망 자원 관리 .....	9
2) 고속 예약 방식 .....	10
3) 연결 수락 제어(CAC) .....	10
4) 파라미터 제어(UPC/NPC) .....	11
5) 폭주 제어 .....	17
6) 우선 순위 제어 .....	17
III. PBS를 이용한 셀 우선 순위 제어 .....	23
1. 제안 PBS 모델 .....	23
2. 제안된 모델의 이론적 해석 .....	25
IV. 수치해석 결과 및 시뮬레이션 .....	34
1. 시뮬레이션 모델 .....	34
2. 수치해석의 결과 및 분석 .....	35
3. 수치해석의 결과와 시뮬레이션의 결과 비교 .....	44
V. 결 론 .....	47
부 록 .....	48
참 고 문 헌 .....	59

## Summary

The PBS(Partial Buffer Sharing) space priority mechanism is one of the priority control methods which may improve the performance of a single server queueing system when mixed traffic with different performance requirements is applied to the system.

This paper analyzes the cell loss behavior of PBS assuming loss sensitive and delay sensitive traffics are applied to the system. To derive the successive cell loss probabilities, which are an important performance measure of realtime traffic, we develop a recursive algorithm. Performance results show the successive cell loss probabilities obtained by our method are larger than the probabilities derived from an independent cell loss assumption. These results indicate the increase of the admissible load with the criterion of quality of service.



# 1. 서 론

최근 멀티미디어 서비스에 대한 수요가 증가함에 따라 오디오, 비디오 등과 같은 멀티미디어 트래픽을 효율적으로 처리할 수 있는 통신 프로토콜에 대한 관심이 집중되고 있다. 멀티미디어 통신에서는 기존의 데이터 통신과 달리 여러 형태의 트래픽을 동시에 취급해야 하기 때문에, 각 트래픽 특성에 따른 데이터 처리가 요구된다.

ATM(Asynchronous Transfer Mode)은 모든 정보를 셀(cell)이라는 고정 길이의 짧은 패킷에 실어서 전송하는 멀티플렉싱/스위칭 기술로서 광대역 종합 통신망(Broadband Integrated Services Digital Network : B-ISDN)에 가장 적합한 전송 방식으로 각광을 받고 있다. 또한, ATM은 효율적인 대역폭 할당, 다양한 서비스 수용성 등의 장점으로 멀티미디어 트래픽에 적합하다고 알려져 있다(McDysan, 1995). 이러한 전송방식을 이용한 ATM 망에서는 연결 설정시에 각 연결이 요구하는 최대 전송률보다 낮은 대역폭을 할당하는 통계적 멀티플렉싱에 의해 한정된 대역폭을 효율적으로 사용하기 때문에 망 상에서 보다 많은 연결 설정이 가능하지만, 이로 인하여 망 상에 과도한 트래픽을 발생시켜 통신 서비스의 질 저하를 유발시킬 수 있다(Bae 등 1990). 그러므로 ATM 네트워크에서 과도한 트래픽에 의해 발생할 수 있는 네트워크의 혼잡을 해결할 수 있는 트래픽 제어 기능이 요구되며, 특히 여러가지 트래픽이 혼재하는 멀티미디어 트래픽에서 실시간 특성 및 셀 손실 허용률과 같은 특성에 따라 트래픽을 분류하고, 이를 바탕으로 한 트래픽 제어가 반드시 수행되어야 한다(Rothermel, 1990).

Trajkovic 등(Lazar, 1990)(Trajkovic 등 1992)은 전송 특성을 바탕으로 멀티미디어 트래픽을 Table 1과 같이 세 개의 클래스로 분류하였다.

Table 1. Classification of the multimedia traffic

클래스	특 성	종 류
I	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 실시간 트래픽</li> <li>· 0%의 셀 손실</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 비디오 (고화질)</li> <li>· 실시간 데이터</li> </ul>
II	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 실시간 트래픽</li> <li>· 약간의 셀 손실 허용</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 오디오</li> <li>· 비디오(저화질)</li> </ul>
III	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 비실시간 트래픽</li> <li>· 0%의 종단간 셀 손실</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>· 기존 데이터</li> <li>· 파일 전송</li> </ul>

표 1에서 클래스 I 과 클래스 II는 실시간 트래픽으로서 전송 지연에 민감하기 때문에 제한된 시간 내에 데이터가 목적지까지 도달되지 않으면 전송 의미를 상실하게 된다. 따라서, 실시간 트래픽에 대한 서비스의 품질을 높이기 위해서는 시간 우선 순위의 서비스 방법을 필요로 하게 된다. 반면, 클래스 III는 약간의 셀 지연은 허용되지만, 셀 손실에는 매우 민감하기 때문에 낮은 셀 손실률을 요구하는 손실 우선 순위의 서비스 방법이 필요하게 된다. 그러므로, 실시간형 데이터와 비실시간형 데이터의 전송처리는 전체 서비스 측면에서 Trade-off 관계를 형성한다.

Kroner(Kroner 등 1990)는 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽이 혼재된 환경하에서 우선 순위 제어 방법으로 PBS(Partial Buffer Sharing)를 소개하였다. PBS 방법은 데이터의 특성에 따라 버퍼에 임계치를 주어 버퍼에 대기중인 셀의 수가 임계치 이하이면 도착하는 모든 종류의 셀을 버퍼에 저장하고, 임계치 이상이면 우선 순위가 낮은 셀을 폐기시키고 우선 순위가 높은 셀만 저장시키는 방법이다. 즉, 버퍼에 저장할 수는 있으나 시간 지연에 의해 손실된다고 볼 수 있는 실시간 도착 셀을 폐기시킴으로써 그러한 손실과는 무관한 비실시간 트래픽에 대한 서비스의 기회를 확대하고자 하는 것이다. 그러면, 비실시간 트래픽에 대한 손실률을 감소시키고 실시간 트래픽에 대한 지연시간을

단축시킴으로써 전체 서비스 효율을 높일 수 있을 것이다. 그러나 본 논문에서는 이제 까지 수행된 두 단계의 우선순위와 달리 세 단계의 우선 순위를 갖는 트래픽 제어를 제안하고 분석한다. 왜냐하면 다양한 트래픽 특성의 멀티미디어 서비스들을 수용하는 ATM 망에 있어서는 다양한 서비스 품질에 관한 요구 사항을 충족시키기 위해 더 많은 유연성이 요구되어지기 때문이다.

영상 통신이나 비디오와 같은 실시간 트래픽의 전송에 따른 서비스는 단일 셀의 손실 보다는 연속되는 셀의 손실에 더욱 민감하다. 따라서, 실시간 트래픽의 처리에 있어서 서비스 품질에 대한 척도는 셀의 처리에 따른 연속성을 배제하지 않은 가정을 토대로 이루어지는 것이 바람직하다. 초기의 연구는 각 셀간의 손실에 대한 사건은 독립이고 모든 셀의 손실률이 동일하다는 가정하에서 이루어져 왔다. 하지만 버퍼의 오버플로우에 의한 셀 손실에는 실시간 트래픽의 경우 강한 연속성이 존재할 수 있음을 느낄 수 있다. 그러므로, 셀 단위의 손실 정보를 분석하기 보다는 인접된 셀의 손실의 상관 관계를 고려한 여러 개의 셀로 구성되는 임의의 블록 내에서의 셀 손실에 대한 분포를 분석하는 것이 바람직하다.

본 논문에서는 ATM 통신 노드(스위치, 다중화기 등)에서 우선권 셀을 다루는 버퍼의 큐잉 시스템을 연구한다. 즉, 하나의 서버에 의한 고정된 크기의 버퍼를 지나는 시스템에 대하여 위에서 언급한 세 트래픽의 포아송 도착 프로세서를 가정하고, PBS 방법 하에서 고정된 크기의 블록내에서 손실되는 셀의 갯수에 대한 확률 분포를 분석하고자 한다. 우리의 결과는 셀의 손실에 대한 독립성을 가정한 분석적 방법이 연속 셀 손실 확률을 부정확하게 산출할 수 있다는 것을 제시하고 있으며 실시간 트래픽의 품질은 연속 셀 손실에 더욱 민감하므로 PBS 성능의 개선 효과가 기대한 것보다 작다는 것을 보여 주고 있다. 그러나 트래픽의 특성을 이용하면 PBS 방법이 시스템이 제공할 수 있는 허용 부하를 증가시킬 수 있다는 것을 관찰하였다.



II 장에서는 ATM 망에서의 트래픽 제어 방식에 대하여 기술하고, III 장에서는 제안한 모델을 이론적으로 해석한다. 그리고 IV 장에서는 분석된 결과를 토대로 PBS 서비스 방법의 유용성과 셀 손실의 버스티성을 탐색한다. 이를 위해 수치해석의 결과와 시뮬레이션 결과를 비교하고 독립의 가정하에서 얻어진 결과와 비교한다. V 장에서는 본 연구의 결론을 제시한다.



제주대학교 중앙도서관  
JEJU NATIONAL UNIVERSITY LIBRARY

## II. ATM 망에서의 트래픽 제어 기술

ATM은 망자원 이용의 효율성과 함께 각 응용에서의 다양한 성능 요구 조건을 효과적으로 제공해 주는 B-ISDN의 교환 및 다중화 기법이다. ATM에 기초한 B-ISDN의 구성을 위해서는 망에 요구된 QoS(Quality of Services)를 보장할 수 있는 효과적인 트래픽 제어 방법이 필요하다.

트래픽 제어의 목표는 QoS 클래스가 장래의 B-ISDN 서비스를 만족하도록 하고, AAL(ATM Adaptation Layer) 프로토콜 및 응용에 관계되는 상위계층에 의존하지 않도록 하며, 망 및 시스템 종단의 복잡성을 최소화시켜 망 효율을 극대화 하는 것이다. 트래픽 제어는 망 자원의 할당 메카니즘 및 개별 트래픽 소스의 특성과 밀접한 관련이 있다.

### 1. 트래픽 특성과 셀 구조



B-ISDN/ATM 트래픽의 특징으로는 다양성, 가변성, 전송속도의 광역성 등을 들 수 있다. 다중화된 서비스는 잠재적으로 크고 다양한 지연에 견딜 수 있어야 한다. 그러나 각종 데이터 망에서 패킷들이 다중율로 전송되는 경우, 모든 데이터에 대역폭이 공평하게 할당되지 않기 때문에 버퍼링의 효율을 높이기 위해서는 서비스의 다중화가 필요하다. 또한 ATM 트래픽의 형태는 버스트 특징, 전송지연 및 셀 손실율에 대한 민감도 등으로 분류할 수 있다.

ATM 전송의 기본 단위인 셀은 Fig. 2-1과 같이 5 byte의 셀 헤더구간과 48 byte의 사용자 정보구간으로 구성 된다. UNI(User-Network Interface)와 NNI(Network-Node

Interface)의 셀 구조는 Fig. 2-1에서 보는 바와같이 약간의 차이점이 있다.

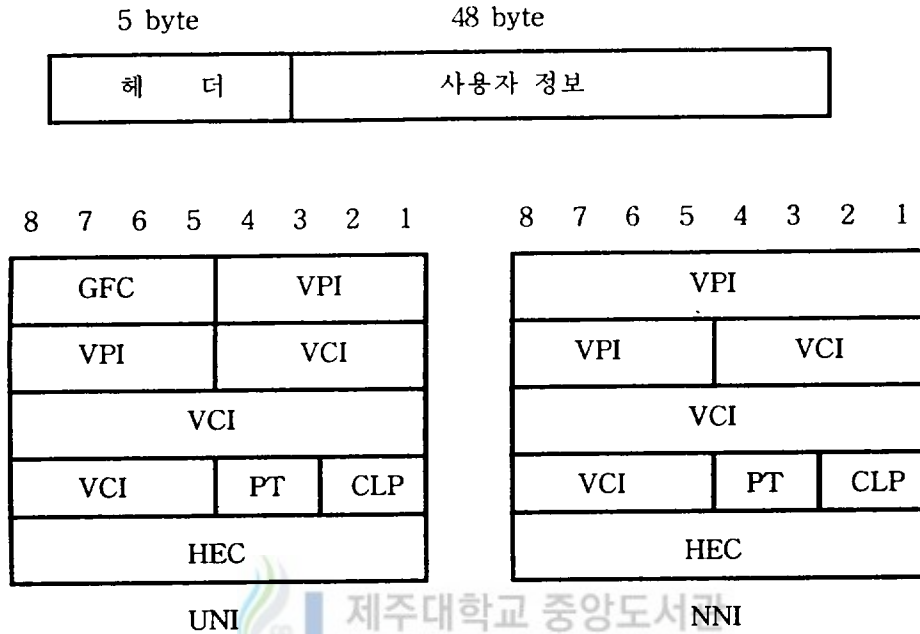


Fig. 2-1. ATM Cell Structure

UNI에서 사용되는 GFC(Generic Flow Control) 구간은 사용자 장치에서 생성되며, 망에 연결된 트래픽에 대해 흐름제어를 제공하는 4-bit 필드이다. 주요 기능으로는 매체접속 제어, CBR(Constant Bit Rate) 서비스에 대한 셀 지터의 감소, VBR(Variable Bit Rate) 서비스에 대한 공정한 용량 할당, VBR 흐름에 대한 충돌 제어 등이 있다. 또한 연산 방식에는 사용자가 망으로 보내는 트래픽에 대하여 아무런 영향을 주지 않는 비제어 접근 방식과 사용자에게 의해 발생된 셀들의 흐름이 UNI에서 제어되는 제어 접근방식의 두가지가 있다.

8 또는 12 bit로 구성된 VPI(Virtual Path Identifier)와 16 bit로 구성된 VCI(Virtual

Channel Identifier)는 한 셀의 경로배정을 위한 라우팅 정보를 포함한다. PT(Payload Type)는 사용자 정보인지의 여부를 판별하는데 사용되고, CLP(Cell Loss Priority)는 체증 발생시 셀의 우선순위를 나타내기 위해 사용된다. HEC(Header Error Control)는 셀 헤더의 CRC(Cyclic Redundancy Check)를 위한 구간으로서 셀 오류의 감지 및 정정과 셀 헤더의 판별에 사용된다(Onvural, 1993).

## 2. 파라미터 특성

ATM 망은 다양한 특성을 가지는 트래픽들의 효율적인 제어를 위해 요구된 호의 트래픽 특성에 대한 정보를 필요로 한다. 트래픽 파라미터는 ATM 연결의 트래픽 특성을 나타내는 것으로 ITU-T에서는 트래픽 파라미터를 “특정 트래픽의 특징을 표현하는 인자”로 정의하고 있다. 트래픽 특성을 나타내는 대표적인 트래픽 파라미터들을 보이면 다음과 같다(CCITT, 1991)(Moller, 1993).

### ① SCR 및 BT :

- 기본이벤트 : 등가 단말기 내에서의 ATM-PDU(Protocol Data Unit)전송 요청.
- ATM 연결의 SCR(  $R_s$ )와 BT(  $\tau_s$ )는 위의 기본 이벤트 발생시 GCRA (  $T_s, \tau_s$ )에 의해 정의된다.  $R_s$ 는 GCRA의 증가 파라미터  $T_s$ 의 역이며,  $\tau_s$ 는 GCRA의 한계 파라미터이다.

### ② PCR(최대 셀 전송속도) : 최소 셀 도착시간 간격의 역수.

### ③ ACR(Average Cell Rate : 평균 셀 전송속도) : 연결기간 중의 총셀수/연결지속 시간.

### ④ Burstiness(버스트성) : Peak Bit Rate/Average Bit Rate.

### 3. 트래픽 제어 방식

ATM 전송 방식은 그 특성상, 연결 수락시 셀 전송 속도를 협상하게 되는데 일단 접속이 된 후 협상된 최고 또는 평균 셀 전송 속도를 고의적으로 위반하거나 동시에 다수의 소스로 부터 트래픽이 발생할 경우 망이 폭주상태가 되어 동작 불능상태에 빠지게 된다. 따라서 이를 위해 트래픽 제어가 필요하다. 트래픽 제어동작에는 크게 트래픽 제어와 폭주제어로 나누어지는데, 트래픽 제어란 망이 폭주상태로 가는 것을 막기 위해서 망이 취하는 일련의 제어 동작을 총칭하는 말이며, 폭주 제어는 이미 망이 폭주 상태에 빠진 상황에서 폭주의 정도 및 지속 시간을 줄이고, 폭주현상이 다른 망 요소에 미치는 영향을 극소화하기 위한 제어 동작을 말한다. 현재 이용되고 있는 트래픽 제어 기법들은 다음과 같다.

#### 1) 망 자원 관리



ATM 망의 자원은 전송, 스위치, 버퍼로 구성되고 이를 효율적으로 관리하여 사용자의 호 차단 확률을 줄여 서비스 품질을 향상시키고자 하는 것이다. 이와같은 자원관리는 최초 연결시의 전송 대역폭의 할당과 서비스 과정 중에서 발생하는 추가 대역할당 문제로 다룰 수 있으며 이는 가상 채널과 가상 경로에 기초한 제어 기법을 사용함으로써 해결할 수 있다. 따라서 전송 노드에서의 처리가 줄어들게 되어 빠르고 효율적인 제어를 할 수 있게 된다. 전송 노드에서는 단지 가상 채널 식별자와 가상 경로 식별자가 등록되어 있는지를 참조함으로써 빠른 경로 배정 기능을 수행할 수 있게 된다. 대역폭 할당은 최대할당이나 통계적 할당 방식을 채택할 수 있으나 입력 트래픽의 통계적 특성에 의하여 최적의 대역폭을 할당하는 통계적 할당 방식이 바람직하다. 가상 채널의 형성

은 최초 호 접속 요구시 출발지와 목적지간의 가상 채널이 존재하지 않으면 가상 채널을 형성하고 그렇지 않을 경우에는 기존 채널의 대역을 검사하여 요구되는 서비스를 지원하기에 충분할 경우에는 접속을 허가하게 되고 충분하지 못할 경우에는 가상 채널 접속 요구를 거부하게 된다. 한편 가상 경로 접속시에는 그 경로를 계산하여 대역을 할당하고 그 연결 상태에 대한 정보를 저장하여야 한다. 또한 각각의 가상 채널 연결에 대하여 망 노드내의 프로세서들은 목적지까지 충분한 대역을 가지는 경로의 존재 여부를 점검하여 가상 경로와 가상 채널의 상태 정보를 저장한다.

