

ATM 전송망에서의 PBS를 이용한 셀 우선 순위 제어 방식의 연구

正會員 곽 민 곤* 正會員 성 수 란* 正會員 김 종 권*

An Analysis of Cell Loss Process in an ATM Network Under Partial Buffer Sharing Policy

Min-kon Kwag*, Su-ran Seong*, Chong-kwon Kim* *Regular Members*

要 約

ATM 전송 기술에 있어 PBS 방법은 혼재된 트래픽 환경하에서 각각의 트래픽이 서로 다른 서비스 품질을 요구할 경우, 체증 상태의 망 관리를 효율적으로 하기위해 제시된 셀 준위의 우선 순위 제어방식이다. 이 논문에서는 시간 지연과 셀 손실에 민감한 두 트래픽에 대한 처리를 PBS 방법을 적용시켜 셀 손실에 대한 분포를 분석하고자 한다. 특히, 실시간 트래픽의 주요한 성능 척도인 연속적 셀 손실 확률을 정확하게 구하기 위하여 셀 손실 간의 독립성을 가정하지 않은 개귀적 알고리즘을 사용한다. 이 방법에 의해 유도된 셀 손실에 대한 분포의 결과는 독립을 가정한 경우보다 더 심각하게 나타난다. 그리고, 실시간 트래픽에 대한 PBS 방법의 제한성과 주어진 서비스 품질 기준에 따른 허용 부하를 증가시킬 수 있음을 보여 준다.

주요어: 실시간 트래픽, 비실시간 트래픽, 셀 손실, 버스트성, PBS 방법, 임계치

ABSTRACT

The PBS(Partial Buffer Sharing) space priority mechanism is one of 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 traffic and delay sensitive traffic are applied to the system. To derive the successive cell loss probabilities, which are an important performance measure of

* 서울대학교 자연대 계산통계학과
Department of Computer Science & Statistics College of
Natural Sciences Seoul National University

論文番號: 9424

接受日字: 1994年 1月 20日

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 may indicate the limitation of PBS for realtime traffic and the increase of the admissible load with the criterion of quality of service.

KEY WORDS : Realtime traffic, Non-realtime traffic, Cell loss, PBS priority mechanism, Threshold

I. 서 론

과거 제한된 기능을 담당하던 통신망과는 달리, 다양한 종류의 모든 서비스를 제공해야하는 광대역 종합 통신망(B-ISDN)에서는 ATM과 같은 새로운 전송 기술을 필요로 하게되었다. 고속 통신망에서의 혼재된 트래픽 환경과 높은 처리량 요구는, 적체 현상으로 야기되는 셀 손실을 유발시키며 그에 따른 에러 복구 및 셀 재전송은 통신망의 과부하 상태를 심화시킬 수 있다. 따라서, 다양한 대역폭을 요구하는 서비스를 유연성있게 수용하고 제한된 시스템의 자원을 효율적으로 운용하기 위해서는 전송되는 정보의 속성에 따른 적절한 서비스 대책이 요구된다.

ATM 전송망에서 정보 전송의 기본 단위는 트래픽의 종류에 관계없이 고정된 크기의 셀로써 구성된다. ATM 계층에서는 모든 서비스에 대한 셀의 전송을 담당하며 ATM 적응 계층(AAL)에서는 이것을 기반으로 상위 계층의 모든 서비스에 대한 전송 기능을 제공하게 되는 것이다. 따라서, 트래픽의 특성에 따른 효율적인 셀의 전송은 넓은 대역폭에 존재하는 다양한 서비스의 품질(QOS)을 제고시키는 주요한 기반이 될 수 있다. 일반적으로 전송 셀은 지연 시간의 민감도에 따라, 실시간형 데이터와 비실시간형 데이터로 대별할 수 있다. 대화 음성이나 영상 정보 등의 실시간형 데이터는 어느 정도의 셀 손실은 감수할 수 있지만 정해진 시간 내에 서비스를 받지 못하면 무의미해진다. 따라서, 실시간 트래픽에 대한 서비스의 품질을 높이기 위해서는 시간 우선 순위의 서비스 방법을 필요로 하게 된다. 반면, 비실시간형 데이터는 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 전송 처리는 전체 서비스 측면에서 Trade-off 관계를 형성한다.

최근, 혼재된 트래픽의 서비스 품질에 대한 요구를 만족하기 위하여 트래픽 제어 및 자원 관리에 대한

많은 연구가 있었다. 최근에는 2 개의 베어러(Bearer) 서비스 시스템이 제안되어 졌다.⁽²⁾⁽³⁾⁽⁷⁾ 즉, 셀 수준(cell level)에서의 서비스 품질 보장을 위해서 셀에 두 개의 우선 순위를 두어 망 체증 시 서비스의 품질에 영향을 적게 미치는 낮은 우선 순위의 셀을 폐기시키는 방법으로 ATM 셀 헤더에 이를 구현하기 위한 셀 손실 우선순위(Cell Loss Priority) 비트의 할당이 채택되어졌다. 따라서, 셀 수준에서의 손실에 대한 우선 순위를 고려하는 서비스 방법을 구현하는 것이 망 내부의 버퍼 관리로 집약될 수 있음에 따라 서비스 품질 유지를 위한 다양한 방법이 제시되어졌다. 따라서, 새로운 우선 순위 제어 방법을 도입하여 상이한 트래픽 특성과 서비스 요구에 따른 시스템의 서비스 품질에 따른 효율을 수학적 모델을 통해 구체적으로 탐색해 볼 수 있는 것이다.

Kroner는 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽이 혼재된 환경하에서 우선 순위 제어 방법으로 PBS(Partial Buffer Sharing)를 소개하였다.⁽²⁾⁽³⁾ 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 지연 시간을 단축시킴으로써 전체 서비스 효율을 높일 수 있을 것이다.

