

# 프레임 릴레이망에서의 DE 비트를 사용하는 혼잡제어 방식의 성능해석에 관한 연구

正會員 李 鉉 雨\*, 禹 相 徹\*\*, 尹 鍾 浩\*\*

## Analysis of the Congestion Control Scheme with the Discard Eligibility Bit for Frame Relay Networks

Hyun Woo Lee\*, Sang Choel Woo\*\*, Jong Ho Yoon\*\* *Regular Members*

### 요 약

프레임 릴레이는 망에서의 오류제어와 흐름제어 기능을 제거하여, T1 또는 E1의 속도로 원거리에서 다양한 길이를 갖는 프레임을 전송하고 다중화하는 고속 패킷 교환 기술이다. 그리고 오류제어와 흐름제어의 생략의 결과로 발생하는 망에서의 혼잡을 피하고 복구하기 위해서는 일반적으로 몇가지의 혼잡제어 방식이 쓰이는데, 본 연구에서는 프레임 릴레이망에서 DE비트를 사용하여 전송률을 강제적으로 조정하는 혼잡제어 방식에 대해서 수치적으로 성능해석을 수행하였다. 수치적인 해석을 위하여 각각의 프레임이 Poisson분포를 따르며 지수분포 길이로 도착한다고 가정하고 시스템의 크기가 K인 경우, 프레임 릴레이 교환기를 하나의 서버와  $K-1 (1 < K)$ 의 유한버퍼를 갖는다고 한다면 M/M/1/K priority queueing system with pushout basis로 모델링 할 수 있으며, 각각의 프레임에 대한 차단확률과 대기시간확률분포를 구하였다.

### ABSTRACT

Frame relay is a fast packet switching technology that performs relaying and multiplexing frames with variable lengths over a wide area link at the T1 or E1 speed, by eliminating error and flow control in the network. In frame relay networks, congestion control is typically performed through the rate enforcement with a discard eligibility (DE) bit, and the explicit negative feedback mechanisms using explicit congestion notification bits.

In this paper, we consider the congestion control scheme using the rate enforcement mechanism with DE bit for frame relay network. Assuming that each frame with exponentially distributed length arrives according to the

\* 한국전자통신연구소 고속통신접속연구원

\*\* 한국항공대학교 항공통신정보공학과

論文番號: 97055-0212

接受日字: 1997年 2月 12日

Poisson fashion, we can treat the frame relay switch as an M/M/1/K priority queuing system with pushout basis. we analyze and present the blocking probabilities and waiting time distributions of frames.

## I. 서 론

통신량의 증가와 정보의 상호연결의 필요성의 증가에 따라 회선교환과 패킷교환 서비스를 디지털화하여 통합제공 되고 있는 ISDN서비스가 실현되고 있다. 현재의 데이터 통신은 X.25를 이용하여 최고 64Kbps의 속도로 패킷서비스가 제공되고 있는데 새로운 ISDN환경에서도 X.31을 통하여 이 서비스를 제공받을 수 있으나, 이것은 ISDN이 제공하는 잇점을 충분히 활용하지 못할 뿐만 아니라 정보량의 증가를 감당하기에 부족하다. X.25는 3개의 계층 프로토콜 구조, 즉 패킷 계층, 링크 계층, 물리 계층으로 이루어지는 망 인터페이스이고 여기서 링크 계층의 주된 기능은 흐름 제어와 에러 복구기능인데, 광전송을 바탕으로 한 디지털 정보의 신뢰성 있는 빠른 전송이 이루어지고 있는 현 상황에서 X.25의 복잡한 링크 계층의 제어는 전체적으로 처리량이 감소되고 지연 시간이 높게 되어 고속화에 장애가 되고 있다.