## 2) 고속 예약 방식

이 방식은 정보가 발생할 때마다 대역의 설정과 해제를 되풀이 함으로써 대역 사용 효율을 향상 시키는 방법이다. 사용자는 대역 설정 요구시 고속 자원관리 셀을 이용하여 필요한 대역을 요청하고 셀을 전송한다. 이 방식에는 망으로부터 긍정적인 응답을 받은 경우에만 셀을 전송할 수 있는 방식과, 망으로부터의 응답과는 관계없이 셀을 전송하는 두가지 방식이 있다.

## 3) 연결 수락 제어(CAC)

이 방법은 사용자가 연결 성립에 필요한 자원을 망에 신고하여 망이 이것을 수락하고자 할 경우, 이미 설정된 연결에 대한 서비스 품질을 고려한 후, 새로운 연결에 대하여 망 자원을 할당할 수 있는지의 여부를 결정하는 방법이다. 연결 수락 제어의 기능 저하에 크게 영향을 미치는 요소로 다중화 장치 등에 의해 셀 지연 변이(CDV:Cell Delay Variation)가 발생하는 경우를 들 수 있다.

#### 4) 파라미터 제어(UPC/NPC)

사용자 변수 제어(UPC)/망 변수 제어(NPC)는 망이 사용자의 트래픽을 트래픽량과 셀 경로 유효성의 측면에서 감시하고 조처하는 것으로, 그 주요 목적은 악의 또는 고의가 아닌 잘못으로 인하여 망 자원이 손상을 입는 것을 방지하는 데 있다. 즉, 사용자의 트래픽 변수가 호 설정시 협상했던 것을 벗어나게 되는지의 여부를 감시하여, 상응하는 조처를 취하는 것이다. 연결 감시는 UNI 혹은 망 접면(NNI)을 지나는 모든 연결에 대해서 적용되며, UPC/NPC는 사용자 VCC/VPC 및 신호용 가상 채널에 적용된다. UPC/NPC의 감시 내용으로는 VPI/VCI값의 유효성을 확인하고, VP 및 VC에 대한 트래픽량을 감시하며, 접속 링크의 전체 트래픽량을 감시하는 것 등이다. 따라서, 사용자 변수 제어(UPC) 알고리즘은 불법적인 트래픽 상황을 감지하는 능력, 확인된 변수의 제한 범위 초과 여부를 변별하는 능력, 변수 사용 위반에 대한 신속한 대응 능력, 구현의 용이성 등을 구비하여야 한다. 이 때 사용자 변수는 연결 수락 제어에 사용했던 트래픽 특성 변수들의 전부 또는 일부가 될 수 있다.

UPC/NPC는 망 내에서 이루어지는 것이 원칙이고, 트래픽 변수는 될 수 있는대로 신호원에 가까운 곳을 기준으로 정의한다. 그런데 신호원에서 나온 정보가 셀로 패킷화되면서부터 각 셀에 있는 정보가 겪는 지연이 달라지게 된다. 이 지연은 각 셀이 GFC 프로토콜로 다중화되는 것을 시초로 하여 UPC가 이루어지는 지점까지 가는 과정에 여러 차례 다중화되면서 변하게 되며, 이것을 셀 지연 변이라 부른다. 그러므로 신호원에서 나올 때는 셀이 호 설정시 결정된 사항에 어긋나지 않으면서도 UPC가 이루어지는 곳에도 도착할 때에는 어긋날 수가 있다. 이러한 셀 지연 변이를 감안하여 모든 트래픽 제어 기능들이 이루어져야 한다. 이와같은 대표적인 감시 알고리즘은 다음과 같다.

▶ Leaky Bucket Algorithm(LBA)

Leaky Bucket 알고리즘은 각각의 가상 채널에 대해 가상 채널 계수기와 이를 위한 트래픽 임계치 및 평균 셀 율에 의한 계수 증가율로서 구성되며 이때 가상 채널의 계수기는 각각의 트래픽에 따른 평균 셀 율로 그 임계치까지 증가되고 셀 도착시는 1씩 감소하게 된다. 따라서 계수기 값이 0으로 되는 경우는 협상된 평균 셀 율을 위반한 것으로 간주되어 도착 셀들을 태그하거나 폐기한다. 그 제어과정은 Fig. 2-2와 같다. 여기서 입력 셀들은 토큰 풀(token pool)에 호 접속시 협상된 평균 셀 율에 따른 토큰이 있을 경우에만 처리되어 망으로 전송된다.

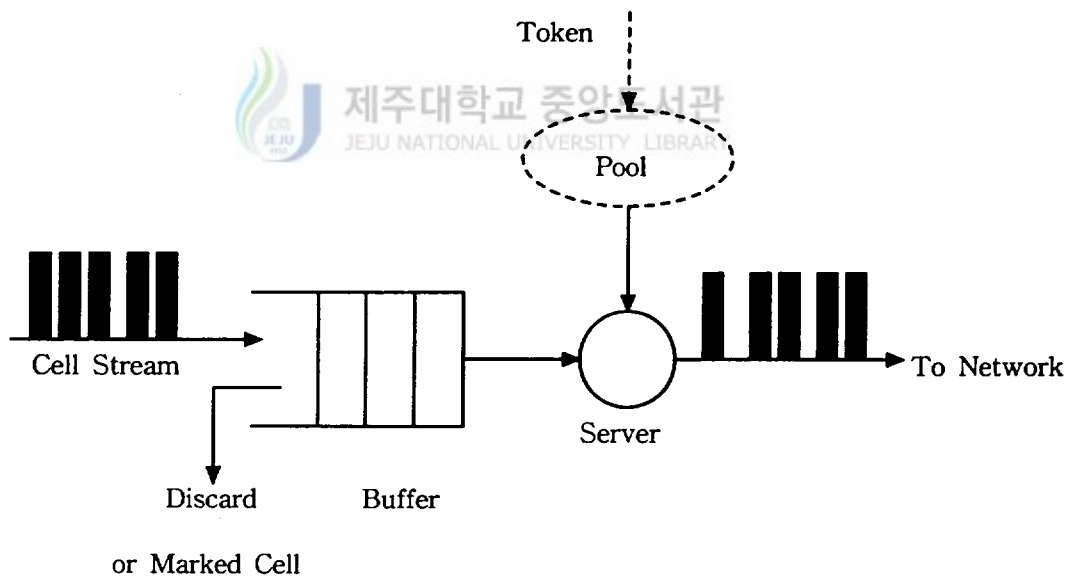


Fig. 2-2. Control scheme of Leaky Bucket algorithm



그러나 이와같은 Leaky Bucket 알고리즘은 가변 비트율 트래픽에 대한 계수기 운용의 복잡성, 트래픽의 버스티한 특성에 따른 Bucket 크기 증가 및 이에 따른 하드웨어 구현의 어려움, 입력 버퍼에서의 셀 지연 야기, 고정된 leaky rate에 따른 대역 이용의 비효율성과 이에 따른 통계적 다중화에의 효과 감소 등의 문제점을 안고 있다.

▶ Virtual Scheduling Algorithm(VSA)

Fig. 2-3에서는 VSA를 보여주고 있는데,  $T$ 는 호 설정시 사용자와 망 사이에 협상된 셀간 최소 전송간격을 의미하고,  $\tau$ 는 셀 지연 변이에 의한 기능저하를 개선하기 위해 도입된 허용오차를 나타낸다. 셀 도착시간  $t$ 는 기준선인 이론적 셀 송출 시간 TRT에 의해 관리되며,  $t$ 값이  $X = TRT + T$  보다 크면 셀이 통과되고, 그렇지 않은 경우에는  $t$ 값에 허용오차  $\tau$ 를 더한 값이  $X$ 보다 작을 때에만 그 셀은 폐기된다.

Guillemin 등은 VSA에 기초하여 Cell Spacing Algorithm을 도출하였는데, 여기에서 사용한 세가지 시간 변수는 다음과 같다(Guillemin, 1992).

- ① TRT : cell Theoretical Re-emission Time, 실수 변수, 버퍼링 될 때 연속된 두 셀들 사이의 Spacing 값을 보장하기 위해 셀을 TRT 전에 재송출 할 수 없다.
- ② ART : cell Actual Re-emission Time. 정수 변수, 셀의 재송출 시간이 TRT 전에 스케줄링 되어 있는 경우에 ART를 사용한다. 이 때 ART는 TRT 다음에 재송출 가능한 시간이다. 또한 ART는 실제로 슬롯과 같은 매체를 통해 전송되기 때문에 정수 변수로 표기된다.

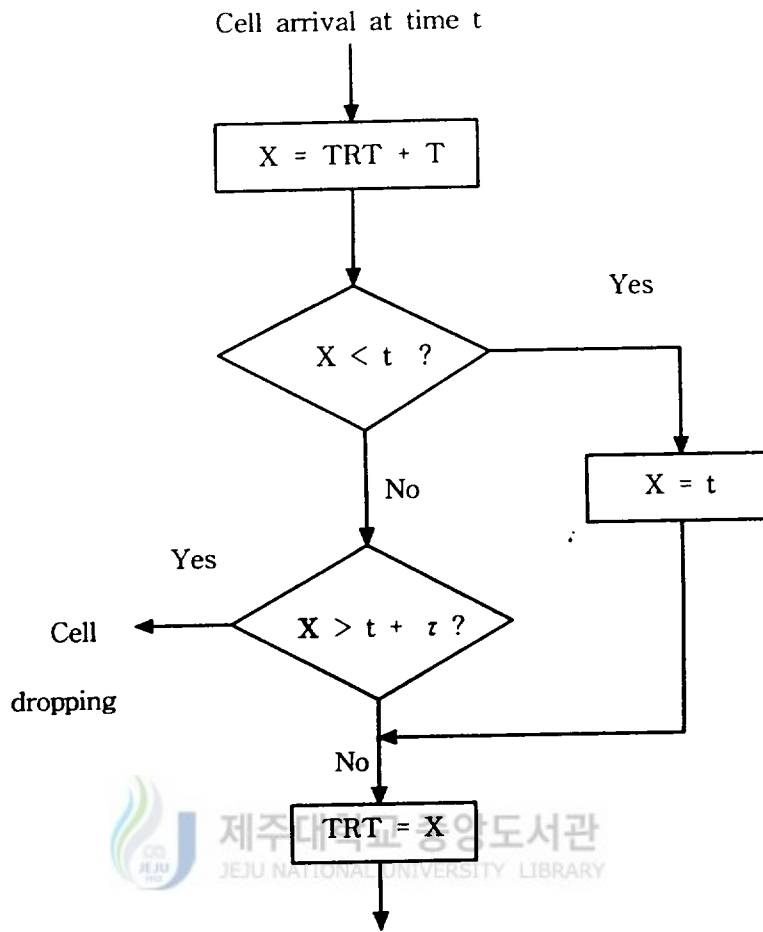


Fig. 2-3. Virtual Scheduling Algorithm

③ LRT : cell Last Re-emmission Time, 실수 변수, Space-Controller의 연결 동작을 위한 가변수이다. Spacing Algorithm에 의해 TRT값이 할당된다.

망으로 진입하는 각 셀들은 Spacing Algorithm 내의 Space-Controller에 의해 구해진 두 개의 연속된 셀 사이의 최소 Spacing 값과 함께 버퍼링 된다. 각 가상 연결은 할당

할 수 있는 버퍼의 크기가 제한되어 있기 때문에 자원이 협상된 최대 셀 전송속도를 만족하지 못하거나 Jitter의 영향이 매우 클 경우 도착한 셀들은 버려진다. 버퍼링시 충돌이 일어날 경우 TRT는 다음 동작을 하지 않기 때문에 ART가 그 다음의 가능한 슬롯과 통신함으로써 연결기능을 수행한다. Cell Spacing Algorithm은 시간변수로 TRT 하나만 사용하여 감시 기능을 수행하는 VSA에 몇 가지 변수를 추가함으로써 감시의 성능을 개선한 알고리즘이다(Guillemin, 1992).

#### ▶ Jumping Window(JW)

JW 메카니즘은 일정 기간동안 발생한 셀의 개수를 제한하는 방법으로서, 이 일정기간을 윈도우 크기(window size : T)라 하며, T 시간 이후에 새로운 윈도우가 시작되는 메카니즘을 말한다. 즉 새로운 윈도우는 바로 이전 윈도우의 마지막에서 다시 시작하고, 계수기는 초기치 0 에서 재시작 한다. 따라서 셀이 도착할 때 마다 셀 계수기 값은 0 에서 윈도우 크기까지 변화한다.

이 메카니즘을 구현하기 위해서는 윈도우의 크기를 나타내는 시간 측정기와 윈도우 기간에 발생하는 셀의 개수를 세는 계수기가 필요하다. 윈도우 기간 내에 셀이 발생할 때마다 계수기를 1씩 증가시키고 윈도우가 끝나면 계수기의 값을 0으로 하는 새로운 윈도우가 시작된다. 최대 허용 셀 개수를 초과하여 발생하는 셀은 폐기하고, 윈도우 크기와 윈도우 내에 발생하는 최대 허용 셀 개수를 나타내는 한계 값들로써 소스 트래픽을 감시한다. 한계값은 하나의 윈도우 크기에서 발생한 최대 셀의 개수 N을 의미한다. 이 밖에도 윈도우의 첫 부분을 셀이 도착하는 시간과 동기시켜 윈도우가 시작하도록 하는 TJW(Triggered JW) 메카니즘이 있다(Rathgeb, 1991)(Shimokoshi, 1993).

▶ Sliding Window(SW)

SW 메카니즘은 일정한 크기의 윈도우 T가 시간축을 따라 이동될 때 윈도우 내에 셀이 발생할 때마다 계수기를 1씩 증가시키고, 이전에 발생한 셀이 현재의 T를 벗어나면 계수기를 1씩 감소시킴으로써 지난 T 동안 통과된 셀 수를 계수기 값에 의해 알 수 있게 하는 메카니즘이다. T 기간동안 발생할 수 있는 최대 허용 셀 개수를 N이라 하면 계수기의 값이 N일 때 발생한 셀은 폐기 또는 위반 표시를 함으로써 트래픽을 감시하는 방법이다. SW 메카니즘은 T 기간동안 발생한 셀의 개수와 각 셀의 도착시간에 대한 정보를 기억하고 있어야 하므로 JW 메카니즘보다 하드웨어 구현이 어렵다. SW의 카운터 범위가 0 부터 N 까지 일 때, SW값과 N값 보다 더 큰 값을 상한선으로 한 일반화된 SW 알고리즘의 성능을 비교 분석한 결과, 일반화된 알고리즘의 셀 처리율이 더 개선된 결과를 얻었다(Lague 등 1992).

▶ Exponentially Weighted Moving Average(EWMA)

EWMA 메카니즘은 JW 메카니즘과 같이 연속된 일정간격 크기의 윈도우를 사용한다. JW 메카니즘에서는 각 윈도우에서 허용되는 최대 셀 개수가 변하지 않는 것에 반해, EWMA 메카니즘에서는 현재 윈도우에서 허용되는 최대 셀 수가 이전 윈도우에서 발생한 셀 수에 따라 변하게 된다. 즉, 이전 윈도우에서 셀이 최대 허용 개수보다 작게 발생하면 현재 윈도우에서의 최대 허용 셀 개수는 적절한 계산에 의해 구해진 값 만큼 감소 하게 된다. JW에서의 N은 각 윈도우 내에서 수락된 셀들의 평균 개수에 대한 함수로 나타내는 반면, EWMA는 지수적 가중 함수로 표현 되어진다. EWMA 메카니즘의 성능은 event-by-event 시뮬레이션 등의 방법을 사용하여 평가할 수 있다(Rathgeb, 1991).

## ▶ Peak Counters(PC)

PC 메카니즘은 평균 계수기와 최대 계수기로 구성된다. 평균 계수기는 평균 계수기 기준값( $T_a$ ), 최대값( $Q$ ), 그리고 감소율( $B_a$ )을 이용하여 입력 소스 트래픽의 평균 비트율을 감시한다. 최대 계수기는 최대 계수기 최대값( $T_p$ )과 감소율( $B_p$ )을 사용하여 평균 계수기 값이 평균 계수기 기준값 이상되는 셀 수를 나타낸다. 셀이 발생하였을 때 평균 계수기의 값은  $T_a$ 보다 작으면 평균 계수기의 값을 1씩 증가하며,  $T_a$ 보다 크면 최대 계수기의 값은 1씩 증가한다. 또한 셀 발생시 평균 계수기의 값이  $Q$ 이거나 최대 계수기의 값이  $T_p$ 일 경우 이 셀은 폐기된다(Hsing, 1993).

## 5) 폭주 제어

통계적 다중화 기법을 사용하는 ATM 망에서는 사용자 트래픽의 버스티한 특성으로 인하여 망 노드의 과부하 상태가 초래될 수 있으며 이를 제어하기 위해서는 먼저 셀 헤더의 PTI(Payload Type Identifier)를 이용하여 망내 폭주 상태를 나타낸다. 제어 방법으로는 폭주 상황을 연결수락제어(CAC)에 반영하는 방법이 있고, 또는 사용량 파라미터의 매개변수값을 변경하는 방법(사용자가 보낼 수 있는 속도를 제한) 등이 고려된다.

## 6) 우선 순위 제어

ATM Network에서 우선순위 제어 기법에 관한 연구는 크게 큐에 도착한 트래픽의 우선순위에 따라 그 큐에 대한 접근을 제어하는 공간 우선순위(Space Priority) 제어 방식과 큐에 대기중인 트래픽의 전송 순서를 제어하는 시간 우선순위(Time Priority) 제어 방식으로 구분된다. 그리고 시간 우선 순위 방법은 다시 고정(Static or Fixed) 우선 순

위 기법과 동적 우선 순위(DPS:Dynamic Priority Scheduling)기법으로 나눌 수 있다.