일반적으로 ATM 망에서는 셀 전송 지연과 셀 손실률이 서비스 품질을 결정짓는 중요한 척도가 된다. 이 논문에서는 실시간 트래픽의 성능과 관련하여 PBS 방법의 적절한 운용에 따른 최악의 전송 지연을 보장할 수 있으므로, 셀 손실에 따른 분포를 통하여 서비스 성능에 따른 분석을 취급할 것이다. 셀 손실

은 비트 오류, 버퍼 저장 방법, 버퍼 오버플로우에 의해 크게 영향을 받는다. 비트 오류는 모든 서비스에 공통적으로 적용되고 고속 통신이기 때문에 그리 큰 문제가 되지 않으므로 무시하기로 한다.

영상 통신이나 비디오와 같은 실시간 트래픽의 전송에 따른 서비스는 단일 셀의 손실보다는 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.

이 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 두 트래픽의 포아송 도착 프로세스를 가정하고, PBS 방법하에서 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 셀 손실에 대한 처리와 서비스 방법에 따른 최근의 논문을 소개하고 PBS 서비스 방법에 따른 우리의 모델을 자세히 소개하고 모델 분석을 위한 재귀적 알고리즘을 소개한다. III 장에서는 분석된 결과를 토대로 PBS 서비스 방법의 유용성과 셀 손실의 버스티성을 탐색하고자 하는데 전체 부하와 부하 비율에 따른 감도 분석, 각 트래픽의 버퍼 크기에 대한 감도 분석의 결과를 제시하고, 독립의 가정하에서 얻어진 결과와도 비교한다. IV 장에서는 본 연구의 결론을 제시한다.

II. PBS 우선 순위 제어 방식

2.1 최근의 연구

데이터의 특성에 따른 우선 순위 제어 방법에 관한 최근의 연구는 크게 두 가지로 분류된다. 즉, 도착한 셀의 버퍼에 대한 접근을 제어하는 공간 우선 제어 방식(Space priority)과 버퍼에 저장된 셀의 전송 처리에 대한 순서를 제어하는 시간 우선 제어 방식(Time Priority)으로 구분할 수 있다.

시간 우선 순위 제어 방법으로써 제시된 방법은 MLT(Maximum Laxity Threshold)와 QLT(Queue Length Threshold)를 들 수 있다.⁽⁴⁾ MLT는 비실시간 데이터를 우선적으로 전송하되 버퍼에 대기 중인 실시간 셀의 최소 laxity(지연 초과에 의한 손실이 발생하기까지 남은 시간)가 임계치보다 작을 경우에만 실시간 데이터에 우선 순위를 부여하는 방법이고 QLT는 실시간 데이터를 우선적으로 전송하되 버퍼에 대기 중인 비실시간 데이터의 수가 임계치 이상이면 비실시간 데이터를 우선적으로 처리하는 방법으로 두 방법 모두 각각의 데이터를 2개의 버퍼에 따로 저장하여 관리하는 방법이다.

Chipkatti는 두 트래픽이 혼재된 하나의 무한 크기의 버퍼를 가정하여 비실시간형 데이터는 버퍼내에서의 지연 시간만이 문제가 되고 실시간 데이터는 deadline을 초과한 지연에 의한 손실만이 문제가 되는 경우에 대해 여러방법을 제시, 비교하고 있다.⁽⁴⁾ 특별한 우선 순위 제어 방식을 도입하지 않는 FIFO 방식은 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 Heffes는 M/M/1/N 큐잉 모델에서의 적체 제어 문제를 다양한 서비스 방법을 이용하여 비교, 분석하고 있다.⁽⁹⁾ Kroner는 유한 크기의 버퍼를 가정하고 Push-Out, Partial Buffer Sharing(PBS) 그리고 Separate Route 방법 등을 제안하였다.⁽¹⁰⁾⁽¹¹⁾ 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 줌으로써 서비스의 효율을 높이는 방법으로써, 그 효과는 있으나 대체 방법에 따른 버퍼 처리 문제가 복잡하다. 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 PBS 방법을 사용하는 것이 현실적임을 제시하고 있다.

Cidon은 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 제시하고 전방 오류 정정(Forward Error Control) 기능의 제한성을 지적하고 있다.⁽¹⁾

2.2 이론적 해석

앞에서 언급한 바와 같이, PBS 방법은 임계치를 두어 두 트래픽에 대한 버퍼의 크기를 조절함으로써 서비스 효율을 제고시키는 서비스 방법이다. 즉, 지연에 민감한 실시간 트래픽에 대해서는 대기 시간을 짧게 하기 위해서 실시간 트래픽이 도착할 때, 버퍼에서 대기하는 셀의 수가 임계치 이하일 때는 버퍼에 들어갈 수 있게하고 임계치 이상이면 그것을 폐기시킴으로써, 비실시간 트래픽의 전송처리 능력을 높게 하는 것을 말한다.

우선, 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽의 도착 및 전송 처리는 서로 독립이고 각각의 도착률이 λ_r 과 λ_n 을 따르는 포아송 프로세서를 가정한다. 각 트래픽으로부터의 셀은 하나의 버퍼에서 대기하며 셀을 전송 처리하는 서버는 하나이다. 또, 전송 시간은 각각의 트래픽에 대해 동일하며 처리율 μ 를 따르는 지수분포를 가정한다. 전체 버퍼의 크기는 M_2 이며 실시간 트래픽을 위한 임계치는 $M_1 (\leq M_2)$ 이다. 따라서, 언급한 PBS 트래픽 모델은 그림 1과 같이 된다.