또한, 근래에 들어 기업의 사무실, 공장 등에서 업무용 전산기기가 급속하게 보급되면서 이들 기기 상호간 또는 중앙의 호스트와 개인용 컴퓨터간에 정보와 자원을 공유할 필요성이 증대되어 빌딩, 공장등과 같은 한정된 지역내의 독자적인 LAN을 구축하여 사용해 왔으나 기업의 업무영역이 확장되고 광역화됨에 따라 점차 LAN 자체만으로는 효용가가 줄어들게 되어 최근에는 이들 LAN 상호간을 연결하는 고속의 통신 수단이 요구되었다.

이러한 LAN의 상호연결에 대한 사용자의 욕구와 X.25의 처리 속도 문제를 개선하기 위하여 사용자와 교환기간의 링크 계층에서의 오류 및 흐름제어의 기능을 생략하고, 이러한 제어 기능들을 종단간의 사용자들에게 위임하여 망의 교환 시스템에서 최소한의 처리만을 행하도록 한 새로운 패킷전송 기술인 프레임 릴레이(Frame Relay)가 개발되었다. 따라서, T1 또는 E1의 속도로 고속의 데이터 전송이 가능하고 LAN간의 접속 연결등의 데이터 서비스에 유리하다. 이렇게 망의 부담을 최소화 하려는 노력은 사용자들

의 고속 전송과 낮은 지연 시간에 대한 요구와 합치한다. 또한, 기존의 X.25에는 없었던 링크 계층에서의 다중화와 동적 대역폭 할당을 통한 연집성 트래픽(burst traffic)의 처리에 장점을 가지고 있다. 특히 프레임 릴레이 기술의 근원은 X.25와 같은 가변 길이의 프레임 교환하는 패킷교환 방식이고, 초고속 전송을 수행하지 않음으로 현재 국내의 하드웨어 기술로도 빠른 시간내에 구현될 수 있다는 장점을 지니고 있다.

하지만 오류제어와 흐름 제어의 생략의 결과로 망내의 노드나 교환기에서 혼잡이 발생할 수 있는데, 이러한 혼잡을 피하고 복구하기 위해서는 일반적으로 다음의 두가지 혼잡제어 방법이 사용된다. 그 중 하나는 discard eligibility(DE)비트를 사용하는 전송률에 의한 강제 조정방식, 명시적 순방향 혼잡 통지(FECN)비트 및 역방향 혼잡 통지(BECN)비트, 강화된 논리링크 관리(CLLM) 메시지를 사용하여 명시적으로 혼잡상황을 알리는 제어방식과 또 다른 하나는 reject frame, T200 timer에 의해 암시적으로 혼잡상황을 알리는 feedback mechanism<sup>(3)(4)</sup>이다.

DE 비트는 망의 안정된 동작을 위하여 버려지는 프레임의 적합성을 표시하는데, 사용자에게 의해 전송된 프레임이 미리 협약된 전송률 측정기간( $T_c$ )동안 CIR(Committed Information Rate)를 초과하면 프레임 릴레이 접속기기, 교환기 등에 의해 DE 비트는 1로 설정된다. 그리고 1로 설정된 프레임들은 혼잡기간 동안에 다른 프레임들에 비해 우선적으로 버려지게 된다. 하지만 프레임들의 모든 비트수가 committed burst size( $B_c$ )와 excess burst size( $B_e$ )의 합을 초과하면 수신된 모든 프레임은 버려진다.

몇몇 연구원들에 의해 프레임 릴레이망에서 혼잡제어 방식에 대한 연구가 진행되어 왔다<sup>(7)-(11)</sup>. Doshi와 Heffes는 윈도우 제어를 갖는 고정된 버퍼할당 방식과 유동적인 버퍼할당 방식에 대해 연구했고<sup>(7)</sup>, Chen, Ho, Saksena는 부가적 트래픽의 등급에 있어서 공유 버퍼와 전용버퍼를 갖는 버퍼관리에 대해 연구했다.<sup>(8)</sup> 그리고 Rege와 Chen은 버퍼와 트렁크 크

기에 관해 분석했고<sup>(9)</sup>, Platt와 Morse, Doshi와 Nguyen 또한, 프레임 릴레이에서의 혼잡제어 방식에 관해서 연구하였다.<sup>(10)</sup> 특별히 Doshi와 Nguyen은 대부분의 응용에서 호 설정 기간에 발생하는 모든 프레임들에 대해서는 같은 서비스 품질(QoS)가 제공되어야 한다고 주장했다. 그러므로 요구되는 트래픽의 특성에 따라 사용자가 모든 프레임들에 대해 DE비트를 설정하거나 하나도 설정하지 않는 것이 바람직 하다.