시간 우선 순위 기법은 과잉 밀집이 발생되기 전에 미리 정해진 우선 순위 기법에 따라 제어하는 방법이다. 따라서 미연에 과잉 밀집 상태를 회피하는데 그 목적이 있다. 이에는 고정 우선순위 기법과 동적 우선순위 기법으로 분류할 수 있다.

고정 우선 순위 제어 기법은 항상 지연에 민감한 서비스에 높은 우선 순위를 부여하며, 서비스에 있어서 지연에 민감한 트래픽이 손실에 민감한 트래픽보다 항상 먼저 서비스 받는다. 이 방법으로는 고정된 우선 순위를 갖는 HOL(Head-of-the-Line)과 HOL에 클락(Clock)을 두는 HOL-PJ(HOL Priority Jump)등이 있다(Duke 등 1991).

동적 우선순위 제어 기법은 고정 우선 순위 기법의 단점인 낮은 우선 순위 셀들의 QoS 저하를 막기 위해 유연한 제어 방법을 고려했다. 이 방법에는 다음과 같은 것들이 있다.

▶ MLT(Minimum Laxity Threshold)

MLT는 실시간 트래픽, 비실시간 트래픽 클래스를 입력 트래픽으로 가정한다. 실시간 트래픽 셀의 이완값(Laxity)이란 그 셀이 큐에서 방출되기 전까지 남아 있는 시간으로 정의할 수 있다(Chipalkatti 등 1989). 이 실시간 트래픽 셀의 최소 이완성을 이용하여 서비스 받는 우선 순위를 정한다.

즉, 큐에 들어 있는 실시간 트래픽 셀의 최소 이완이 그 큐의 임계값  $L$ 보다 작거나 같으면 우선권을 실시간 트래픽에 주고 그렇지 않은 경우 비실시간 트래픽에 준다. 큐에 도달하는 실시간 트래픽 셀들에는 고정된 실시간 이완값인  $\tau$ 를 가지고 있으며 이 값은 만일 한 타임 슬롯이 지나갈 때마다 하나씩 감소한다. 만일  $\tau$ 값이 0이 될 때까지 큐에서 방출되지 않으면 그 실시간 트래픽 셀은 폐기된다. 임계값  $L$ 과 이완값  $\tau$ 의 관계는

$0 \leq L \leq z$ 가 되며 이 값을 정하는 것이 두 트래픽 클래스간의 성능에 균형점(Tradeoff)이 된다.

▶ QLT(Queue Length Threshold)

QLT 기법도 MLT와 마찬가지로 실시간 트래픽, 비실시간 트래픽 클래스를 입력 트래픽으로 가정한다. 이 방법은 비실시간 트래픽에 들어 있는 셀의 개수가 그 큐의 임계값 T보다 크면 비실시간 트래픽 셀에 우선권을 주고 그렇지 않은 경우 실시간 트래픽에 우선권을 주게 된다.

▶ DMLT(Double MLT)

일반적으로 ATM환경에서 실시간, 비실시간의 양분된 클래스로 트래픽을 단순히 나누는 것은 곤란하다. DMLT기법에서는 실시간 트래픽을 지터의 민감 정도에 따라 다시 두 개의 클래스인 실시간 트래픽1(RTT1)과 실시간 트래픽2(RTT2)로 나눈다.

이 방식은 실시간 트래픽의 최소 이완값이 모두 각각의 큐의 임계값보다 작은 경우 각각의 최소 이완값과 임계값의 비(Ratio)를 구하여 작은 쪽의 트래픽을 서비스하고 모두 큰 경우 비실시간 트래픽이 서비스를 받는다. 이 방법은 RTT의 손실률이 DQLT보다 낮다는 장점을 가진다(Jong 등 1994).

▶ DQLT(Double QLT)

DQLT기법은 비실시간 트래픽을 지터의 민감 정도에 따라 두 개의 클래스로 나누고 각각의 큐는 개별적인 임계값을 둔다. 이 방법은 DMLT와 달리 비실시간 트래픽들이 모두 각각의 큐의 임계값보다 작은 경우 실시간 트래픽을 서비스하고 모두 큰 경우 비실시간 큐에 들어 있는 셀의 개수와 그 큐의 임계값의 비를 구하여 큰 쪽의 트래픽에

서비스 우선권을 준다. 이 방법은 NRT의 지연 시간이 DMLT보다 작다는 장점을 가진다.

앞에서 살펴본 동적 우선 순위 기법은 고정 우선 순위 기법에 비해 유연성을 가지고 망의 상황에 따라 우선 순위를 변형시켜 좀 더 트래픽의 QoS를 높이는 특징을 가진다. 하지만 향후 많이 사용할 서비스들인 음성, 비디오, 인터랙티브 데이터, 배치 파일 전송 등 세분화된 트래픽 서비스의 성격에 대해서는 적합하지 않은 단점이 있다.

MLT의 경우, 각 셀들에 대해 매 타임 슬롯마다  $\tau$ 값을 갱신해 주어야 하므로 그에 따른 복잡도가 증가하게 된다. 또한 입력 트래픽을 손실의 민감 정도에 따른 분류만을 가정하므로 지연, 지터 등의 여러 트래픽 특징 요소에 부합되지 못하는 단점이 있다. 그리고 QLT는 MLT에 비해 단순한 구조를 가지는 장점이 있지만 이 방법 역시 MLT처럼 입력 트래픽 가정의 범위가 협소하다는 문제점이 있다.

DMLT 경우에는 실시간 트래픽을 지터에 민감한 성질과 둔감한 성질의 두 가지 트래픽인 비디오 및 음성소스로 나누어 서비스하므로 MLT 경우처럼 같은 큐에 실시간 트래픽만으로 들어가는 것보다 좀 더 세분화된 서비스 적용을 할 수가 있다. 반면에 비실시간 트래픽은 그렇지 못하므로 인터랙티브 데이터같은 비 실시간 성질과 동시에 빠른 응답을 요하는 실시간적인 요소를 가지는 지연에 민감한 데이터는 상대적인 QoS의 저하를 가져올 수 있다. 그리고 DMLT의 단점처럼 DQLT 또한 일반적인 트래픽 특성에 대해 만족스러운 QoS를 얻지 못한다. 그러므로 DMLT와 DQLT의 장점을 가지고 상황에 따라 서비스 우선 순위를 동적으로 변형시킬 수 있는 통합 동적 우선 순위 기법 (IDP: Integrated Dynamic Priority)이 필요하다.

Chipalkatti는 두 트래픽이 혼재된 하나의 무한 크기의 버퍼를 가정하여 비실시간형



데이터는 버퍼 내에서의 지연 시간만이 문제가 되고 실시간형 데이터는 deadline을 초과한 지연에 의한 손실만이 문제가 되는 경우에 대해 여러방법을 제시, 비교하고 있다. 특별한 우선 순위 제어 방식을 도입하지 않는 FIFO방식은 실시간 데이터의 손실을 크게 하고 비실시간 트래픽에 대해 상대적으로 낮은 전송 지연을 제공한다. 그리고, 실시간 데이터의 손실을 크게 하고 비실시간 트래픽에 대해 상대적으로 낮은 전송 지연을 제공한다. 그리고, 실시간 데이터에 무조건 높은 우선 순위를 주는 방법은 비실시간 데이터의 지연을 지나치게 길게 하는 경향이 있어 MLT와 QLT 방법에 의한 임계치의 적절한 선택은 두 트래픽을 효과적으로 제어할 수 있게 한다. MLT와 QLT의 성능에는 별로 차이가 없지만 실제 구현 방법의 단순성으로 QLT가 더 현실적임을 지적하고 있다.

공간 우선 순위 제어 방법은 일반적인 큐잉 모델에서도 많이 다루어져 왔고, 최근에는 고속 통신망 시스템에서도 연구가 되고 있다. Doshi와 Heffes(Doshi 등 1986)는 M/M/1/N 큐잉 모델에서의 적체 제어 문제를 다양한 서비스 방법을 이용하여 비교, 분석하고 있다. Kroner(Kroner, 1991)는 유한 크기의 버퍼를 가정하고 Push-Out, Partial Buffer Sharing(PBS), 그리고 Separate Route 방법 등을 제안하였다. Push-Out 방법은 버퍼가 차 있을 경우, 우선 순위가 높은 셀이 도착하면 대기중인 우선 순위가 낮은 셀을 선택적으로 탈락시켜 높은 우선 순위의 셀이 저장될 자리를 만들어 줌으로 서비스의 효율을 높이는 방법으로써, 그 효과는 있으나 대체 방법에 따른 버퍼 처리 문제가 복잡하다.

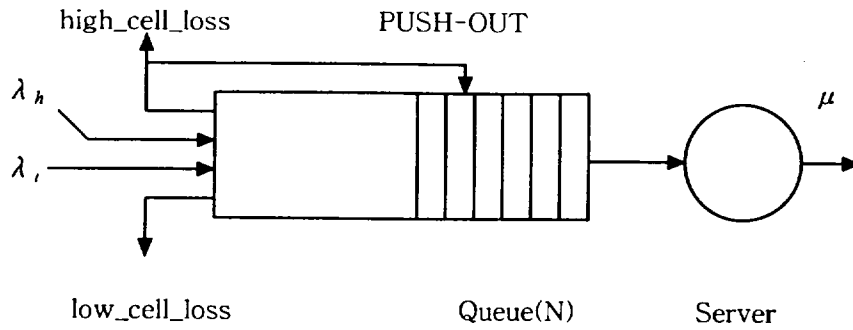


Fig. 2-4. Queueing model of the push-out scheme

PBS 방법은 앞에서 설명된 바와 동일하며 Separate Route 방법은 두 트래픽에 각각의 버퍼를 두고 별도의 버퍼 운용에 대한 계획이 필요없이 셀의 처리 순서를 유지하면서 전송 처리하는 방법이다. 이 세가지 방법의 성능을 비교한 결과 Push-Out 방법이 다른 방법에 비해 약간 우수한 성능을 가지고 있다는 것을 분석하였다. 그러나, Push-Out 방법은 셀의 대체에 따른 버퍼 처리 문제가 복잡하므로 그것의 단순성과 Push-Out 방법에 상응하는 효율성을 가지는 PBS방법을 사용하는 것이 현실적임을 제시하고 있다.

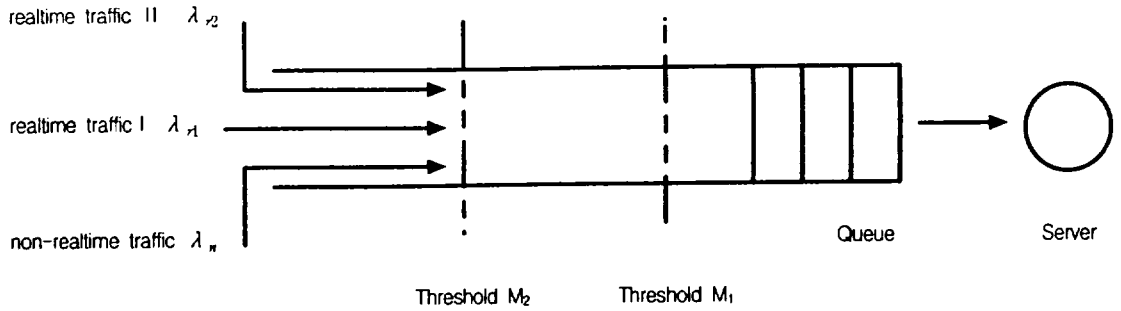
Cidon(Cidon 등 1993)은 고속 통신망에 있어서의 셀 손실 분포를 독립성을 가정하지 않고 재귀적 분석 방법을 통하여 분석하면서 셀 손실의 연속성이 강한 트래픽에 대해서는 독립성을 가정한 비교, 연구가 오류를 범할 수 있음을 제시하였다.

### III. PBS를 이용한 셀 우선 순위 제어

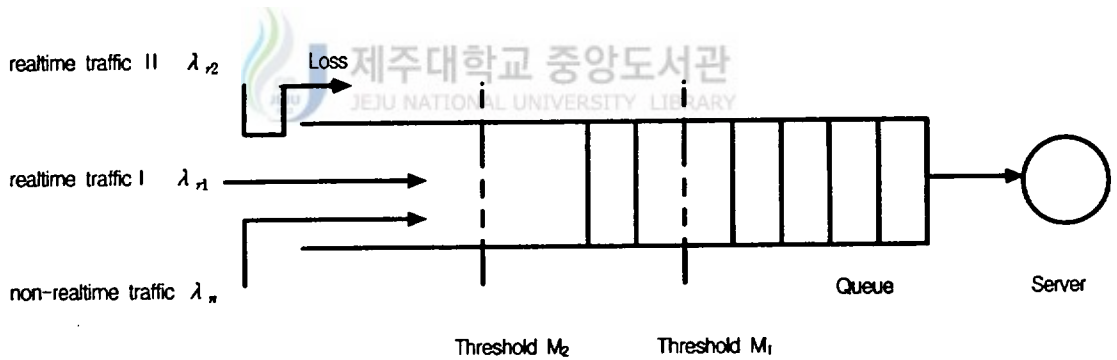
#### 1. 제안 PBS 모델

2.3.6 절에서 언급한 바와 같이, PBS 방법은 임계치를 두어 각 트래픽에 대한 버퍼의 크기를 조절함으로써 서비스 효율을 제고시키는 서비스 방법이다. 즉, 지연에 민감한 실시간 트래픽에 대해서는 대기 시간을 짧게하기 위해서 실시간 트래픽이 도착할 때, 버퍼에서 대기하는 셀의 수가 임계치 이하일 때는 버퍼에 들어갈 수 있게 하고 임계치 이상이면 그것을 폐기시킴으로써, 비실시간 트래픽의 전송처리 능력을 높게 하는 것을 말한다. 이 절에서는 세 개의 트래픽이 유입되는 망에서 PBS 방법을 이용한 셀 우선 순위 제어를 위해 모델을 제시한다.

우선, 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽의 도착 및 전송 처리는 서로 독립이고 각각의 도착률이  $\lambda_1$  과  $\lambda_2$ , 그리고  $\lambda_3$  을 따르는 포아송 프로세서를 가정한다. 각 트래픽으로 부터의 셀은 하나의 버퍼에서 대기하며 셀을 전송 처리하는 서버는 하나이다. 또, 전송 시간은 각각의 트래픽에 대해 동일하며 처리율  $\mu$  를 따르는 지수분포를 가정한다. 전체 버퍼의 크기는  $M_3$  이며 실시간 트래픽을 위한 임계치는 실시간 I 트래픽인 경우  $M_2(\leq M_3)$ , 실시간 II 트래픽인 경우는  $M_1(\leq M_3)$  이다. 따라서, 언급한 PBS 트래픽 모델은 Fig. 3-1과 같이 된다.

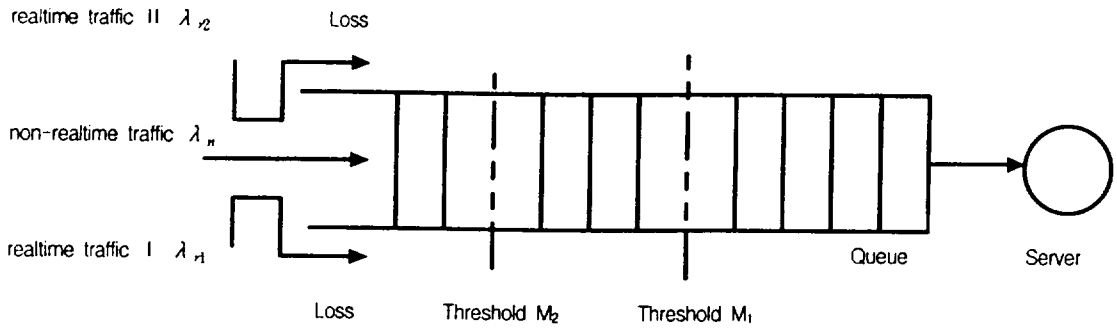


- a) When there are less than threshold  $M_1$  cells in the buffer,  
all traffics access the buffer.



- b) When there are more than threshold  $M_1$  cells in the buffer,  
realtime I and non-realtime cells can access the buffer.

Fig. 3-1. Traffic Model and PBS Mechanism



- c) When there are more than threshold  $M_2$  cells in the buffer,  
only non-realtime cells can access the buffer.

Fig. 3-1(continue).