그런데, 실시간 트래픽의 경우 버퍼 내에 대기하고 있는 셀의 수가 M_1 을 초과하면 폐기되므로 $\Pi(i)$ 를 안정 상태에서 시스템 내에 i 개의 셀이 있을 확률이

라고 정의할 때, 전이 상태를 나타내는 상태도는 그림 2와 같다.

그림 2의 상태도에서 평형 방정식을 유도하면, 식 (1)과 같다.

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

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

앞의 식을 이용하여 평형 방정식을 풀면 식(2)와 같다.

$$\Pi(i) = \left(\frac{\lambda_n + \lambda_r}{\mu} \right)^i \Pi(0), \quad 0 \leq i < M_1 \quad (2)$$

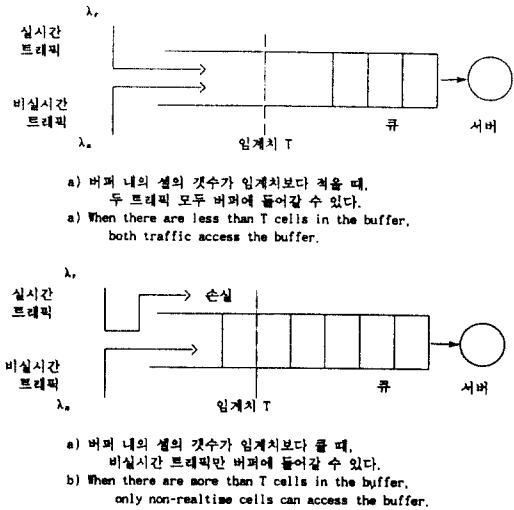


그림 1. 트래픽 모델과 PBS 우선 순위 제어
 Fig. 1. Traffic Model and PBS Mechanism

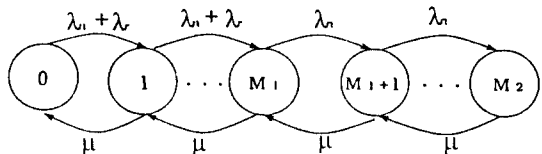


그림 2. 상태 전이도
 Fig. 2. State Transition Diagram

$$= \left(\frac{\lambda_n + \lambda_r}{\mu}\right)^{M_1} \left(\frac{\lambda_n}{\mu}\right)^{i-M_1} \Pi(0), \quad M_1 \leq i < M_2$$

$$\begin{aligned} \text{그리고, } \Pi(0) = & \left[\sum_{i=0}^{M_1} \left(\frac{\lambda_n + \lambda_r}{\mu}\right)^i \right. \\ & \left. + \sum_{i=M_1+1}^{M_2} \left(\frac{\lambda_n + \lambda_r}{\mu}\right)^{M_1} \left(\frac{\lambda_n}{\mu}\right)^{i-M_1} \right]^{-1} \end{aligned}$$

이 장에서 우리의 목적은 n 개의 연속 셀로 이루어지는 하나의 블록에서 j 개의 실시간 셀이 손실되는 확률 $P^r(j, n)$ ($0 \leq j \leq n, n \geq 1$)과 비실시간 셀이 손실되는 확률 $P^n(j, n)$ ($0 \leq j \leq n, n \geq 1$)을 각각 구하는 것이다. 따라서, 블록 내의 처음 셀이 시스템에 도착할 때 관찰되어지는 버퍼내의 셀에 대한 정보를 조건부 확률로 주어 해결할 수 있다. $P_i^n(j, n)$ 와 $P_i^r(j, n)$ 을 각각 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽에 대해 n 개의 연속 셀로 이루어지는 하나의 블록에서 첫번째 셀이 시스템에 도착하기 직전 시스템 내에 i 개의 셀이 조건부로 주어졌을 때 j 개가 손실될 확률이라고 정의한다면, 조건부 확률을 이용한 다음의 수식을 유도할 수 있다.

$$P^r(j, n) = \sum_{i=0}^{M_2} \Pi(i) P_i^r(j, n) \quad (3)$$

$$P^n(j, n) = \sum_{i=0}^{M_2} \Pi(i) P_i^n(j, n) \quad (4)$$

$P_i^n(j, n)$ 와 $P_i^r(j, n)$ 의 재귀적 계산을 위해서 새로운 개념의 확률 도입이 필요하다. 셀간 도착 간격 시간 동안, 시스템 내에 있는 i 개의 셀 중 k 개가 전송 처리될 확률을 $Q_i(k)$ ($0 \leq i \leq M_2, 0 \leq k \leq i$)라 하면, 그 식은 다음과 같이 된다.

$$Q_i(k) = \left(\frac{\mu}{\mu + \lambda_n + \lambda_r}\right)^k \left(\frac{\lambda_n + \lambda_r}{\mu + \lambda_n + \lambda_r}\right), \quad 0 \leq k \leq i \quad (5)$$

$$Q_i(i) = \left(\frac{\mu}{\mu + \lambda_n + \lambda_r}\right)^i$$

그러면, 실시간 트래픽에 대한 손실 확률 $P^r(j, n)$ ($0 \leq j \leq n, n \geq 1$)을 먼저 구해보기로 하자. 우리는 위의 (2)와 (5)로부터 얻은 확률을 이용하여, 실시간 트래픽에 대한 재귀적 관계 방정식을 다음과 같이 유도할 수 있다.