본 연구에서는 프레임 릴레이망에서 DE비트를 사용하는 전송률에 의한 강제제정에 중점을 두고 CIR과 가입자의 접속속도가 같다고 가정한다. 하지만 연결과 교환의 실패로 프레임 릴레이 교환기로 들어오는 총트래픽량이 교환기 출구에서의 전송률을 초과할 수 있으므로 CIR 최대값도 망의 혼잡상황에 대해 프레임 전송을 보장할 수 없다. 그래서 우리는 T200 타이머 만기에 의한 혼잡을 막기위해서 유한의 작은 용량을 가지는 버퍼를 제공하고, 가득찬 버퍼에 도착하는 프레임들이 무조건 버려지는 대신에 트래픽의 우선에 따라 사용자가 DE 비트를 설정할 수 있도록 한다.

수치적인 분석을 위하여, 각각의 프레임이 Poisson 분포를 따르며 지수분포 길이로 도착한다고 가정하고 시스템의 크기가 K인 경우, 프레임 릴레이 교환기를 하나의 서버와  $K-1$  ( $1 < K$ )의 유한 버퍼를 갖는다고 하면 M/M/1/K 푸쉬아웃 기법을 가지는 우선순위 큐잉으로 모델링 할 수 있다. 이 시스템에서는 finite Markov chain과 1과  $(K+1)$ 에 흡수경계가 있는 랜덤워크(random walk)해석방법을 사용하여 DE비트가 0 또는 1로 설정된 각각의 프레임에 대해 차단확률(blocking probability)과 대기시간확률분포를 구하였다.

본 서론에 이어서 제 2장에서는 프레임 릴레이와 프레임 릴레이에서 사용되는 혼잡제어 방식에 대해 살펴본다. 3장에서는 DE비트를 사용하여 망측에서 사용자가 전송하는 트래픽량을 협상된 제한 전송률로 강제조정하는 혼잡제어방식에 대해서 설명을 하고, 이 시스템의 트래픽 특성에 따른 모델링에 대하여 기술한다. 다음으로 이를 수치적으로 해석한 후, DE비트가 0으로 설정된 프레임과 1로 설정된 프레임에 대해서 차단확률과 대기시간분포의 수치적 결과를 분석 및 검토 하고, 제 4장에서는 결론을 맺는다.

## II. 프레임 릴레이 서비스 및 혼잡제어

전송장치의 성능 개선으로 망 내에서의 오류복원 기능에 대한 필요성이 감소됨으로서, 망의 서비스 가치가 오류 복원 기능에서 전송 특성의 성능 향상과 연결성으로 변경되고 있다. 이러한 추세에 대응하여, LAN의 상호접속과 고속 가설 사설망의 제공을 위하여 64Kbps 이상의 고속으로 프레임 전송을 위한 방식이 프레임 릴레이 방식이다. 이것은 ITU-T의 I.122에 규정된 새로운 ISDN의 추가적인 패킷모드의 베어러 서비스중 일부이다<sup>(11)</sup>. 여기에서 사용하는 링크 계층 프로토콜인 Q.922 LAPF는 Q.921 LAPD의 프레임 형태와 유사함으로 기존의 패킷교환 장비들과의 호환성이 있다. 또한, 데이터 링크 계층은 전송에만 관련하는 핵심 기능인 core부계층과 오류 및 흐름 제어 등의 나머지 기능을 수행하는 상위 절차 부계층으로 나누어 진다.