## 2. 제안된 모델의 이론적 해석

실시간 트래픽의 경우 버퍼 내에 대기하고 있는 셀의 수가  $M_1$ 을 초과하면 폐기되므로  $\Pi(i)$ 를 안정상태에서 시스템 내에  $i$ 개의 셀이 있을 확률이라고 정의할 때, 천이 상태를 나타내는 상태도는 Fig. 3-2와 같다. 그리고 Fig. 3-2에서 평형 방정식(balance equation)을 유도하면, 식(1)과 같다.

$$\begin{aligned}
 \lambda_i &= \lambda_n + \lambda_1 + \lambda_2 & , 0 \leq i < M_1 \\
 &= \lambda_n + \lambda_1 & , M_1 \leq i < M_2 \\
 &= \lambda_n & , M_2 \leq i < M_3 \\
 \mu_i &= \mu & , 0 < i \leq M_3
 \end{aligned}$$

$$(\lambda_i + \mu_i)\Pi(i) = \lambda_{i-1}\Pi(i-1) + \mu_{i+1}\Pi(i+1) \quad (1)$$

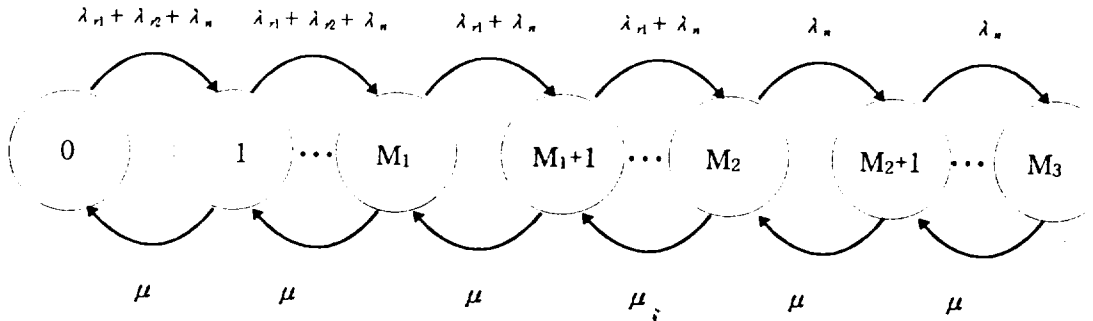


Fig. 3-2. State Transition Diagram

앞의 식을 이용하여 평형 방정식을 풀면 아래식과 같다.

$$\begin{aligned} & \Pi(0) \cdot (\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}) \cdot (\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}) \cdots (\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}) \\ = & \Pi(i) \cdot \mu \cdot \mu \cdots \mu \end{aligned}$$

$$\therefore \Pi(i) = \left( \frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu} \right)^i \Pi(0), \quad 0 \leq i \leq M_1 \quad (2)$$

여기서,  $\Pi(i)$ 는 안정 상태의 시스템 내에서  $i$ 개의 셀이 있을 확률이고, 우리는 이 식을 이용하여 각각의 임계치에서  $i$ 의 셀이 있을 확률을 유도할 수 있다.

$$\prod(M_1) \cdot (\lambda_n + \lambda_{r1}) \cdot (\lambda_n + \lambda_{r1}) \cdots (\lambda_n + \lambda_{r1}) = \prod(i) \cdot \mu \cdot \mu \cdots \mu$$

$$\therefore \prod(i) = \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1}}{\mu}\right)^{i - M_1} \cdot \prod(M_1) \quad , M_1 < i \leq M_2 \quad (3)$$

$$= \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1}}{\mu}\right)^{i - M_1} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu}\right)^{M_1} \cdot \prod(0)$$

$$\prod(M_2) \cdot \lambda_n \cdot \lambda_n \cdots \lambda_n = \prod(i) \cdot \mu \cdot \mu \cdots \mu$$

$$\therefore \prod(i) = \left(\frac{\lambda_n}{\mu}\right)^{i - M_2} \cdot \prod(M_2) \quad i$$

$$= \left(\frac{\lambda_n}{\mu}\right)^{i - M_2} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1}}{\mu}\right)^{M_2 - M_1} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu}\right)^{M_1} \cdot \prod(0)$$

$$, M_2 < i \leq M_3 \quad (4)$$



제주대학교 중앙도서관  
JEJU NATIONAL UNIVERSITY LIBRARY

그리고,  $\sum_{i=0}^{M_1} \prod(i) = 1$  이므로, 초기확률  $\prod(0)$ 을 구할 수 있다.

$$\prod(0) = \left[ \sum_{i=0}^{M_1} \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu}\right)^i + \sum_{i=M_1+1}^{M_2} \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1}}{\mu}\right)^{i - M_1} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu}\right)^{M_1} + \right.$$

$$\left. \sum_{i=M_2+1}^{M_3} \left(\frac{\lambda_n}{\mu}\right)^{i - M_2} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1}}{\mu}\right)^{M_2 - M_1} \cdot \left(\frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu}\right)^{M_1} \right]^{-1}$$

이 장에서 우리의 목적은  $n$ 개의 연속 셀로 이루어지는 하나의 블록에서  $j$ 개의 실시간 I, II 셀이 손실되는 확률  $P_I^1(j, n) (0 \leq j \leq n, n \geq 1)$ 과  $P_I^2(j, n) (0 \leq j \leq n, n \geq 1)$ , 그리고 비실시간 셀이 손실되는 확률  $P_I^3(j, n) (0 \leq j \leq n, n \geq 1)$ 을 각각 구하는 것이다. 따라서, 하나의 블록이 시스템에 도착할 때 관찰되어지는 블록내에 있는 트래픽의 수에 대한 정보를 조건부 확률로 주어 해결할 수 있다.  $P_{ik}^1(j, n)$ 와  $P_{ik}^2(j, n)$ , 그리고  $P_{ik}^3(j, n)$ 을 각각 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽에 대해  $n$ 개의 연속 셀로 이루어지는 하나의 블록에서 첫 번째 셀이 시스템에 도착하기 직전 블록내에  $k$ 개의 각 셀이 조건부로 주어졌을 때  $j$ 개가 손실될 확률이라고 정의한다면, 조건부 확률을 이용한 다음의 수식을 유도할 수 있다.

$$P_I^1(j, n) = \sum_{i=0}^{M_1} \prod(i) P_k P_{ik}^1(j, n) \quad (5)$$

$$P_I^2(j, n) = \sum_{i=0}^{M_1} \prod(i) P_k P_{ik}^2(j, n) \quad (6)$$

$$P_I^3(j, n) = \sum_{i=0}^{M_1} \prod(i) P_k P_{ik}^3(j, n) \quad (7)$$

$$(P_k = {}_n C_k p^k (1-p)^{n-k}, p=1/3)$$

위의 (5)번 식에서  $P_{ik}^1(j, n)$ 은 블록내에 실시간 I 트래픽의 수가  $k$ 개 있을 때 손실률을 구하는 식이다.  $P_{ik}^2(j, n)$ 와  $P_{ik}^3(j, n)$ , 그리고  $P_{ik}^2(j, n)$ 의 재귀적 계산을 위하여 새로운 개념의 확률 도입이 필요하다. 셀간 도착 간격 시간 동안, 시스템 내에 있는  $i$ 개의 셀 중  $m$ 개가 전송 처리될 확률을  $Q_i(m) (0 \leq i \leq M_3, 0 \leq m \leq i)$ 라 하면, 그 식은 다음과 같이 된다.



$$Q_i(m) = \left( \frac{\mu}{\mu + \lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}} \right)^m \left( \frac{\lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}}{\mu + \lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}} \right), \quad 0 \leq m \leq i$$

$$Q_i(i) = \left( \frac{\mu}{\mu + \lambda_n + \lambda_{r1} + \lambda_{r2}} \right)^i, \quad (8)$$

그러면, 실시간 트래픽 I 에 대한 손실 확률  $P_{T_1}^i(j, n) (0 \leq j \leq n, n \geq 1)$ 을 먼저 구해보기로 하자. 우리는 위의 (2), (3), (4)와 (8)으로부터 얻은 확률을 이용하여, 실시간 I 트래픽에 대한 재귀적 관계 방정식을 다음과 같이 유도할 수 있다.

$i = 0, 1, \dots, M_1-1, M_1, \dots, M_2-1$  일 때,

$$P_{T_1}^i(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=0 \\ 0 & j \geq 1 \end{cases} \quad (9)$$

$i = M_2, M_2+1, \dots, M_3$  일 때,

$$P_{T_1}^i(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=1 \\ 0 & j=0, j \geq 2 \end{cases} \quad (10)$$

$$P_{T_1}^i(0, k) = 0, \quad 1 \leq k \leq n. \quad (11)$$

그리고,  $n \geq 2$ 에 대해서는 다음에 도착하는 셀이 실시간 I 셀이 아닌 실시간 II 셀이거나, 비실시간 셀일 수도 있기 때문에 새로운 개념의 확률 도입이 필요하다.

실시간 I 클래스 셀이 도착할 확률은  $P(r1) = \frac{\lambda_{r1}}{\lambda_{r1} + \lambda_{r2} + \lambda_n}$ 로 주어지고, 실시간

II 클래스, 비실시간 클래스가 도착할 확률은 각각  $P(r2) = \frac{\lambda_{r2}}{\lambda_{r1} + \lambda_{r2} + \lambda_n}$ ,

$P(n) = \frac{\lambda_n}{\lambda_{r1} + \lambda_{r2} + \lambda_n}$ 로 주어진다. 따라서 다음의 관계식이 유도될 수 있다.

$$P_{ik}^{r1}(j, n) = \sum_{m=0}^i Q_i(m) P_{i-m}^{r1}(j, n-1) \quad , 0 \leq i \leq M_2-1 \quad (12)$$

$$P_{ik}^{r1}(j, n) = \sum_{m=0}^i Q_i(m) [P(r1) P_{i-m}^{r1}(j-1, n-1) + P(r2) P_{i-m}^{r1}(j, n-1) + P(n) P_{i-m}^{r1}(j, n-1)] \quad , M_2 \leq i \leq M_3 \quad (13)$$

위 식을 설명하면, 실시간 I의 처음 셀이 시스템에 도착했을 때 버퍼내에 있는 셀의 수가  $M_2$ 보다 적으면 해당 셀은 손실되지 않고 버퍼 내에 들어갈 것이다. 따라서,  $n$ 개의 셀로 구성되는 블록에서  $j$ 개가 손실되기 위해서는 다음에 도착하는  $(n-1)$ 개의 셀에서  $j$ 개가 손실되어야 한다. 그러나 버퍼내에 있는 셀의 수가  $M_2$ 보다 크다면 해당 셀은 손실될 것이다. 하나의 셀을 손실했으므로,  $n$ 개의 셀로 구성되는 블록에서  $j$ 개가 손실되기 위해서는 다음에 도착하는  $(n-1)$ 개의 셀 중  $(j-1)$ 개가 손실되어야 하며, 그 첫번째 셀이 도착할 시간동안  $m(0 \leq m \leq i)$ 개의 셀이 전송 처리된다면, 해당 시점에서  $(i-m)$ 개의 셀이

버퍼 내에 있을 것이다. 따라서, 트래픽에 대한 재귀 방정식이 식 (12), (13)과 같이 표현될 수 있다.

마찬가지로 실시간 II 트래픽에 대한 손실률  $P_{ik}^2(j, n)$  ( $0 \leq j \leq n, n \geq 1$ )에 대해서도 다음과 같이 구해진다.

$i = 0, 1, \dots, M_1-1$  일 때,

$$P_{ik}^2(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=0 \\ 0 & j \geq 1 \end{cases} \quad (14)$$

$i = M_1, M_1+1, \dots, M_3$  일 때,

$$P_{ik}^2(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=1 \\ 0 & j=0, j \geq 2 \end{cases} \quad (15)$$

$$P_{ik}^2(0, k) = 0, \quad 1 \leq k \leq n. \quad (16)$$

그리고,  $n \geq 2$  에 대해서는,

$$P_{ik}^2(j, n) = \sum_{m=0}^i Q_i(m) P_{i-m}^2(j, n-1), \quad 0 \leq i \leq M_1-1 \quad (17)$$

$$P_{ik}^{r2}(j, n) = \sum_{m=0}^j Q_i(m) [P(r1) P_{i-m}^{r2}(j, n-1) + P(r2) P_{i-m}^{r2}(j-1, n-1) + P(n) P_{i-m}^{r2}(j, n-1)]$$

$$, M_1 \leq i \leq M_3 \quad (18)$$

마지막으로, 비실시간 트래픽에 대한 손실확률  $P_i^n(j, n) (0 \leq j \leq n, n \geq 1)$ 을 구해보면 다음과 같다.

$i = 0, 1, \dots, M_3-1$  일 때,

$$P_{ik}^n(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=0 \\ 0 & j \geq 1 \end{cases} \quad (19)$$



$i = M_3$  일 때,

$$P_{ik}^n(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=1 \\ 0 & j=0, j \geq 2 \end{cases} \quad (20)$$

$$P_{ik}^n(0, k) = 0, \quad 1 \leq k \leq n. \quad (21)$$

그리고,  $n \geq 2$  일때는,

$$P_{ik}^n(j, n) = \sum_{m=0}^i Q_i(m) P_{i-m}^n(j, n-1) \quad , 0 \leq i \leq M_3-1 \quad (22)$$

$$P_{ik}^n(j, n) = \sum_{m=0}^i Q_i(m) [P(r1) P_{i-m}^n(j, n-1) + P(r2) P_{i-m}^n(j, n-1) + P(n) P_{i-m}^n(j-1, n-1)]$$

$$, i = M_3 \quad (23)$$

또한, 위의 재귀 방정식에 의한 분석값을 독립 가정하에서의 값과 비교하기 위해  $P_{ind}^1(j, n)$ 와  $P_{ind}^2(j, n)$ ,  $P_{ind}^n(j, n)$ 을 구할 수 있어야 한다. 실시간 I 트래픽과 실시간 II 트래픽, 비실시간 트래픽에 대한 셀이 손실되는 확률이 각각  $p_{r1} = \sum_{i=M_2+1}^{M_3} \prod(i)$  과  $p_{r2} = \sum_{i=M_1+1}^{M_2} \prod(i)$  ,  $p_n = \prod(M_3)$  이므로 독립 가정하에서의 셀 손실 확률은 다음과 같다.

$$P_{ind}^1(j, k) = {}_n C_j p_{r1}^j (1 - p_{r1})^{n-j} \quad (18)$$

$$P_{ind}^2(j, k) = {}_n C_j p_{r2}^j (1 - p_{r2})^{n-j} \quad (19)$$

$$P_{ind}^n(j, k) = {}_n C_j p_n^j (1 - p_n)^{n-j} \quad (20)$$

## IV. 수치해석 결과 및 시뮬레이션

### 1. 시뮬레이션 모델

시뮬레이션은 시뮬레이션 전용언어인 SLAM-II 3.1로 작성된 모델을 이용하였다. SLAM-II는 사건 중심(event-oriented) 혹은 프로세스 중심(process-oriented) 방식의 시뮬레이션 언어이다. 사용자들은 SLAM-II를 사용하여 사건이나 프로세스를 이용한 이산 사건 모델을 구성할 수 있으며, 미분 방정식을 포함하는 연속모델을 구성할 수 있다. 본 논문에서는 SLAM-II의 프로세스 중심 방식을 이용하였다. 프로세스 중심 방식에 있어 사용자는 노드(node)라 불리는 표준기호들과 가지(branch)들을 사용하여 시스템을 상호 연결된 네트워크 구조로 표현한다. 그러므로 고객이 시스템을 거쳐가는 과정(process)에 대한 도식적인 표현으로서 네트워크를 생각할 수 있다. 시스템에 대한 네트워크 모델이 만들어진 후, 컴퓨터 상에서 수행가능한 일련의 SLAM-II 프로그램 문장들로 번역된다.

본 논문에서는 각각의 traffic 도착 간격은 지수분포를 따르고, 서비스 시간은 ATM 특성상 일정하게 하였다. 그리고 traffic intensity( $\rho$ )와 임계치는 수치해석의 경우와 동일하게 하였다. 이 논문에서 시뮬레이션하기 위해 사용된 네트워크 모델은 부록에 실려 놓았다.

## 2. 수치해석의 결과 및 분석

이 chapter에서는 앞에서 언급한 재귀적 방법을 이용하여 PBS구조에 대한 성능 분석이 제시된다. 세 트래픽의 포아송 가정을 통하여 고정된 크기의 블록 내에서 손실되는 셀의 개수에 대한 분포를 계산할 것이다.

Fig. 4-1은 전체 부하율  $\rho = 0.8$  하에서 우선 순위를 사용한 PBS의 경우 재귀적 방법과 독립 가정하에서의 연속 셀 손실 확률을 비교한 것이다. Fig. 4-1에서 보여 주는 바와 같이 손실 셀의 수가 증가할수록 손실률에 의한 상대오차가 크게 나타난다.

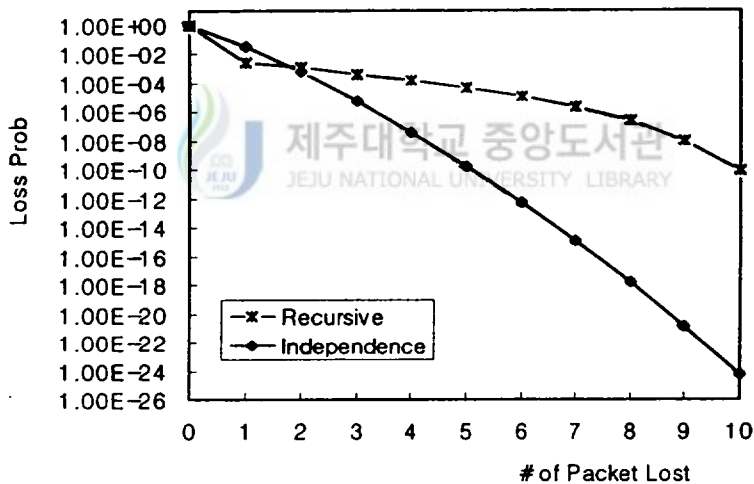
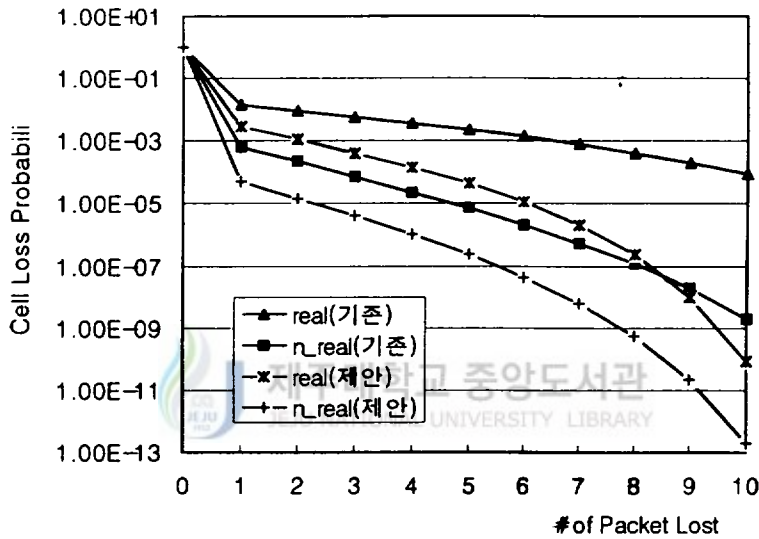


Fig. 4-1. Comparison of realtime | traffic cell loss prob.(  $\rho_{r1} = \rho_{r1(ind)} = 0.4$ )

버퍼 오버플로우에 의한 셀 손실은 연속성의 존재가 현실적인 타당성이 있으므로 독립성의 가정을 배제한 재귀적 분석이 트래픽의 증가에 의한 손실의 정도를 잘 반영해 주고 있다고 볼 수 있다. 따라서, 독립성의 가정은 하나의 셀에 대한 손실률을 과대 측

정하면서 여러 개의 셀들에 대한 손실률을 과소 측정하는 경향이 있음을 Fig. 4-1을 통해 잘 보여주고 있다.