$i = 0, 1, \dots, M_1 - 1$ 일 때,

$$P_i^r(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=0 \\ 0 & j \geq 1 \end{cases} \quad (6)$$

$i = M_1, \dots, M_2$ 일 때,

$$P_i^r(j, 1) = \begin{cases} 1 & j=1 \\ 0 & j=0, j \geq 2 \end{cases} \quad (7)$$

$$P_i^r(0, k) = 0, \quad 1 \leq k \leq n. \quad (8)$$

그리고, $n \geq 2$ 에 대해서는 다음에 도착하는 셀이 실시간 셀이 아닌 비실시간 셀일 수도 있기 때문에 새로운 개념이 확률 도입이 필요하다. 비실시간 트래픽이 버퍼에 도착 직전 버퍼에 i 개의 셀이 주어졌을 때, n 개로 구성되는 하나의 블록에서 j 개의 셀이 손실되는 확률을 $P_i^r(j, n)$ 라고 정의하자. 그러면, 두 트래픽의 도착이 포아송 프로세서이므로, 실시간 셀이 먼저 도착할 확률은 $p(r) = \frac{\lambda_r}{\lambda_r + \lambda_n}$ 로 주어지고, 따라서 다음의 관계식이 유도될 수 있다.

$$\begin{aligned} P_i^r(j, n) = & \sum_{k=0}^{i+1} Q_{i+1}(k) [p(r) P_{i+1-k}^r(j, n-1) \\ & + p(\bar{r}) P_{i+1-k}^r(j, n-1)], \quad 0 \leq i \leq M_1 - 1 \end{aligned} \quad (9)$$

$$\begin{aligned} P_i^r(j, n) = & \sum_{k=0}^i Q_i(k) [p(r) P_{i-k}^r(j-1, n-1) \\ & + p(\bar{r}) P_{i-k}^r(j-1, n-1)], \quad M_1 \leq i \leq M_2. \end{aligned} \quad (10)$$

앞의 식 (9), (10)에서의 $P_i^r(j, n)$ ($n \geq 1$)은 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\begin{aligned} P_i^r(j, n) = & \sum_{k=0}^{i+1} Q_{i+1}(k) [p(r) P_{i+1-k}^r(j, n) \\ & + p(\bar{r}) P_{i+1-k}^r(j, n)], \quad 0 \leq i \leq M_2 - 1 \end{aligned}$$

$$P_{M_2}^r(j, n) = P_{M_2-1}^r(j, n). \quad (11)$$

위의 방정식에 대한 설명은 다음과 같다. 실시간 블록의 처음 셀이 시스템에 도착했을 때 버퍼내에 있는 셀의 수가 M_1 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. 그리고, 다음 셀이 처음 도착하는 시간 동안 버퍼 내에 있는 $k(0 \leq k \leq i+1)$ 개의 셀이 전송 처리된다면 해당 셀은 버퍼내에 있는 $i+1-k$ 개의 셀이 버퍼 내에 있는 것을 보게 될 것이다. 그리고, 다음에 도착하는 셀이 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽에 대해 먼저 도착할 확률은 각각 $p(r)$ 과 $p(\bar{r})$ 이므로 $P_i^r(j, n)$ 은 (9) 식의 오른쪽과 같이 표현될 수 있다. 그리고, 실시간 셀이 시스템에 도착해서 버퍼내에 있는 셀의 수가 M_1 보다 크다면 해당 셀은 손실될 것이다. 하나의 셀을 손실했으므로, n 개의 셀로 구성되는 블럭에서 j 개가 손실되기 위해서는 다음에 도착하는 $(n-1)$ 개의 셀 중 $(j-1)$ 개가 손실되어야 하며, 그 첫번째 셀이 도착할 시간동안 $k(0 \leq k \leq i)$ 개의 셀이 전송 처리된다면, 해당 시점에서 $(i-k)$ 개의 셀이 버퍼 내에 있을 것이다. 따라서, 트래픽에 대한 재귀 방정식이 식(11)과 같이 표현될 수 있다. 따라서, 우리는 방정식 (6)에서 (11)을 이용하여 실시간 트래픽의 손실률 $P_i^r(j, n)$ 을 재귀적으로 계산할 수 있다. 관련 방정식의 해법 절차는 다음과 같다. 먼저, $P_i^r(j, 1)$ ($0 \leq i \leq M_2$)이 초기화 조건 (6)과 (7)로부터 구해진다. 다음, $k(k=1, 2, \dots, n-1)$ 단계에서 실시간 셀 손실 확률 $P_i^r(j, k)$ ($0 \leq i \leq M_2$)이 방정식 (11)과 $(k-1)$ 단계에서 계산되었던 $P_i^r(j, k)$ ($0 \leq i \leq M_2$)을 이용하여 구해진다. 그러면, 앞에서 계산된 확률값과 방정식 (9)와 (10)을 이용하여 $P_i^r(j, k+1)$ 의 값이 재귀적으로 계산되어지는 것이다.

확률 $P_i^r(j, n)$ 을 구하기 위해 Hessenburg matrix의 해를 구하는 알고리즘을 이용할 것이므로 방정식 (11)의 각 항을 다음과 같은 새로운 변수로 변환한다.

$$X_i = P_i^r(j, n),$$

$$b_{i+1, k} = Q_{i+1}(k) \frac{\lambda_n}{\lambda_n + \lambda_r}$$

$$a_i = \sum_{j=0}^{i+1} Q_{i+1}(k) p(r) P_{i+1-k}^r(j, n) \quad 0 \leq i \leq M_2-1$$

그러면, 방정식 (11)은 다음과 같은 식으로 변환되면서, Hessenburg matrix의 형태를 갖추게 된다.

$$X_i = a_i + \sum_{j=0}^{i+1} b_{i+1, j} X_j \quad 0 \leq i \leq M_2-1 \quad (12)$$

$$X_{M_2} = X_{M_2-1}$$

여기서, $a_i, b_{i,j}$ ($0 \leq i \leq M, 0 \leq j \leq i+1$)는 실수로 주어지고, X_i 는 미지의 변수이다. X_i 는 α_i 와 β_i 의 선형식, 즉 $X_i = \alpha_i + \beta_i X_0$ ($0 \leq i \leq M_2$)로 표현될 수 있음을 이용하여, α_i, β_i 그리고 X_0 에 대한 일반식을 다음과 같이 유도할 수 있다.