망에서는 흐름제어나 오류복원 기능을 제공하지 않고 이 기능은 종단 사용자간에 이루어지게 된다. 따라서, X.25 노드에 비해서 finite state machine의 state 수가 1/3로 감소됨으로, 프레임 릴레이 교환기 내에서의 처리 지연 시간이 1/10으로 감소하게 된다. 또한, 제공되는 물리적 링크의 전 대역폭을 공유하는 동적 대역 할당 방식을 사용하므로 4-10배 이상의 대역 이용률을 향상시킬 수 있다. 그리고 사용자측에서 망에 접속되는 링크는 한 개만 필요하다는 점과 기존의 X.25에 관련된 하드웨어 기술을 이용할 수 있고 이에 관련된 표준화도 상당히 진행되어 있기 때문에 ATM이 상용화되기 전까지는 LAN의 상호연결등 고속 연결망 서비스에 적합하다. 혼잡제어 방식에는 여러 가지 방안이 있으나 혼잡 회피 방안에 대해서 설명하고자 한다. 프레임 릴레이에서의 혼잡회피 방식은 프레임의 망내부에서 버려지기 전에 사용되는 혼잡제어 방식으로서 호 설정 및 통신단계에서 사용되는 것과 통신중만 사용되는 것으로 구분될 수 있으며 통신 중에 사용되는 경우에는 명시적 혼합 통시 신호가 사용될 수 있다. 호 설정 단계에서 준비 과정이 필요한 혼잡 회피 방식에는 두가지 방식이 제안되어 있는데, 전송 속도를 망과 사용자가 미리 협상하여 DE비트를 사용하여 그 협상된 전송 속도를 넘지 않도록 전송속도 제한(rate enforcement)방식과 송신측에서

의 송신 윈도우의 크기와 교환기의 버퍼크기를 상황에 따라 유동적으로 설정하는 동적 버퍼-윈도우 할당(buffer-window allocation)방식이 있다. 또한, 통신 중에만 제어동작이 필요한 혼잡회피 방식에는 사용자 측에 망 노드 버퍼의 상황을 알려주어 사용자로 하여금 전송속도를 조절하도록 FECN, BECN, CLLM을 사용하는 피드백 메카니즘(feedback mechanism)이 있다.

### III. DE 비트를 사용하는 혼잡제어 방식의 성능해석

#### 3.1 DE 비트를 사용하는 혼잡제어방식과 시스템 모델링

각 프레임 릴레이 교환기에는 각각의 링크마다 큐가 존재하는데, CIR과 집속속도가 같은 사용자-망 집속부를 생각해 보면 Bc는 0으로 설정되고 그 결과 망은 DE비트를 실장하지 않아도 된다. 하지만 데이터 트래픽은 그 특성상 높은 인집성을 가지므로 사용자의 트래픽량이 현상된 CIR을 초과하지 않도록 프레임 릴레이 교환기로 들어오는 총 트래픽량은 교환기 출구에서의 전송률을 초과할 수 있다. 이 경우 큐의 크기는 무한하게 커지고 프레임 전송 지연도 무한하게 된다. 그 결과 T200 타이머 만기에 의한 재전송은 망을 혼잡상황으로 만든다.

이러한 갑작스런 혼잡상황을 막기 위해서는 T200 타이머만기에 의한 혼잡을 막는 유한한 작은 용량의 버퍼를 갖는 교환기를 제공하고, 가득찬 버퍼에 도착하는 프레임들은 부조건 버려지는 대신 트래픽의 우선 순위에 따라 사용자가 DE비트를 설정할 수 있도록 한다. 그래서 대부분의 경우 호가 설정된 기간 동안에 발생하는 모든 프레임들에 동일한 QoS가 적용될 수 있게 된다.