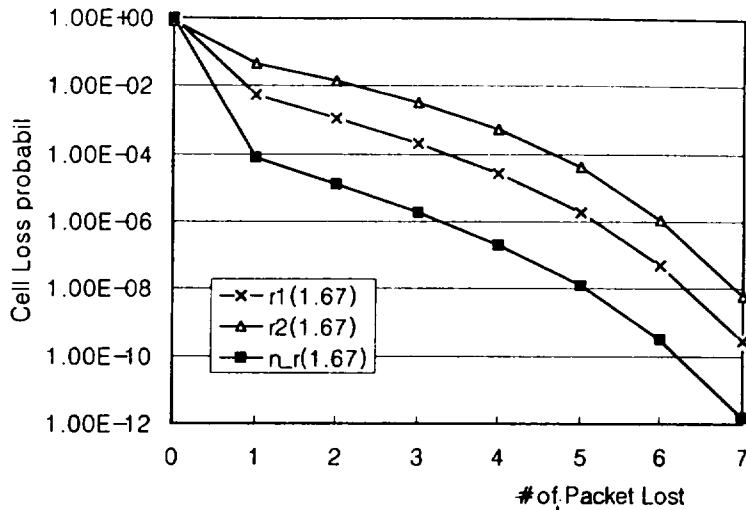
그리고, Fig. 4-2은 제안한 수치해석을 가지고 기존의 논문과 비교한 것이다. 2개의 트래픽의 경우 수치 해석은 기술하지 않았지만 Fig. 4-2에서 보는 바와 같이 기존의 연구보다 셀 손실률이 줄어드는 것을 확인할 수 있었다.



**Fig. 4-2. Comparison of cell loss probability of the previous proposed scheme and the proposed scheme.**

다음에 나오는 그림들은 3개의 트래픽을 허용하는 PBS상황에서 제안한 수치해석 결과를 보인 것이다.



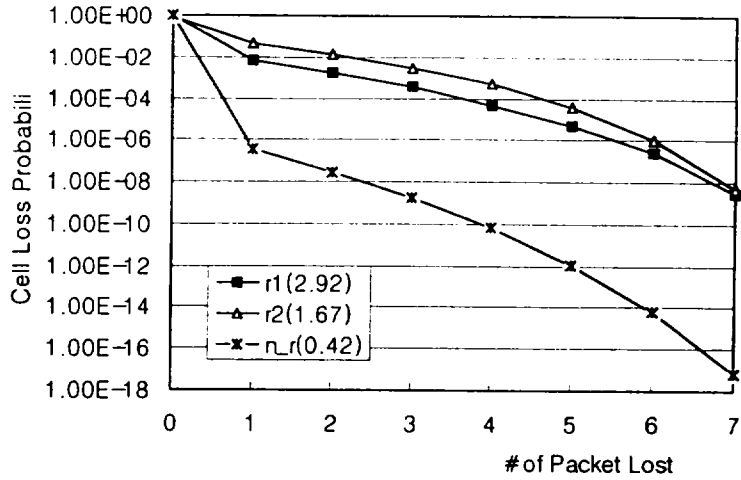


**Fig. 4-3. The result of numerical analysis**

**( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )**

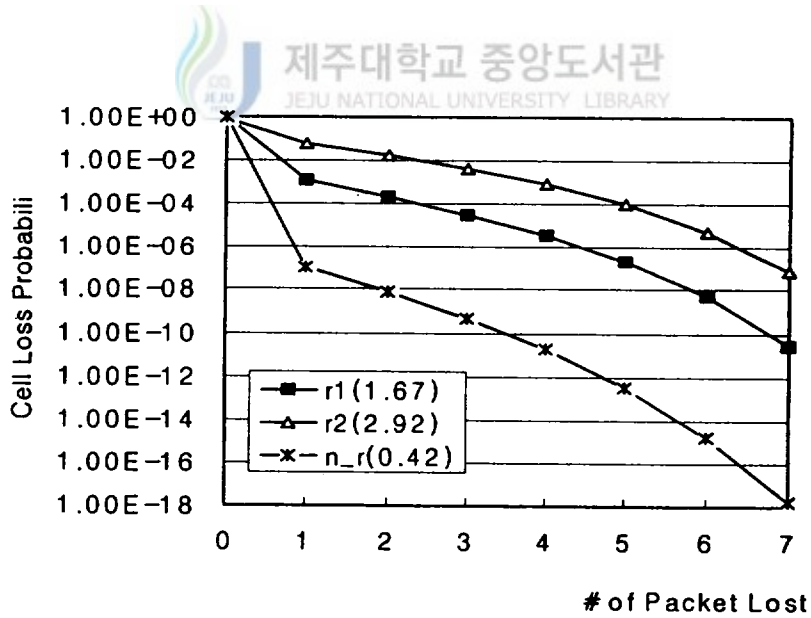
Fig. 4-3은 각 트래픽의 traffic intensity가 같을 때 셀 손실률을 보인 것이다. 그림에서 보면 알 수 있듯이 비실시간 셀의 손실률이 가장 적고, 그 다음은 실시간 I, II 순이다. 이것은 PBS의 기법을 사용하였기 때문이다.

Fig. 4-4와 Fig. 4-5를 보면 실시간 트래픽들의 부하를 높게 하였을 때, 비실시간 트래픽의 손실률에 비해 실시간 트래픽들의 손실률이 상당한 차이로 증가한 것을 보게 된다. 이것은 버퍼에 임계치를 줌으로써 실시간 트래픽의 허용 부하에 제약을 가하였기 때문이다. Fig. 4-6과 Fig. 4-7에서는 반대로 비실시간 트래픽의 부하를 높게하고 실시간 트래픽들의 부하를 낮게 하여 보았다. 비실시간 트래픽이 허용하는 셀 손실율( $10^{-9}$ )을 가만할 때 실시간 I, II 트래픽의 손실률이 낮아지므로 실시간 트래픽들의 부하가 증가하는 것을 볼 수 있다.



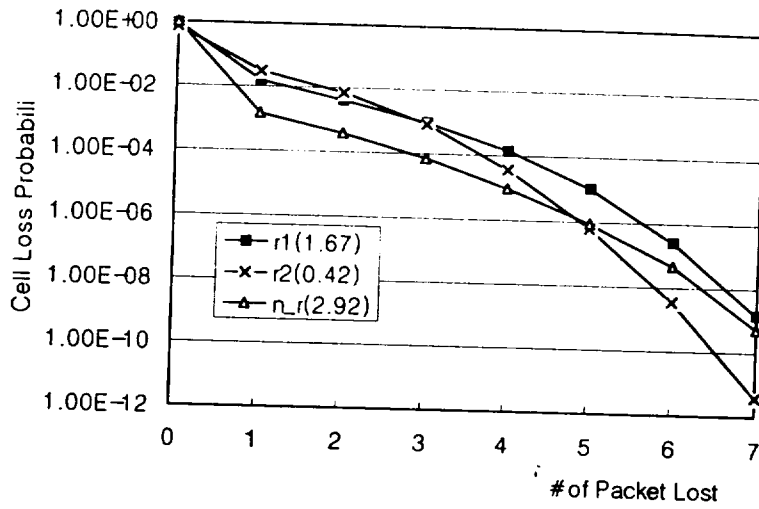
**Fig. 4-4. The result of numerical analysis**

**( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )**

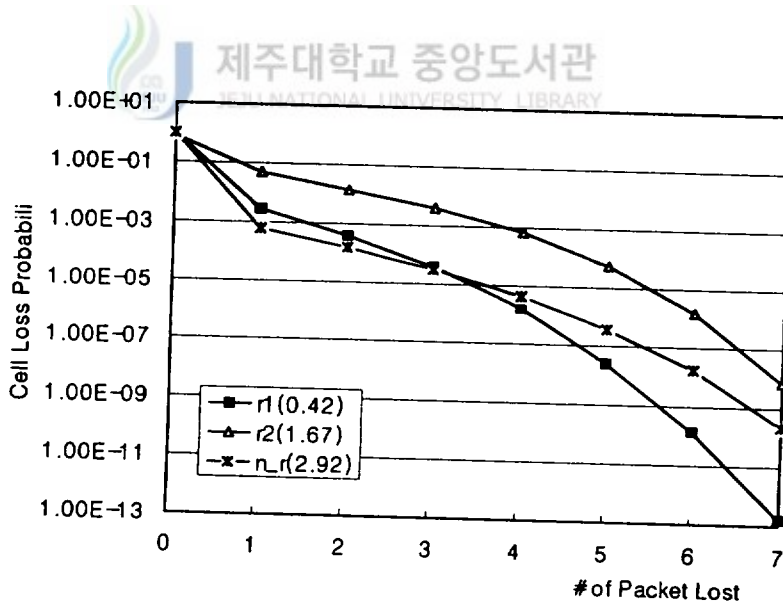


**Fig. 4-5. The result of numerical analysis**

**( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )**



**Fig. 4-6. The result of numerical analysis**  
 ( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )



**Fig. 4-7. The result of numerical analysis**  
 ( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )

그리고 Fig. 4-6과 Fig. 4-7을 살펴보자. 그림을 보면 알 수 있듯이 비실시간 트래픽의 부하( $\lambda_n = 2.92$ )를 같게 놓고 실시간 I( $\lambda_{r1}$ ), 실시간 II 트래픽( $\lambda_{r2}$ )의 부하를 변화하면서 수치해석한 결과, 비실시간 손실률은 거의 일정하게 유지하면서 실시간 I의 부하율이 실시간 II의 부하율 보다 적을 때는 실시간 I 트래픽의 손실률이 실시간 II 트래픽의 손실률과 큰 차이를 보이면서 감소하는 것을 볼 수 있었고, 실시간 I 부하율이 클 경우에는 거의 비슷하게 분포하는 것을 알 수 있었다. 이것은 두 개의 임계값을 사용함으로써 실시간 II 트래픽 보다 실시간 I 트래픽에 허용할 수 있는 버퍼공간을 크게 주었기 때문이다.

Fig. 4-8은 세 개의 트래픽에 부하율을 똑같이 하고 traffic intensity를 0.9로 증가하여 보았다. Fig. 4-3과 비교하여 볼 때 전반적으로 손실률이 증가하는 것을 볼 수 있다.

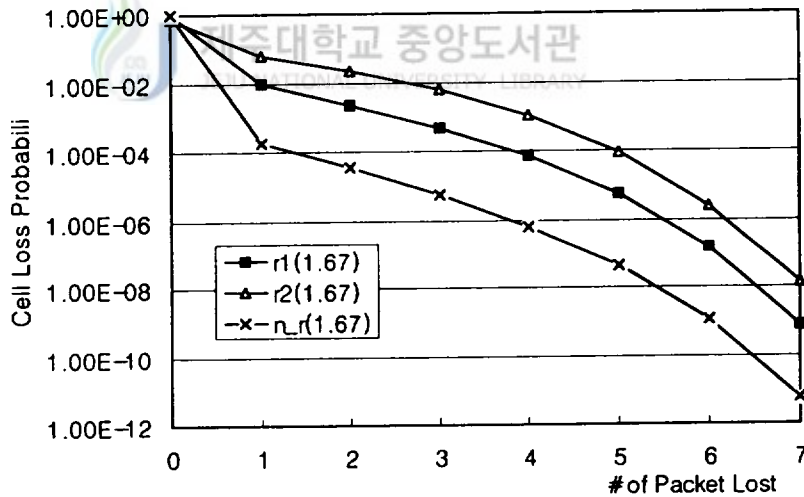
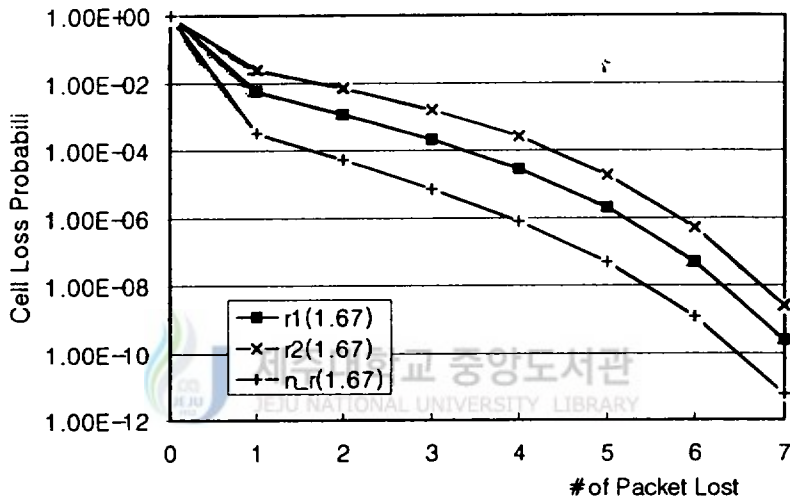


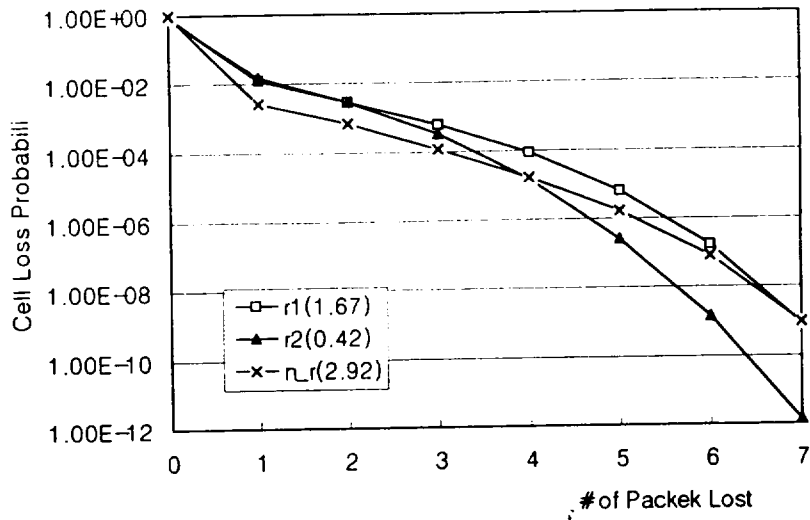
Fig. 4-8. The result of numerical analysis

( $M_1=4, M_2=7, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.9$ )

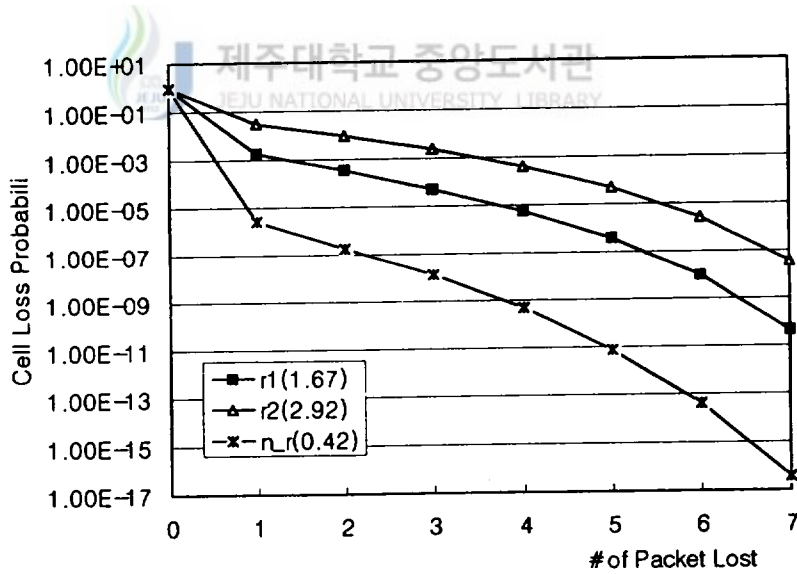
Fig. 4-9에서 Fig. 4-12까지의 그림은 임계값만  $M_1=6$ ,  $M_2=8$ ,  $M_3=10$ 로 바꾸고 수치해석한 결과다. 그림을 보면  $M_1=4$ ,  $M_2=7$ ,  $M_3=10$ 으로 놓을 때의 경우와 거의 비슷하게 손실률이 분포하는 것을 확인 할 수 있다. 특이한 것은 실시간 I 트래픽의 손실률이 감소하는 반면 비실시간 트래픽의 손실률이 조금 증가하는 것을 보게 되는데, 이것은 실시간 트래픽들에 대한 허용 임계값의 증가 때문이다.