$$\alpha_0 = 0, \quad \beta_0 = 1$$

$$\alpha_i = \frac{\alpha_{i-1} - a_{i-1} - \sum_{j=0}^{i-1} b_{i,j} \alpha_{i-j}}{b_{i,0}}$$

$$\beta_i = \frac{\beta_{i-1} - \sum_{j=1}^{i-1} b_{i,j} \beta_{i-j}}{b_{i,0}} \quad 1 \leq i \leq M_2 \quad (13)$$

$$X_0 = \frac{\alpha_{M_2-1} - \alpha_{M_2}}{\beta_{M_2} - \beta_{M_2-1}}$$

따라서, (13)을 이용하여 α_i, β_i 그리고 X_0 를 구할 수 있으며, X_i 는 관계식 $X_i = \alpha_i + \beta_i X_0$ 를 이용하여 계산되어 질 수 있다. 그러므로, 우리는 확률 $P_i^r(j, n)$ 을 구할 수 있게되고, 다시 (9)와 (10)을 이용하여 $P_i^r(j, n)$ 의 값을 구하게 되는 것이다. 비실시간 트래픽에 대해서도, 유사한 방법으로 $P_i^n(j, n)$ 을 구할 수 있다.

위의 재귀 방정식에 의한 분석값을 독립 가정하에서의 값과 비교하기 위해 $P_{ind}^r(j, n)$ 와 $P_{ind}^n(j, n)$ 을 구할 수 있어야 한다. 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽에 대한 셀이 손실되는 확률이 각각 $p_r = \sum_{i=M_1}^{M_2} \Pi(i)$ 과 $p_n = \Pi(M_2)$ 이므로 독립 가정하에서의 셀 손실 확률은 다음과 같다.

$$P_{ind}^r(j, n) = {}_n C_j p_r^j (1-p_r)^{n-j} \quad (14)$$

$$P_{ind}^n(j, n) = {}_n C_j p_n^j (1-p_n)^{n-j} \quad (15)$$

III. 수치 해석의 결과 및 분석

이 장에서는 앞에서 언급한 재귀적 방법을 이용하여 PBS 구조에 대한 성능 분석이 제시된다. 두 트래픽의 포아송 가정을 통하여 고정된 크기의 블럭 내에서 손실되는 셀의 갯수에 대한 분포를 계산할 것이다. 특별한 언급이 없으면 버퍼의 크기는 20으로 하고 PBS 구조의 임계치는 16, 고정된 블럭의 크기는

10으로 하며 전체 부하는 $\rho=0.8$, 각 트래픽의 부하 비율은 동일하다고 가정한다.

먼저, 앞에서 언급한 독립성의 가정은 버퍼 오버플로우에 의한 인접된 셀 손실에 있어서 강한 상관 관계를 무시하고 셀 손실률에 대한 잘못된 분포를 유도할 수 있음을 제시하였다. 그림 3은 전체 부하율 $\rho=0.8$ 하에서 우선 순위를 사용하지 않는 FIFO(First In First Out)의 경우 재귀적 방법과 독립 가정에서의 연속 셀 손실 확률을 비교한 것이다. 그림 3에서 보여 주는 바와 같이 손실 셀의 수가 증가할수록 손실률에 의한 상대오차가 크게 나타난다. 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 측정하면서 여러 개의 셀들에 대한 손실률을 과소 측정하는 경향이 있음을 그림 3을 통해 잘 보여주고 있다. 따라서, 전송망의 체증에 따른 셀 단위의 기능은 트래픽의 부하율이 높을 때는 신중한 검토가 요구될 수 있겠다.

표 1에서의 혼재된 두 트래픽의 PBS와 FIFO의 셀 손실률에 대한 값을 보여주고 있다. 주어진 부하율 하에서 PBS는 FIFO의 경우보다 실시간 셀 손실률은 증가하는 반면 비실시간 셀 손실률은 감소하고 있

다. 그런데, 실시간 트래픽의 서비스 품질은 하나의 셀 손실보다는 연속되는 셀 손실에 더욱 민감하다는 것을 가정하면, PBS 방법은 기대보다 미흡하다는 것을 알 수 있다.

표 1. PBS와 FIFO 방법에 따른 트래픽 손실률($M_1=16, M_2=20, n=10$)

Table 1. Consecutive Loss prob. for PBS and FIFO($M_1=16, M_2=20, n=10$)

#	실시간 트래픽		비실시간 트래픽	
	PBS	FIFO	PBS	FIFO
0	9.625e-001	9.877e-001	9.990e-001	9.877e-001
1	1.421e-002	6.198e-003	6.445e-004	6.198e-003
2	8.867e-003	3.259e-003	2.230e-004	3.259e-003
3	5.663e-003	1.622e-003	7.507e-005	1.622e-003
4	3.610e-003	7.521e-004	2.437e-005	7.521e-004
5	2.250e-003	3.186e-004	7.524e-006	3.186e-004
6	1.368e-003	1.200e-004	2.161e-006	1.200e-004
7	7.905e-004	3.866e-005	5.573e-007	3.866e-005
8	4.270e-004	1.002e-005	1.215e-007	1.002e-005
9	2.089e-004	1.862e-006	1.997e-008	1.862e-006
10	9.441e-005	1.871e-007	1.864e-009	1.871e-007

일반적으로 실시간 트래픽의 경우, 블럭 내에서 일정 수 이하의 셀 손실은 서비스의 품질을 고려할 때 허용할 수 있다. 그러면, 그림 4를 통해 두 데이터 서