프레임 릴레이 교환기는 그림 1과 같이 하나의 서버와  $K-1$  ( $1 < K$ ) 크기의 유한 버퍼를 가진다. 여기서 낮은 우선 순위(LP)를 갖는 프레임(DE=1)은 버퍼내의 가장 최근의 LP프레임 뒤에 위치하거나, 버퍼가 비어 있으면 버퍼의 첫번째에 위치한다. 하지만 시스템이 가득차 있는 순간에 도착하는 LP프레임은 차단된다. 그리고 LP프레임이 K번째(즉, 가득찬 버퍼의 마지막 위치)에 있을 때, 높은 우선 순위(HP)를 갖는 프레임(DE=0)이 도착하면, 이 LP프레임은 버퍼에

서 축출되고, 새로 도착한 HP프레임이 버퍼내에서 가장 최근의 HP프레임 뒤에 저장된다. 따라서 HP프레임은 LP프레임에 대해 부선배의 우선순위를 갖는 first-in, first-out(FIFO)방식으로 교환기내에서 LP프레임보다 우선적으로 처리되며, 반면에 LP프레임은 부쉬아웃 기법을 기초로 하는 FIFO로 처리된다.

HP와 LP프레임의 도착분포는 각각 평균도착율이  $\lambda_0$ 와  $\lambda_1$ 인 Poisson분포를 따르며, 지수분포를 하는 모두 같은  $\mu$ 의 처리율을 가진다고 가정한다. 그리고 총 도착률을  $\lambda_T$ , HP프레임을 발생시킬 확률을  $P_H$ ,  $\rho$ 를 제공하는 부하 트래픽이라고 했을 때 각각은 다음과 같이 주어진다.

$$\lambda_T = \lambda_0 + \lambda_1$$

$$\lambda_0 = P_H \cdot \lambda_T$$

$$\rho = \lambda_T / \mu$$

이러한 가정과 식에서 프레임 릴레이 교환기는 K의 유한한 시스템 크기(버퍼 + 서버)를 가지는 M/M/1/K 부쉬아웃 기법을 가지는 우선순위 큐잉으로 다룰 수 있다( $1 \leq K$ ).

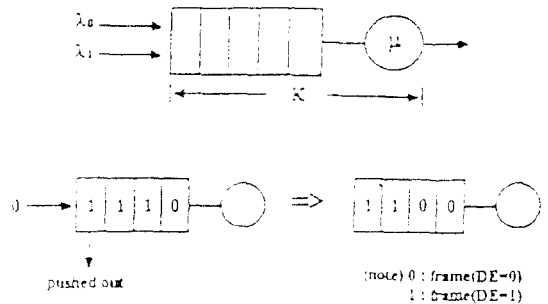


그림 1. 큐잉 모델  
Fig. 1. Queuing model

#### 3.2 수학적 해석

$P_j, 0 \leq j \leq K$ 를 기본적인 M/M/1/K 큐잉시스템에 j개의 프레임이 있을 확률이라고 하고,  $P_{j,k}$ 를 j ( $j=0, 1, 2, \dots, K$ )개의 프레임이 있고, k ( $k=0, 1, 2, \dots, j-1$ )개의 LP프레임이 버퍼에 있을 확률이라고 정의하면 상태전이도는 다음 그림 2과 같이 얻어진다.

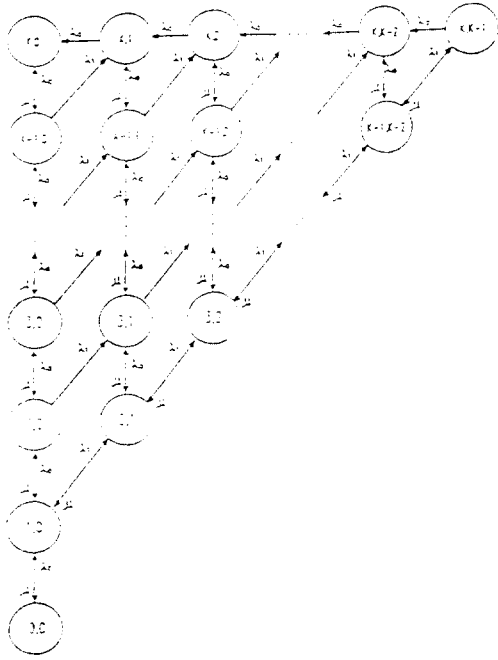


그림 2. DE 비트를 사용하는 혼잡제어방식의 상태천이도  
Fig. 2. State-transition-rate diagram for the congestion control mechanism with DE bit