**Fig. 4-9. The result of numerical analysis**  
**( $M_1=6$ ,  $M_2=8$ ,  $M_3=10$ , traffic intensity=0.8)**



**Fig. 4-10. The result of numerical analysis**  
**( $M_1=6, M_2=8, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )**



**Fig. 4-11. The result of numerical analysis**  
**( $M_1=6, M_2=8, M_3=10, \text{traffic intensity}=0.8$ )**

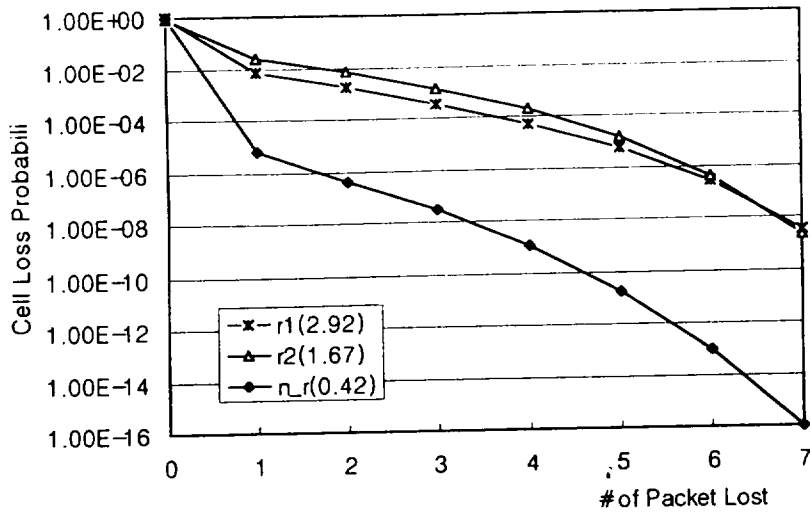


Fig. 4-12. The result of numerical analysis

( $M_1=6$ ,  $M_2=8$ ,  $M_3=10$ , traffic intensity=0.8)



일반적으로, PBS 전략은 실시간 I 트래픽과 실시간 II 트래픽, 그리고 비실시간 트래픽의 서로 다른 서비스 품질 기준에 따라 한정된 자원을 효율적으로 사용하기 위해서 제시되어 졌다.

본 연구에서는 각 트래픽의 traffic intensity( $\rho$ )과 임계값을 변화해 가면서, 허용할 수 있는 전체 부하를 탐색해 보았는데, PBS의 경우 실시간 트래픽(I, II)의 부하율이 높을 때 임계치를 통한 손실률의 증가로 인해 전체 부하가 크게 제약을 받음을 알 수 있었다. 그러나 각 트래픽이 요구하는 기준에 따라 유한 크기의 버퍼 내에서 허용할 수 있는 전체 부하는 증가하는 효과를 얻을 수 있었다. 결국, 각 트래픽이 요구하는 기준에 따라 버퍼 내에서 허용할 수 있는 전체 부하가 증가하는 효과를 얻을 수 있으나 서비스

의 품질 기준의 차이에 따라 그 효과가 작을 수 있음을 엿볼 수 있다. 그러므로 서비스의 품질 기준에 따라 PBS 방법을 적절히 이용하는 것이 바람직하다고 하겠다.

### 3. 수치해석의 결과와 시뮬레이션의 결과 비교

본 논문에서 제안한 모델의 수치해석(C++ 언어 이용) 결과의 타당성을 확인하기 위해 시뮬레이션(SLAM II 3.1)을 이용한 결과와 비교하여 보았다.

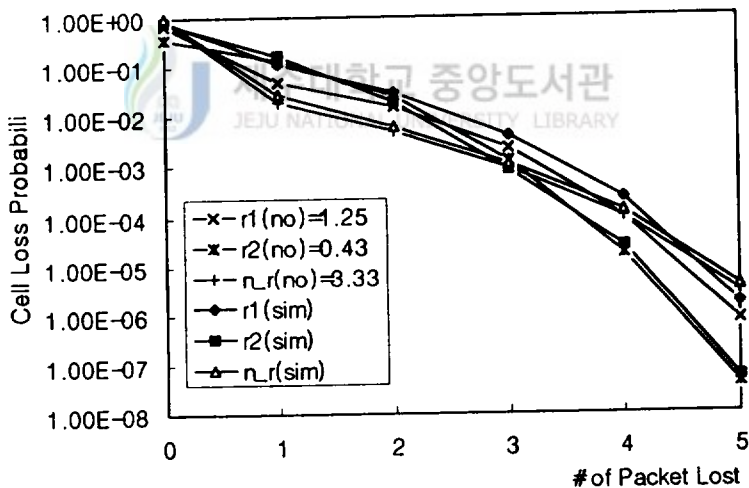
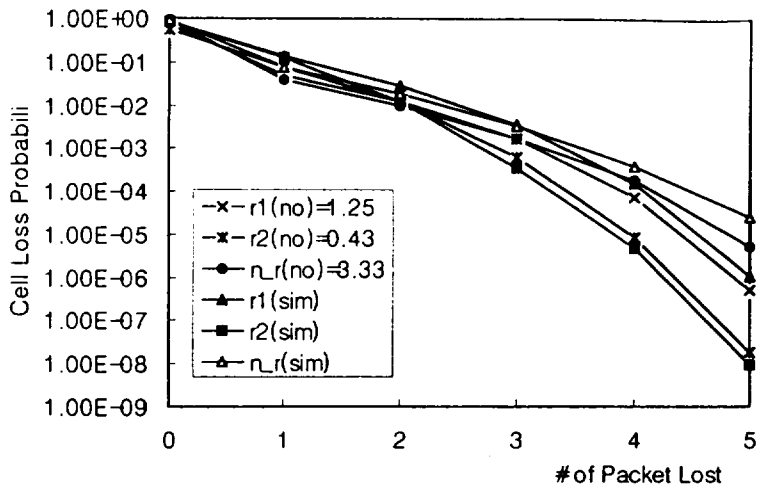
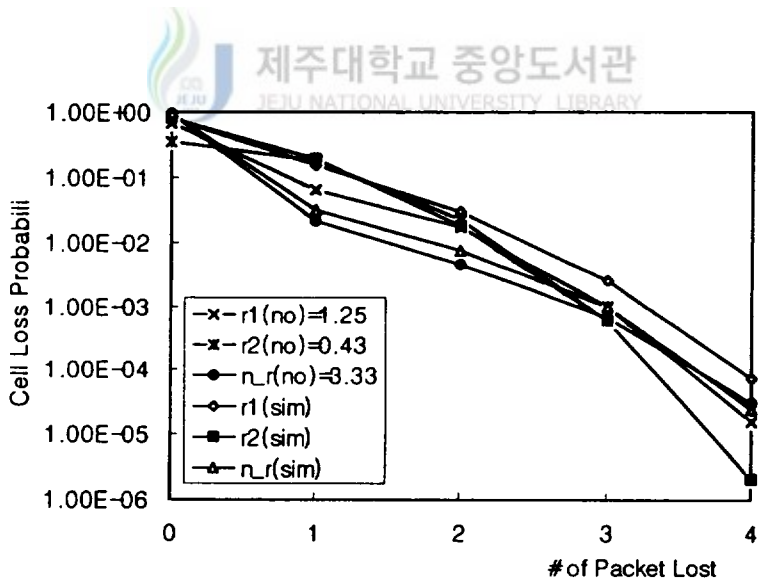


Fig. 4-13. Comparison of numerical analysis with simulation result for cell loss probability ( $M_1=2$ ,  $M_2=4$ ,  $M_3=6$ , traffic intensity=0.97,  $n=5$ )

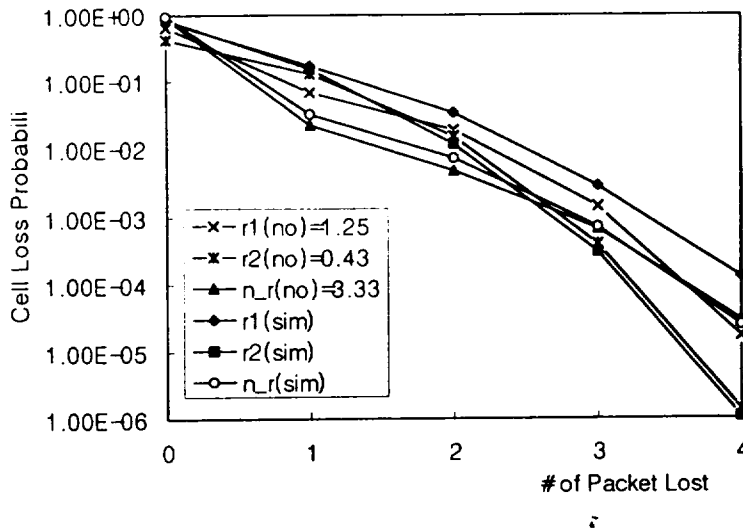




**Fig. 4-14. Comparison of numerical analysis with simulation result for cell loss probability ( $M_1=3$ ,  $M_2=4$ ,  $M_3=5$ , traffic intensity=1.0,  $n=5$ )**



**Fig. 4-15. Comparison of numerical analysis with simulation result for cell loss probability ( $M_1=2$ ,  $M_2=4$ ,  $M_3=6$ , traffic intensity=1.0,  $n=4$ )**



**Fig. 4-16. Comparison of numerical analysis with simulation result for cell loss probability ( $M_1=2, M_2=3, M_3=5, \text{traffic intensity}=0.95, n=4$ )**

이 절의 그림은 각각의 도착률 ( $\lambda_{r1}=1.25, \lambda_{r2}=0.43, \lambda_n=3.33$ )을 일정하게 했을 때, traffic intensity( $\rho$ )와 블록 사이즈( $n$ ), 그리고 임계값( $M$ )을 변화해 가면서 수치해석의 결과(no)와 시뮬레이션 결과(sim)를 비교한 것이다. 그림에서 보듯이 실시간 I 트래픽의 경우 조금의 오차가 보이기는 하지만 거의 일치하는 것을 관찰할 수 있었다.

## V. 결 론

본 논문에서는 2개의 임계값을 갖는 PBS 기법에서 셀의 손실 정보를 고정된 크기의 블록내에서 손실되는 셀의 수를 통해 분석하였다. 셀 간의 손실에 대한 사건이 독립이라는 가정하에서의 분석은 대별되는 데이터의 특성을 무시하고 에러 복구 및 재전송에 따른 효율을 특히 버스트 성이 강한 실시간 트래픽의 경우에 오류를 범할 수 있음을 확인하였다. 따라서 다양한 대역폭의 서비스를 처리함에 있어 데이터의 특성에 따른 분석 방법이 필요함을 알 수 있었다. PBS 방법은 시간 지연에 민감한 실시간 트래픽의 대기 시간을 단축 시킴으로써 비실시간 트래픽의 손실율을 감소시키고 Trade-off 관계를 형성하고 있는 세 데이터에 대해 전체 서비스의 질을 높일 수 있는 유연성을 가질 수 있었다. 따라서, PBS방법은 실시간 I, II 트래픽의 부하율이 낮을 때 임계치에 의한 전송 데이터의 허용한계를 고려함으로써, 전체 트래픽의 허용 부하를 실질적으로 증가시킬 수 있음을 확인하였다.

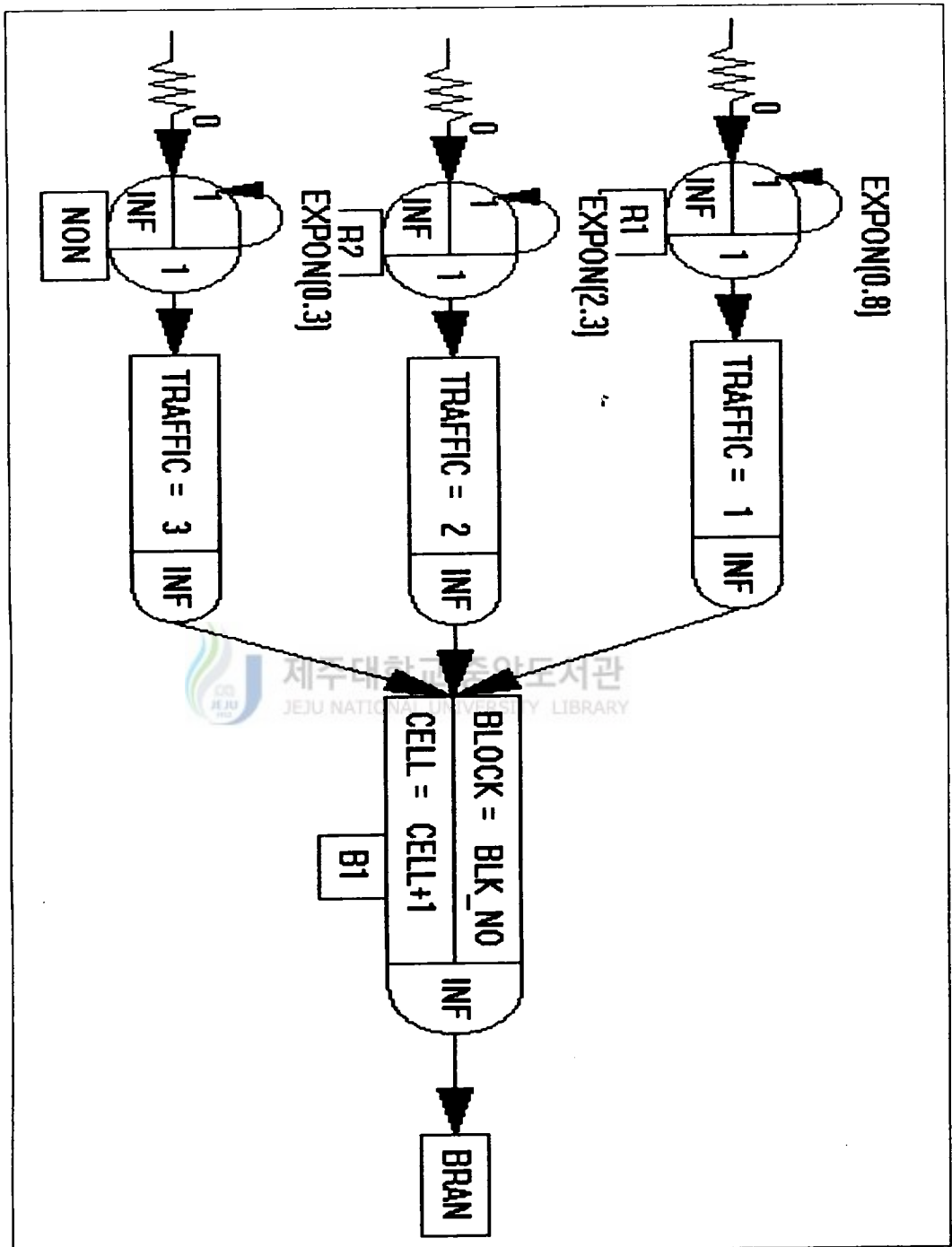
결론적으로, 트래픽 폭주 시 ATM 망의 체증 문제는 셀 준위에서 버퍼의 처리 문제로 집약될 수 있고, 그것은 트래픽의 특성을 전제로 한 분석이 바람직하며 PBS 방법도 세 트래픽의 허용 손실률이 차이가 날 때, 허용 부하의 증가와 함께 효과적이 될 수 있음을 알 수 있다.