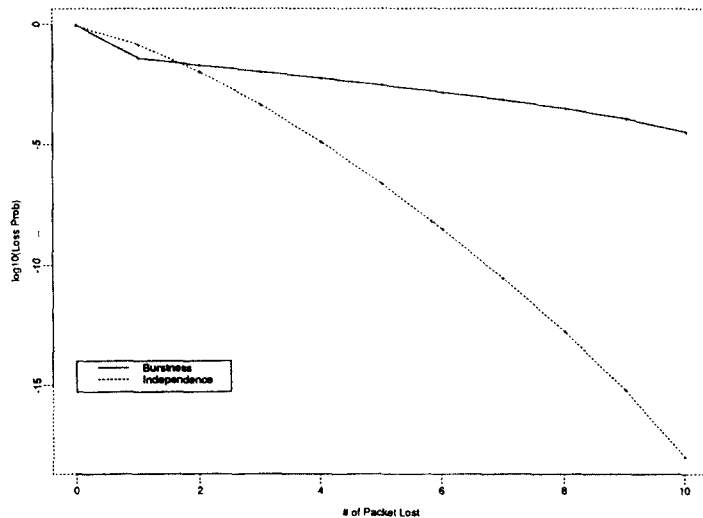


그림 3. 실시간 트래픽 손실률($\rho_r = \rho_n = 0.4$) 재귀적 알고리즘 vs. 독립성 가정
Fig. 3. Consecutive realtime cell loss probability($\rho_r = \rho_n = 0.4$) Recursive algorithm vs. Independence assumption

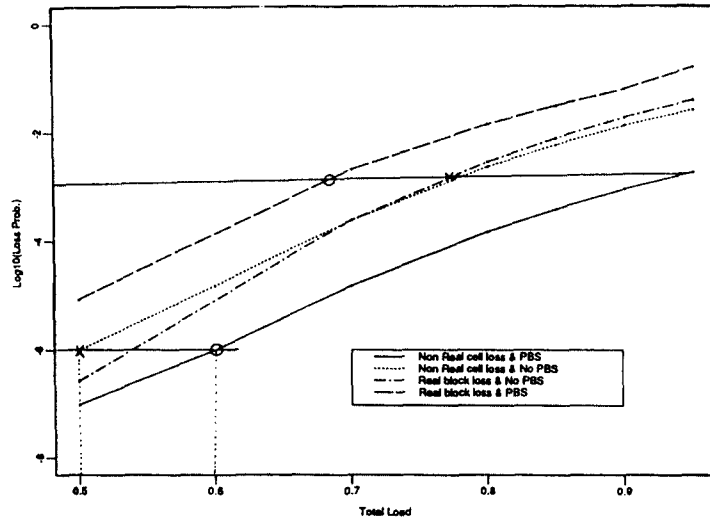


그림 4. 실시간 트래픽에 대한 블럭 손실률 vs 비실시간 트래픽의 셀 손실률($M_1=20$, $M_2=16$, $\rho_r=0.4$, $\rho_n=0.4$) PBS는 허용 부하를 0.5에서 0.61로 증가시킨다.

Fig. 4. Block loss prob. for realtime traffic and Single cell loss prob. for non-realtime traffic($M_1=20$, $M_2=16$, $\rho_r=0.4$, $\rho_n=0.4$) PBS increases admissible load form 0.5 to 0.61.

비스의 셀 손실에 대한 허용 한계를 설정함으로써 PBS 전략하에서 허용할 수 있는 전체 부하를 탐색해보면서 이 문제를 구체적으로 분석해 보고자 한다. 예를 들어, 실시간 트래픽의 경우 블럭의 손실률은 10^{-3} 이하이어야 하며 3 개 이상의 셀이 손실되면 회복할 수 없는 블럭이고, 비실시간 트래픽의 경우 하나의 셀 손실률이 10^{-6} 이하가 요구되는 기준이라고 가정하자. 그림 4는 이러한 가정을 근거로 블럭 손실 분포를 전체 부하의 함수로 제시하고 있다. 즉, 실시간 트래픽의 경우 블럭 손실 확률은 $\sum_{j=3}^{10} P^r(j, n)$ 이 되는 것이다. 위에서 제시된 허용 블럭 손실률을 기준으로 할 때, PBS 전략 하에서의 전체 허용 부하는 FIFO의 허용 부하 0.5 보다 큰 0.6으로 증가할 수 있음을 보여 준다. 그런데, PBS의 경우 실시간 트래픽의 부하율이 높을 때 임계치를 통한 손실률의 증가로 인해 전체 허용 부하가 FIFO에 비해 크게 제약을 받게 된다. 그것은 PBS의 경우 지연에 민감한 실시간 트래픽의 대기 시간을 임계치를 통하여 해결한다는 것은 실시간 트래픽의 허용 손실률이 허용 부하의 제약으로써 작용할 수 있게 하고, FIFO의 경우 상대적

으로 증가된 비실시간 트래픽의 손실률이 제약적인 요소로 작용할 수 있는 것이다. 일반적으로, PBS 전략은 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽의 서로 다른 서비스 품질 기준에 따라 한정된 자원을 효율적으로 사용하기 위하여 제시되어 졌다. 결국, 각 트래픽의 요구하는 기준에 따라 유한 크기의 버퍼 내에서 허용할 수 있는 전체 부하가 PBS 구조하에서 증가하는 효과를 얻을 수 있으나 서비스의 품질 기준의 차이에 따라 그 효과가 작을 수 있음을 엿볼 수 있다.