각 상태들은 다음의 평형상태 방정식으로 표현될 수 있다. 여기서  $\delta(\cdot)$ 는 Dirac delta 함수이다.

$$(\lambda_T + \mu) P_{j,k} = \lambda_1 P_{j-1,k-1} + \lambda_0 P_{j-1,k} + \mu P_{j+1,k} + \mu P_{j+1,k+1} \cdot \delta(j-k-1) \quad (1 < j < K, k \leq j-1) \quad (1)$$

$$\mu P_{K,0} = \lambda_0 P_{K-1,0} + \lambda_0 P_{K,1}$$

$$(\lambda_0 + \mu) P_{K,k} = \lambda_1 P_{K-1,k-1} + \lambda_0 P_{K-1,k} + \lambda_0 P_{K,k+1} \quad (1 \leq k \leq K-1)$$

윗 식에서  $j-k < 1$  또는  $k < 0$ 인 부분은 모두 0이며,  $0 \leq j \leq 1$ 이고  $k=0$ 인 부분은 이  $P_{j,0} = \rho_T^j / j! \cdot P_0$ 이다. 하나의 HP프레임은 시스템이 가득차고 버퍼에 LP프레임이 없는 경우에만 차단됨으로 이들의 차단 확률,  $P_{B0}$ 는 다음과 같이 얻을 수 있다.

$$P_{B0} = P_{K,0} \quad (2)$$

그리고 LP프레임의 차단확률,  $P_{B1}$ 은 도착시의 차단 확률과 다음에 도착하는 HP프레임에 의한 버퍼내에서의 차단확률과의 합이다. 그러므로 다음 관계식으로부터

$$\lambda_T P_K = \lambda_0 P_{B0} + \lambda_1 P_{B1} \quad (3)$$

$P_{B1}$ 은 다음과 같이 구해진다.

$$P_{B1} = \frac{(\lambda_T P_K - \lambda_0 P_{B0})}{\lambda_1} \quad (4)$$

다음으로, 성공적으로 서비스를 받게되는 각 종류의 프레임들의 대기시간 확률분포(PDF)를 구한다. HP프레임은  $\mu$ 의 처리율을 가지는 pure-death 프로세스 방식으로 처리되므로, HP프레임의 대기시간 확률 분포함수는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$W_0(t) = W_0(0) + \left[ \sum_{j=1}^{K-1} \sum_{k=0}^{j-1} P_{j,k} \int_0^t \frac{\mu(\mu x)^{j-1-k}}{(j-1-k)!} \cdot e^{-\mu x} dx \right. \\ \left. + \sum_{k=1}^{K-1} P_{K,k} \int_0^t \frac{\mu(\mu x)^{K-1-k}}{(K-1-k)!} \cdot e^{-\mu x} dx \right] / (1 - P_{B0}), t < 0 \quad (5)$$

여기서,  $W_0(0) = P_{0,0} / (1 - P_{B0})$ . 식 (5)의 두 번째 항은 가득차지 않은 시스템의 j번째 HP프레임이 도착하여  $j-k$  ( $1 \leq j \leq K$ )번째 버퍼위치에 저장되는 경우에 대한 것으로서, 결과적으로 k개의 LP 프레임 위치는 도착한 HP프레임의 뒤로 재조정 된다. 세번째 항은 가득찬 시스템에 HP프레임이 도착하여  $K-k$  ( $k > 0$ )인 버퍼위치에 저장되는 경우에 대한 것인데, 결과적으로 k-1개의 LP프레임 위치는 도착한 HP프레임의 뒤로 재조정되며, 제일 끝에 있던 LP프레임은 시스템에서 축출(pushout)된다. 식 (5)는 다음과 같은 식을 사용하여 보다 간편하게 표현될 수 있다.