# 부 록

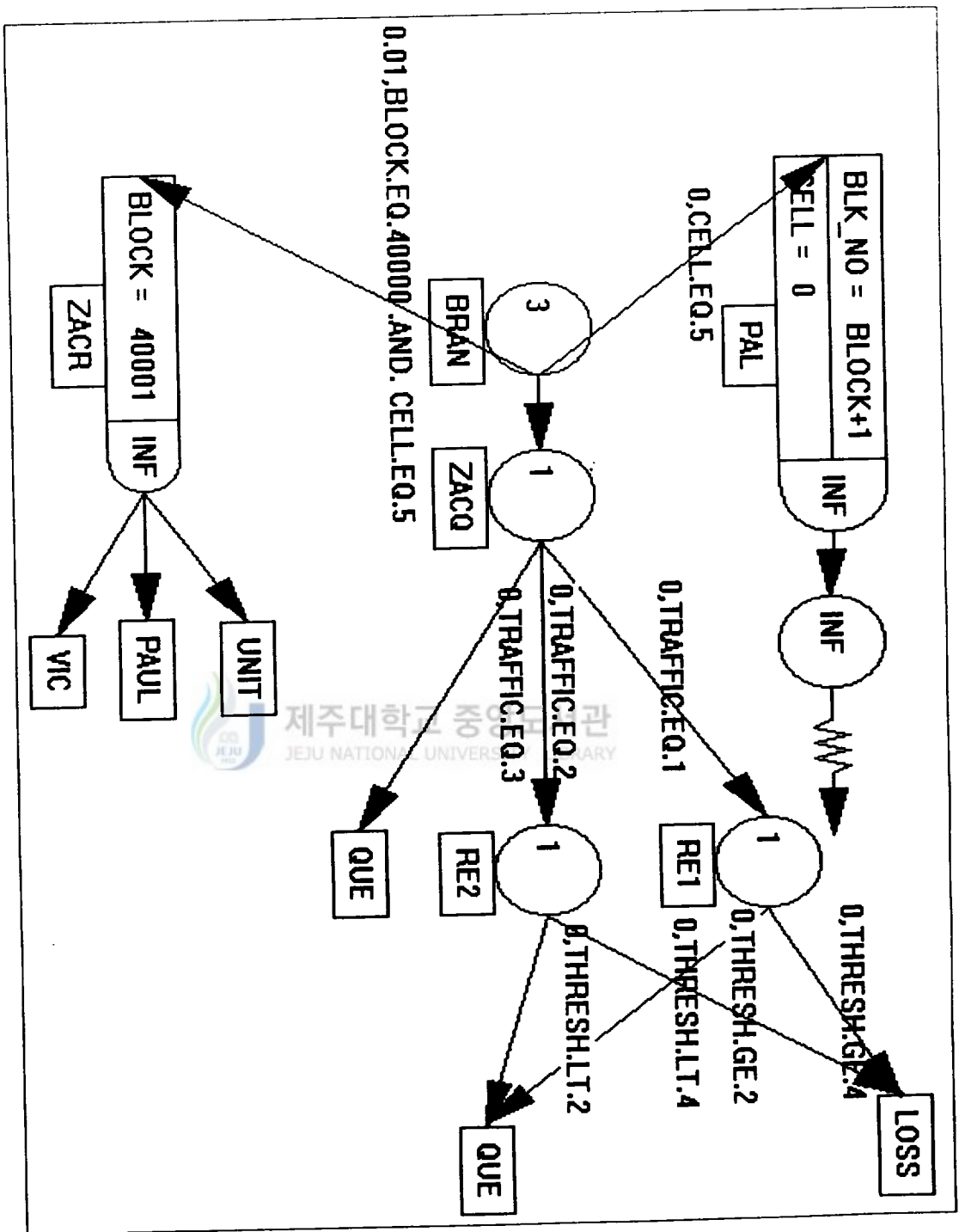
## 1. Network Model



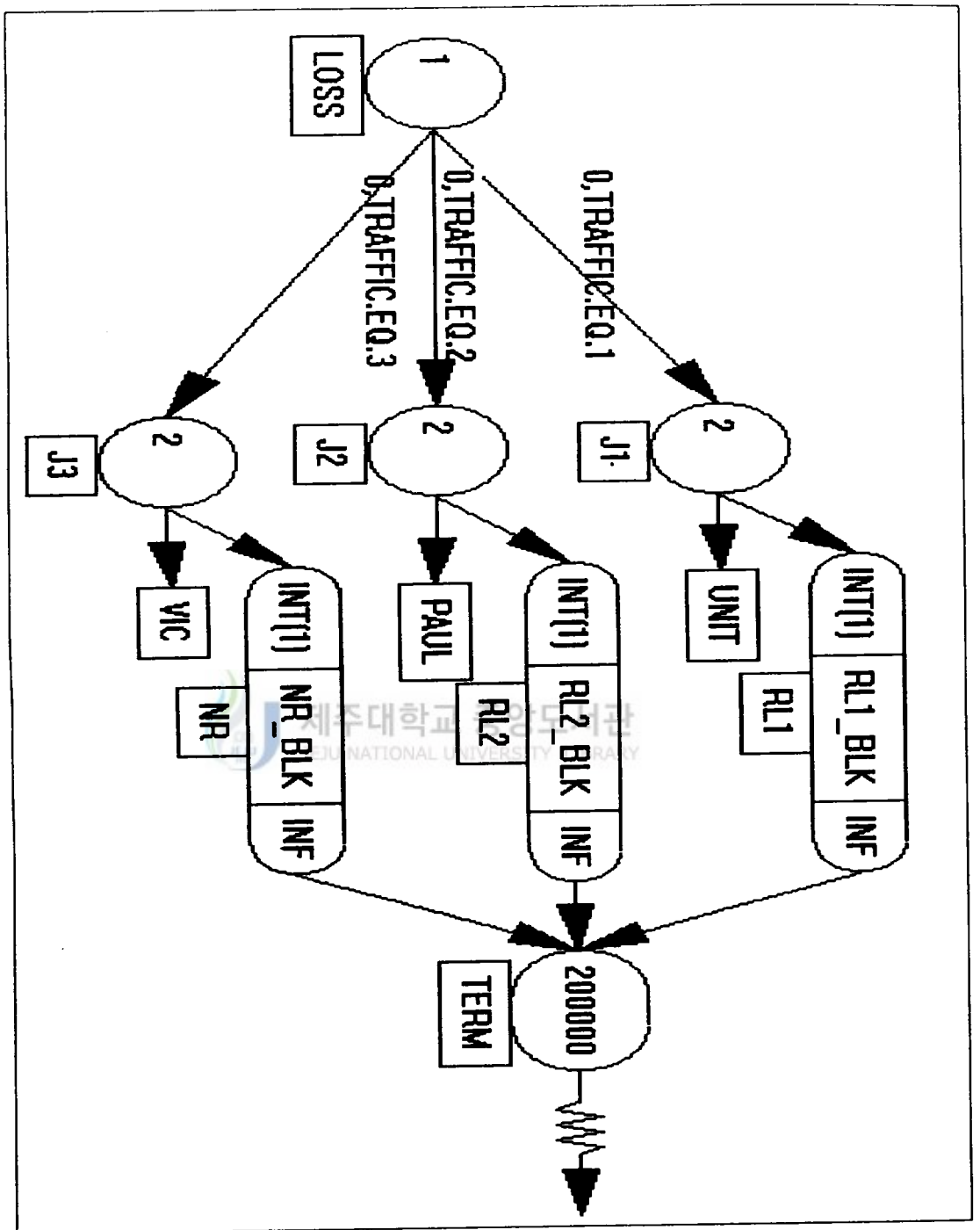
# 1. Network Model



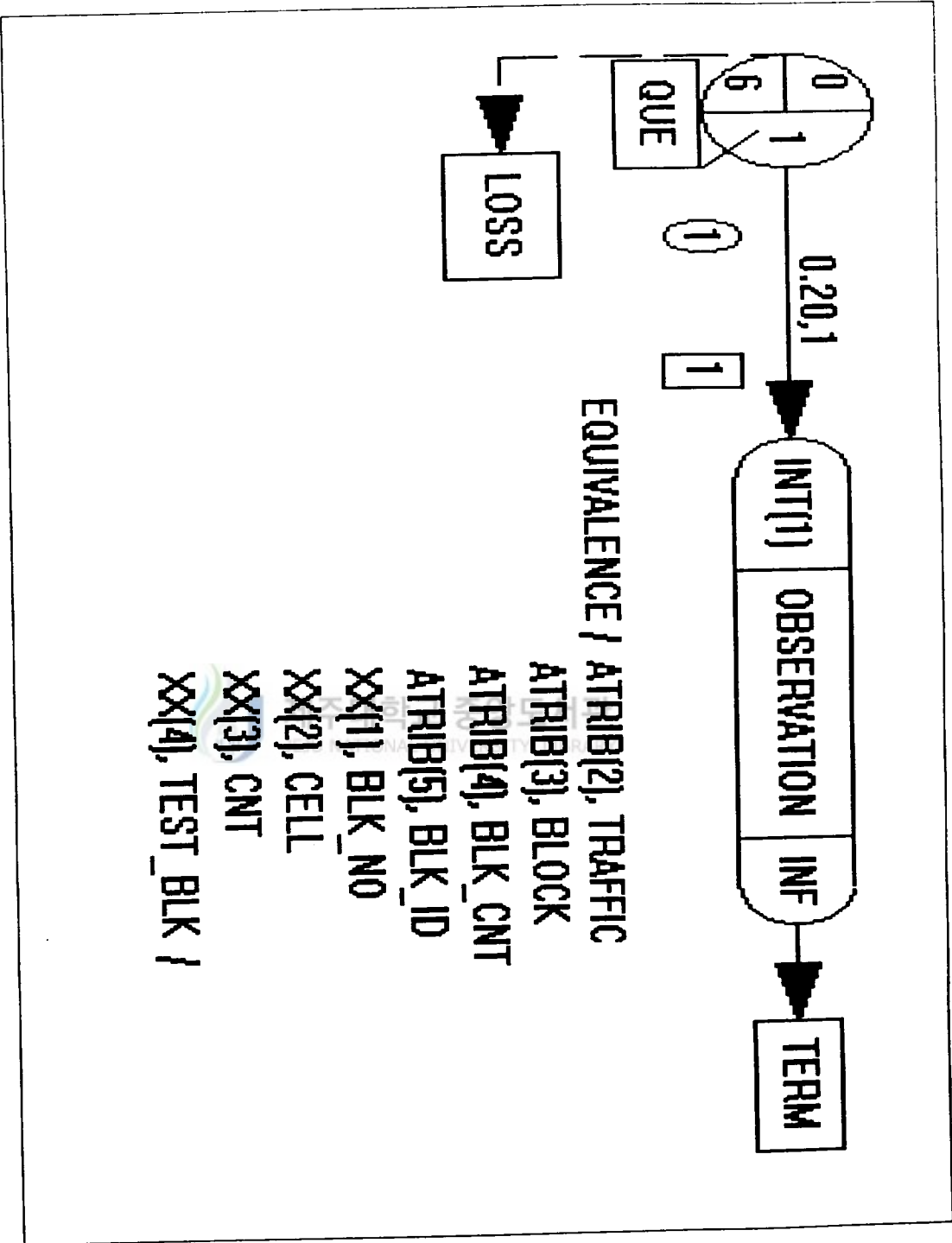
Network Model



Network Model



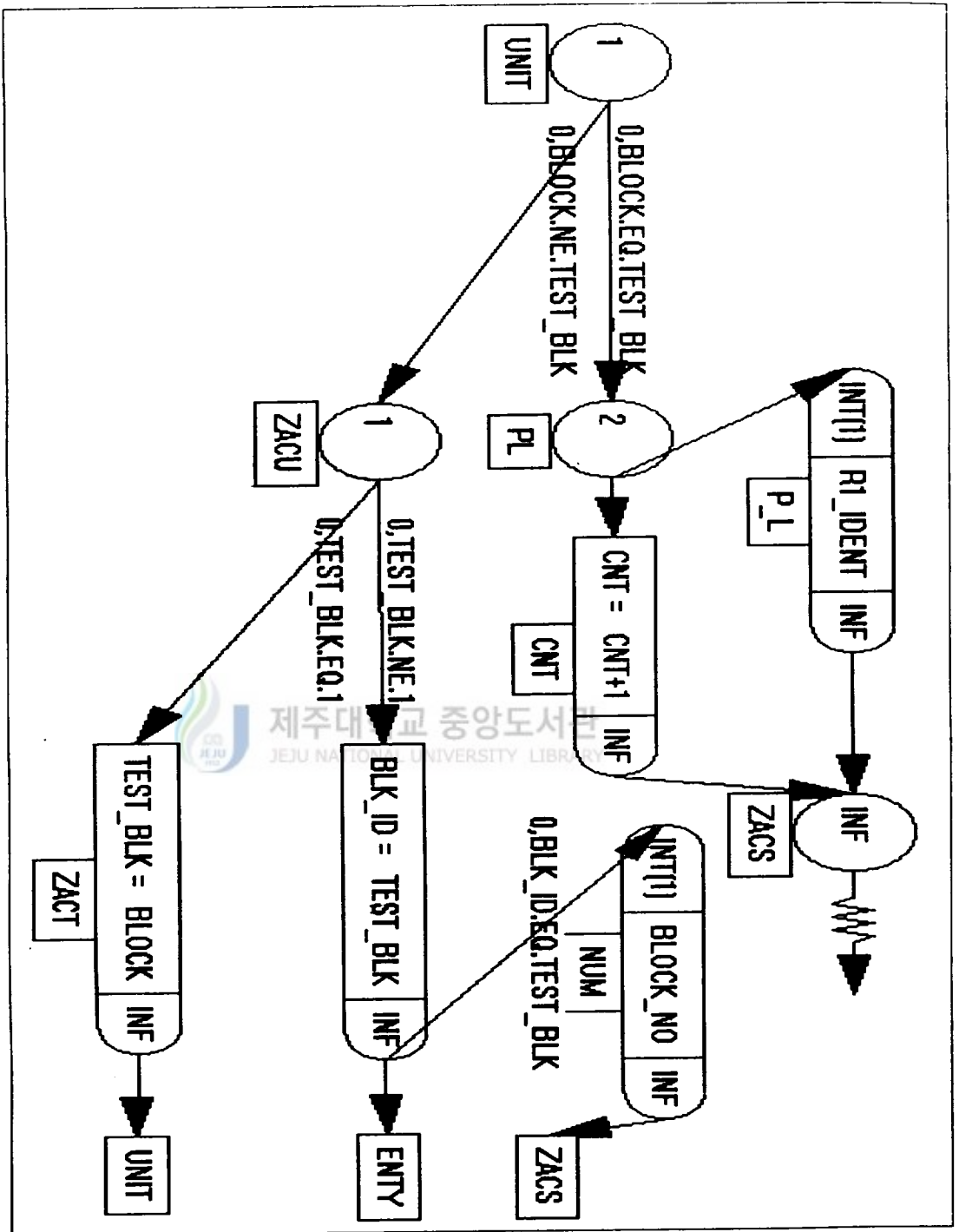
Network Model



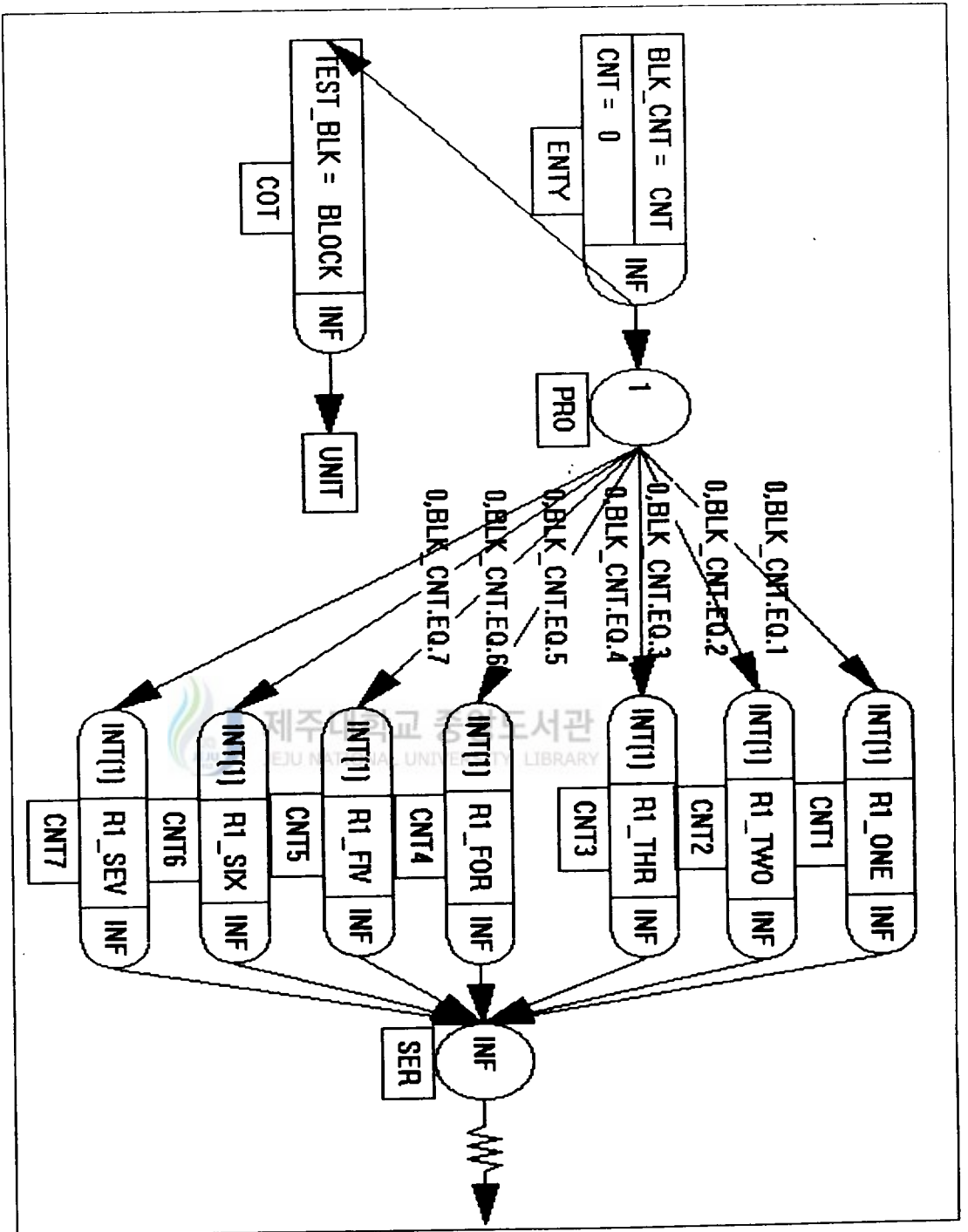
EQUIVALENCE / ATRIB(2), TRAFFIC  
 ATRIB(3), BLOCK  
 ATRIB(4), BLK\_CNT  
 ATRIB(5), BLK\_ID  
 XX(1), BLK\_NO  
 XX(2), CELL  
 XX(3), CNT  
 XX(4), TEST\_BLK /