그림 5와 그림 6은 전체 부하 $\rho=0.8$ 하에서, PBS와 FIFO의 우선 순위 제어 방법에 따라 각 트래픽에 대한 부하를 0.1, 0.4, 0.7로 증가시키면서 부하 비율에 따른 손실률을 나타내고 있다. 여기서, 주목할 것은 고정된 전체 부하율 하에서 각 트래픽의 부하율과 손실률의 관계이다. 고정된 전체 부하율 하에서 실시간 트래픽의 부하율이 낮을 때에는 다른 부하율에 비해 블럭 내에서 손실되는 셀의 수가 적은 부분(1-2개)에서 손실률이 크게 나타나고, 부하율이 증가할 때는 손실되는 셀의 수가 많은 부분에서 손실률이 상대적으로 크게 나타날 것이다. 왜냐하면, 전체 부하가 고정된 상태에서 버퍼 오버플로우에 의한 셀 손실

이 일어날 경우, 낮은 도착률을 가지는 트래픽이 블럭내에서 연속적으로 손실이 일어나는 경우가 자주 발생한다고 볼 수 없다. 즉, 그림 5와 그림 6을 보면, FIFO 방법하에서 각 트래픽의 손실되는 셀 분포에 따른 최대 셀 손실률은 손실되는 셀의 갯수가 적을

때는 부하율이 낮을 때($\rho_r = 0.1, \rho_n = 0.1$)이고 손실 셀의 갯수가 증가하면서 부하율도 증가하는 비례 현상을 보여 주고 있다. 그런데, 흥미있는 것은 PBS 방법에 따른 각각의 트래픽의 부하율이 낮을 때($\rho_r = 0.1, \rho_n = 0.1$)를 비교해보면, 실시간 트래픽의 최대 손

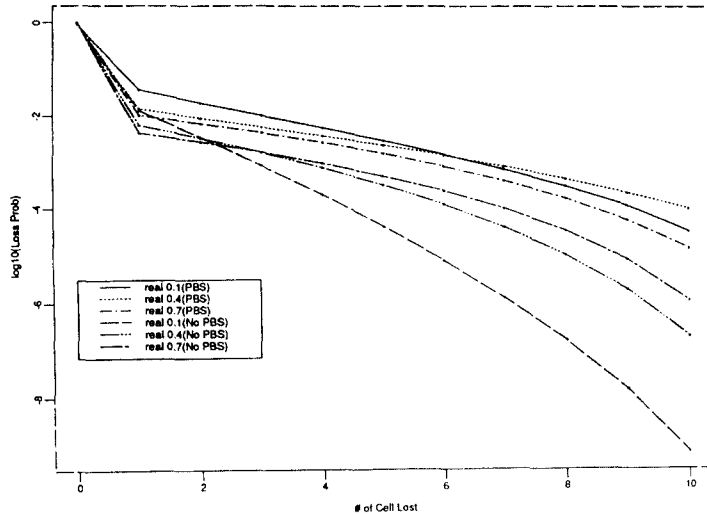


그림 5. 실시간 트래픽의 부하율에 따른 실시간 트래픽의 손실률($\rho = 0.8; \rho_r = 0.1, 0.4, 0.7$)
 Fig. 5. Consecutive realtime cell loss prob, as a function of realtime traffic ratio($\rho = 0.8; \rho_r = 0.1, 0.4, 0.7$)

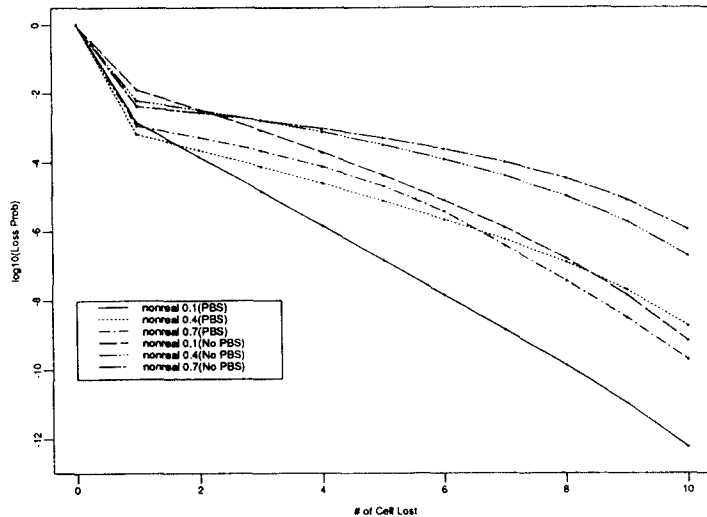


그림 6. 비실시간 트래픽의 부하율에 따른 비실시간 트래픽의 손실률($\rho = 0.8; \rho_n = 0.1, 0.4, 0.7$)
 Fig. 6. Consecutive non-realtime cell loss prob, as a function of realtime traffic ratio($\rho = 0.8; \rho_n = 0.1, 0.4, 0.7$)

실률이 손실되는 셀의 갯수에 넓게 분포되어 있고 비실시간 트래픽의 경우 좁게 분포되어 있다. 이것은 버퍼에 임계치에 들었으므로 실시간 트래픽은 FIFO를 기준으로 할 때보다 손실에 대한 연속성이 강하게 작용하고 비실시간 트래픽은 그것이 덜 작용하게 되는 PBS의 효과 때문이다.

그림 7은 앞에서 가정한 허용 손실률을 근거로 블럭 손실에 대한 분포를 임계치의 함수로써 제시하고 있다. 임계치의 변화에 의한 손실률의 변화는 실시간 트래픽에 있어서 그 효과가 뚜렷함을 볼 수 있다. 따라서, 실시간 트래픽의 허용 손실률이 증가함에 따라 임계치에 의한 PBS의 효과는 더욱 커질 것이다. 결국, ATM 전송 기술에 있어서 셀 순위에서의 우선 순위 문제는 트래픽의 특성에 따른 유연성을 강조하고 있는 바, 트래픽의 허용 손실률을 기준으로 할 때 적절한 임계치를 선택할 수 있는 것이다. 두 트래픽의 손실률에 대한 기준값의 차이가 클수록 PBS 방법의 효용 가치는 구현 방법의 단순성과 함께 더욱 증가함을 알 수 있다.