Network Model

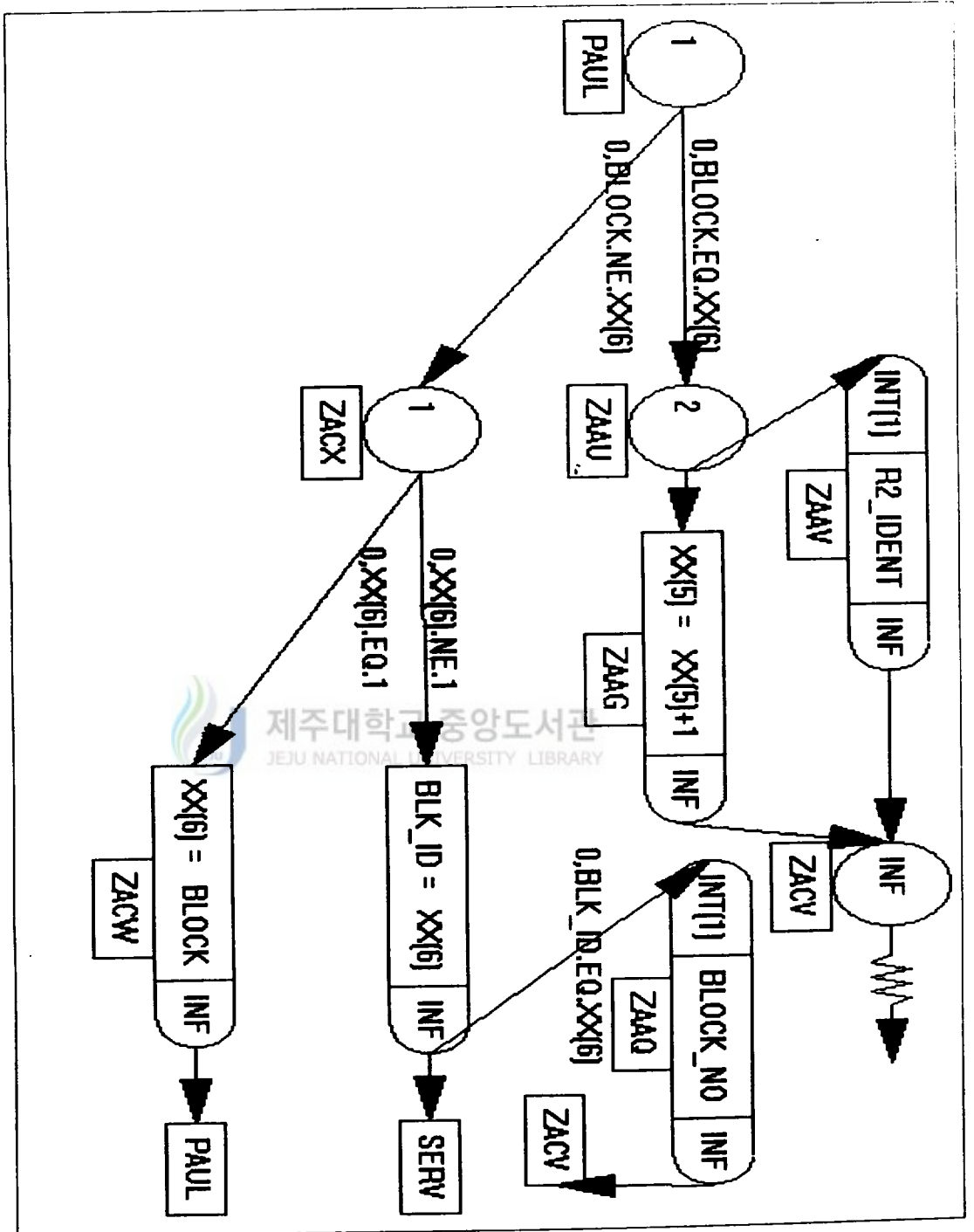




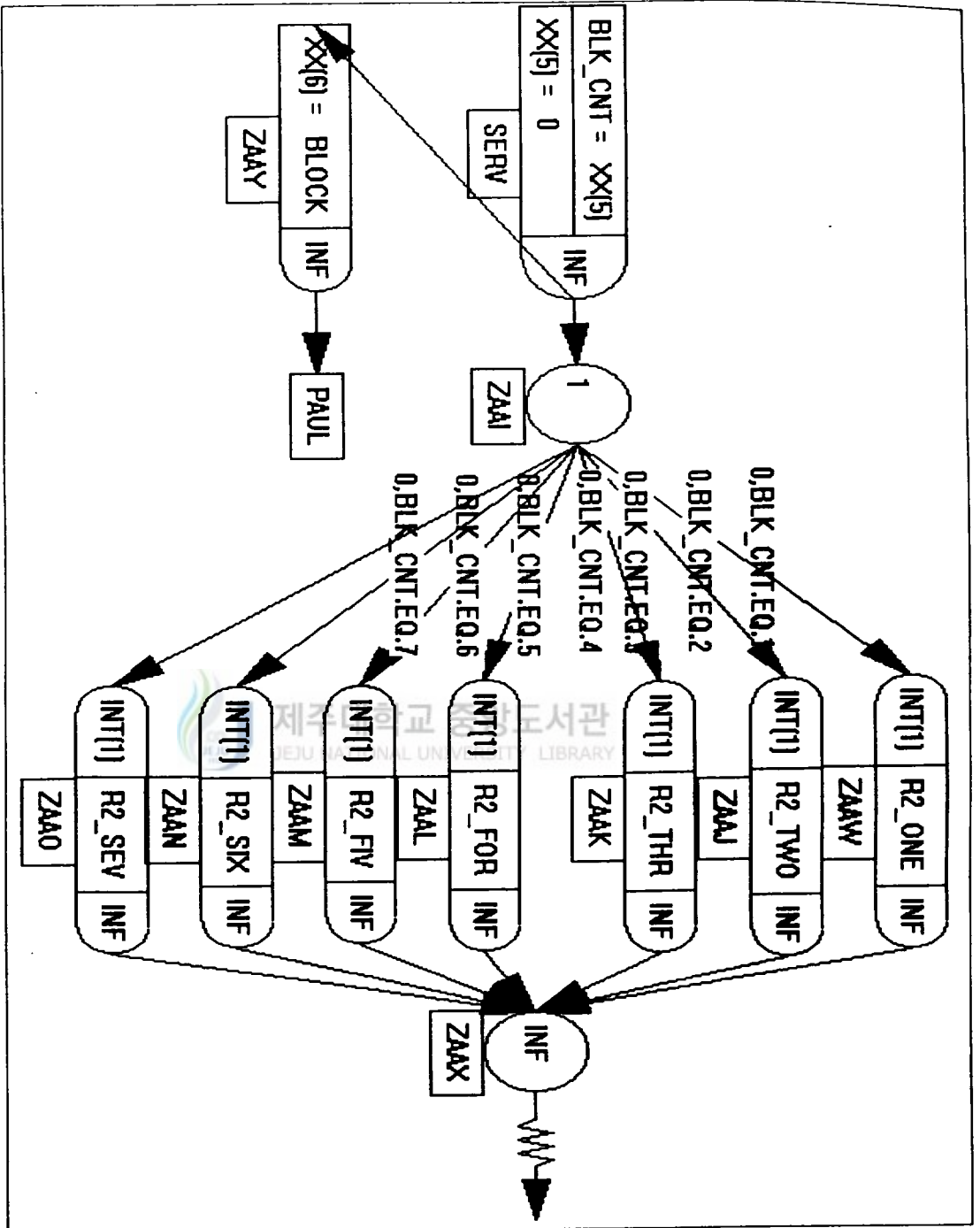
Network Model



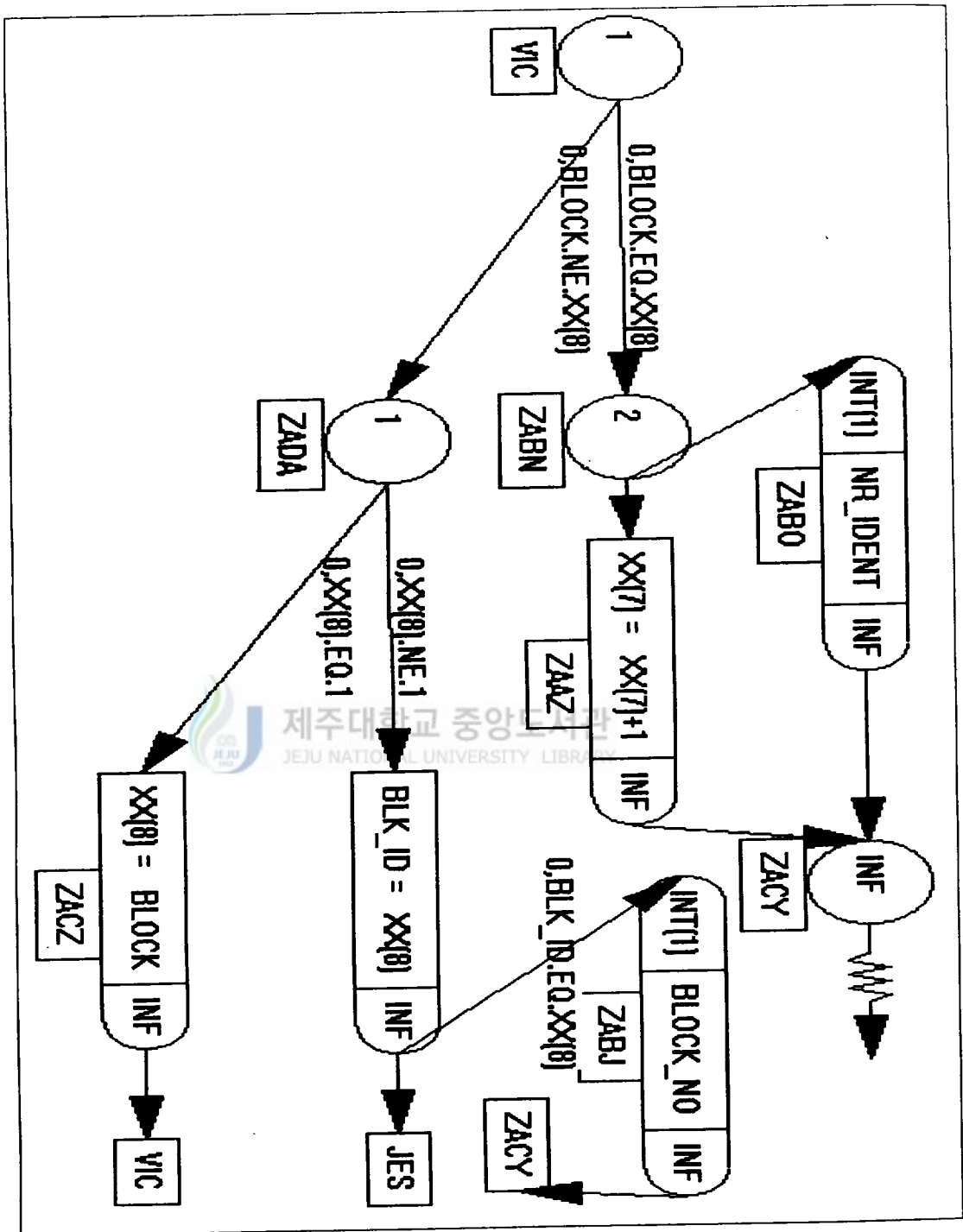
Network Model



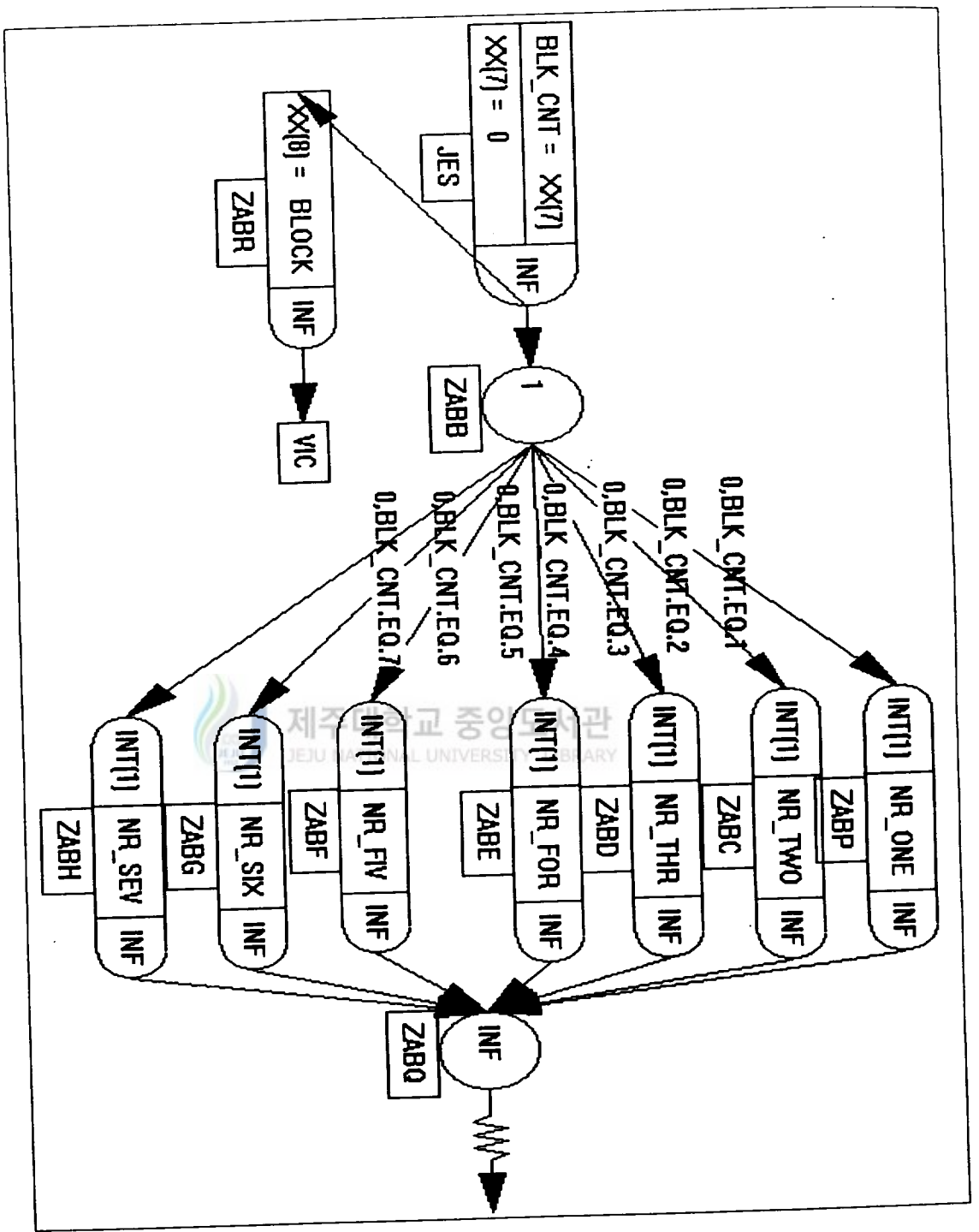
Network Model



Network Model



Network Model



Network Model

## 참 고 문 헌

- A. A. Lazar, et al., "Real-Time Traffic Measurements on MAGNET II," *IEEE JSAC*, Vol. 8, NO. 3, pp. 467-483, Apr. 1990.
- A. M. Moller, "Equivalence of Policing Mechanisms", *IBCN & S*, Apr. 1993.
- A. Alan B. Pritsker, "Introduction to Simulation and SLAM II".
- B. T. Doshi, H. Heffes : Overload Performance of Several Processor Queuing Disciplines for the M/M/1 Queue. *IEEE Transactions on Communication*, Vol. COM-34, No. 6, June. 1986. pp.538-546.
- B. Lague, C. Rosenberg, F. Guillemin, "A Generation of Some Policing Mechanism", *IEEE INFOCOM*, 1992.
- CCITT SG X, Report TD 36, Geneva, Jun. 1991.
- Duke Hong and Tatsuya Sudai, "Congestion Control and Prevention in ATM Networks", *IEEE Network Magazine*, pp. 10-16, Jul. 1991
- D. E. McDysan and D. L. Spohn, *ATM: Theory and Application*, McGraw-Hill, 1995.
- D. K. Hsing, "Performance Study on The "LeakyBucket" Usage Parameter Control Mechanism with CLP Tagging", *IEEE*, pp.359-364, ICC 1993.
- E. P. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks", *IEEE JSAC*, Vol. 9, No. 3, pp.325-334, Apr. 1991.

- F. Guillemin et al., "Peak Rate Enforcement in ATM Networks", *IEEE INFOCOM* pp. 752-758, 1992.
- H. Kroner, "Comparative Study of Space Priority Mechanism for ATM Networks", *IEEE INFOCOM '90*, Jan. 1990, pp. 1136-1143.
- H. Kroner, G. Hebuterne, and P. Boyer, "Priority Management in ATM Switching Node," *IEEE J. Selected Areas in Communications*, vol. 9, no. 3, Apr. 1991, pp.418-427.
- I. Cidon, A. Khamish, and M. Sidi, "Analysis of Packet Loss Processes in High-Speed Networks," *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. 39, no. 1, Jan. 1993, pp.98-108.
- J. J. Bae and T. Suda, "Survey of Traffic Control Protocol in ATM Networks". *IEEE GLOBECOM '90*, pp. 1-6, 1990
- 정재호, 정태일, 김성조, "ATM 망에서 다중 임계치를 이용한 멀티미디어 트래픽의 효율적 스케줄링 기법", 정보과학회 논문지(A) 제 23 권 제 5 호 pp.498-507, 1996. 5.
- K. Rothermel, "Priority Mechanisms in ATM Networks", *IEEE GLOBECOM '90* pp. 847-851. 1990.
- K. Shimokoshi, "Evaluation of Policing Mechanisms for ATM Networks", Vol E76-B, No. 10, Nov. 1993.
- 곽민곤, 성수란, 김종권, "ATM 전송망에서의 PBS를 이용한 셀 우선 순위 제어 방식의 연구", 한국통신학회 논문지 제 19 권 제 12 호, pp.2328-2338, 1994 12.



- L. Trajkovic and S. J. Golestani, "Congestion Control for Multimedia Services," *IEEE Network Magazine*, pp. 20-26, Sep. 1992.
- R. Chipalkatti, et al., "Scheduling Polices for Real-Time and Non-Real-Time Traffic in Statistical Multiplexer," *IEEE JSAC, Vol. 9, No. 7*, pp. 1110-1118, Sep. 1991.
- R. Chipalkatti, J. F. Kurose, and D. Towsley, "Scheduling Policies for Real-Time and Non-Real-Time Traffic in Statistical Multiplexer," *IEEE INFOCOM'89*, 1989, pp.774-793.
- R. O. Onvural, "Asynchronous Transfer Mode Network : Performance Issues", 1993.
- Sang Gug Jong and Kong Ohk Chin, "Congestion Control with The Double and Hysteresis Threshold in ATM Network", *IEEE 94'GLOBECOM*, pp. 595-599, 1994.

## 감사의 글

대학원 문턱에 들어선지도 2년이 다 되어 갑니다.

비록 여기 자그마한 결실은 맺었지만, 맺는 과정 속에서 배우며 느꼈던 순간 순간들이 더 귀하게 다가옵니다.

무엇보다 자격없는 자에게 학문을 감당케 하시고 승리케 도우신 하나님께 모든 영광을 돌려 드립니다.

그리고 이 논문이 있기까지는 여러 교수님들과 후배님들의 격려와 도움이 있었습니다. 안기중 교수님, 부족한 저를 위해 마음 고생 하시며 배움의 길을 알게 해 주셨던 그 은택은 잊지 못할 것입니다. 그리고 대학원 과정 동안 틈틈히 격려와 조언을 해 주신 김장형 교수님, 곽호영 교수님, 변상용 교수님, 이상준 교수님, 송왕철 교수님, 문치웅 교수님께도 깊은 감사를 드립니다. 또한 연구하는 과정속에서 때로는 밤을 같이 지세우면서 도움을 주셨던 강경숙씨, 신준, 영대에게도 고마운 마음을 전합니다. 그리고 저를 위해 기도해 주시고 관심을 주셨던 UBF동역자님들께 감사를 드립니다.

끝으로, 지금 이 순간에도 저를 위해 노심초사하시며 희생하여 주시는 어머님께 이 작은 결실을 드립니다.