IV. 결 론

앞에서 우리는 셀의 손실 정보를 여러 가정을 통해 고정된 크기의 블럭내에서 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 두 데이터에 대해 전체 서비스의 질을 높일 수 있는 유연성을 가질 수 있었다. 비록, 실시간 트래픽의 손실률은 증가하지만, 실시간 트래픽의 경우 시간 지연에 따른 버퍼 내의 셀이 전송 정보로서의 효과를 상실할 수 있고 또한 어느 정도의 손실률을 허용할 수 있기 때문에 임계치로 인한 손실률의 증가에 따른 역의 효과가 미미하다고 볼 수 있다. 그러나, 임계치의 효과는 지연에 민감한 실시간 트래픽을 허용 손실률에 민감하게 하고 손실에 민감한 비실시간 트래픽을 지나친 지연에 민감하게 하는 제약을 가하고 있음을 알 수 있었다. 따라서, PBS 방법은 실시간 트래픽의 부하율이 낮을 때 임계치에 의한 전송 데이터의 허용 한계를 고려함으로써, 전체 트래픽의 허용 부하를 실질적으로 증가시킬 수 있음을 확인하였다.

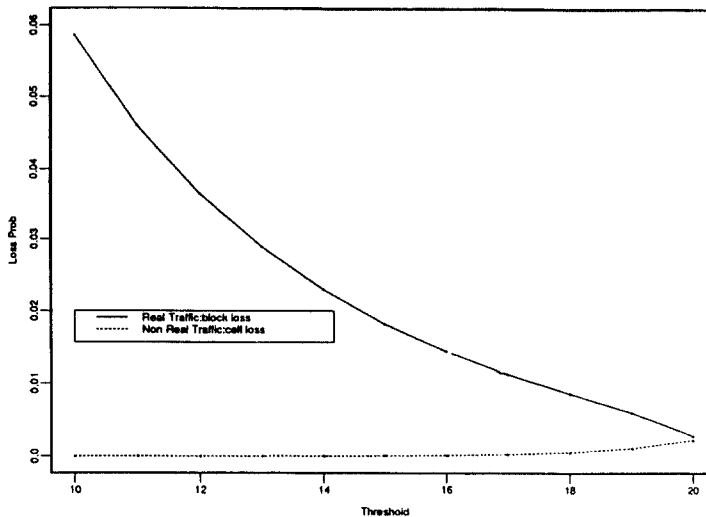


그림 7. 임계치에 의한 실시간 트래픽의 블럭 손실률과 비실시간 트래픽의 셀 손실률
 Fig. 7. Block loss prob. for realtime traffic and signal cell loss prob. for non-realtime traffic as a funtion of PBS threshold parameter

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 두 트래픽의 허용 손실률이 차이가 날 때, 허용 부하의 증가와 함께 효과적이 될 수 있음을 알 수 있다.

참 고 문 헌

1. 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.
2. H. Kroner, "Comparative Study of Space Priority Mechanism for ATM Networks," IEEE INFOCOM'90, Jan. 1990, pp. 1136-1143.
3. 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.
4. 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.
5. K. Bala, I.Cidon, and K. Sohraby, "Conjestion control for high speed packet switched networks," IEEE INFOCOM'90, 1990, pp.124-131.
6. N. Shacham and P. McKenny, "Packet recov-

ery in high-speed networks using coding and buffer management," IEEE INFOCOM'90, 1990, pp.124-131.

7. Y.M. Lin and J. Silver, "Priority queuing strategies and buffer allocation protocols for traffic control at an ATM integrated broadband switching system," IEEE J. Selected Ares in Communications, vol. 9, no. 9, Dec. 1991, pp. 1524-1536.
8. L.P. Clare and I.Rubin, "Performance boundaries for prioritized multiplexing system," IEEE Trans. on Information Theory, vol. 33, no. 3, May. 1987, pp. 329-340.
9. 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.
10. M. Gerla and L. Kleinrock, "Flow control : A comparative Survey," IEEE Trans. on Communication, vol. 28, no. 4, Apr. 1980, pp. 553-574.
11. J. Medhi, Stochastic Models in Queueing Theory : Academic Press Inc.
12. L. Kleinrock, Queueing System vol 1:Theory, New York : Wiley, 1975.
13. R.B. Cooper, Introduction to Queueing Theory, New york : Macmillan, 1972.



곽민곤(Min-Kon Kwag) 정회원
 1963년 6월 17일생
 1986년 2월 : 서울대학교 계산통계학과 졸업(학사)
 1986년 1월 ~ 1993년 3월 : 금성정보통신연구소 근무
 1993년 2월 : 서울대학교 계산통계학과 대학원 졸업(석사)
 1993년 3월 ~ 현재 : 서울대학교 계산통계학과 박사과정
 ※주관심분야: Queueing Theouy, ATDI Traffic 고속통신망, 이동통신

성수란(Su-Ran Seong) 정회원
 1992년 2월 : 서울대학교 계산통계학과 졸업(학사)
 1994년 2월 : 서울대학교 계산통계학과 대학원 졸업(석사)
 1994년 3월 ~ 현재 : 삼성전자통신연구소 근무
 ※주관심분야: 트래픽제어, 이동통신



金 鐘 權 (Chong Kwon Kim) 정희원

1958년 2월 2일생

1981년 : 서울대학교 산업공학과 졸업(학사)

1982년 : 미국 조지아 공대졸업(O. R. 석사)

1987년 : 미국 일리노이 대학 전산과학과 졸업(박사)

1984년~1985년 : IBM센호세 연구소 연구조원

1987년~1991년 : 미국 벨 통신 연구소 연구원

1991년~현재 : 서울대학교 계산통계학과 조교수