즉,

$$\int_t^{\infty} \frac{m(mx)^k}{k!} \cdot e^{-mx} dx = \sum_{i=0}^k (mt)^i \frac{e^{-mt}}{i!} \quad (6)$$

이므로,

$$W_0(t) = W_0(0) + \left[ \sum_{j=1}^{K-1} \sum_{k=1}^{j-1} P_{j,k} \left( 1 - \int_t^{\infty} \frac{\mu(\mu x)^{j-1-k}}{(j-1-k)!} \cdot e^{-\mu x} dx \right) \right. \\ \left. + \sum_{k=1}^{K-1} P_{K,k} \left( 1 - \int_t^{\infty} \frac{\mu(\mu x)^{K-1-k}}{(K-1-k)!} \cdot e^{-\mu x} dx \right) \right] / (1 - P_{B0}), t < 0$$

$$= 1 - \left[ \sum_{j=1}^{K-1} \sum_{k=0}^{j-1} P_{j,k} \sum_{i=0}^{j-1-k} \frac{(\mu t)^i}{i!} \cdot e^{-\mu t} \right. \\ \left. + \sum_{k=1}^{K-1} P_{K,k} \sum_{i=0}^{K-1-k} \frac{(\mu t)^i}{i!} \cdot e^{-\mu t} \right] / (1 - P_{B0}), t > 0 \quad (7)$$

이다.

성공적으로 처리되는 LP프레임의 대기시간 확률분포함수를 구하기 위하여,  $i$ 번째 도착하는 LP프레임을 생각해 본다. 새로 도착하는 HP프레임만이  $i$ 번째 있는 LP프레임의 위치를  $(i+1)$ 로 천이시킬 수 있으므로 이 LP프레임은 분명히  $\mu/(\lambda_0 + \mu)$ 의 확률로  $(i-1)$ 번째의 새로운 위치로 이동되거나,  $\lambda_0/(\lambda_0 + \mu)$ 의 확률로  $(i+1)$ 번째의 새로운 위치로 이동된다. 버퍼내에서 몇번의 이동 후에 서버로 들어가서 성공적으로 처리되거나  $(K+1)$ 번째로 이동하여 결국 차단(pushout)될 수 있다. LP프레임이  $i$ 번째 위치에 도착하여  $n$ 번의 이동 후에 결국 성공적으로 처리되는 확률을  $u_{i,n}$ 이라 하면, 1과  $(K+1)$ 에 흡수경계가 있는 랜덤워크(random walk)해석방법을 이용하여 다음과 같이 구할 수 있다<sup>(12)</sup>.

$$u_{i,n} = \sum_{k=0}^{\infty} \left(\frac{q}{r}\right)^{ka} \cdot w_{2ka+(i-1),n} \\ - \sum_{k=1}^{\infty} \left(\frac{q}{r}\right)^{ka-(i-1)} \cdot w_{2ka-(i-1),n} \quad (8)$$

여기서,

$$q = \lambda_0 / (\lambda_0 + \mu), \\ r = 1 - q, \\ a = K, \\ w_{i,n} = \frac{i}{n} \cdot \binom{n}{(n+i)/2} \cdot q^{(n-i)/2} \cdot r^{(n+i)/2}, n \geq i$$

이고,  $w_{i,n}$ 의  $i$ 와  $n$ 은 반드시 같은 parity를 가져야 한다. 또한,  $i$ 번째 위치에 도착한 LP프레임이  $t$  시간이 후에 성공적으로 처리될 확률을  $g_{i,t}$ 이라 하고 이를 구한다. 버퍼 내에서의 천이횟수는 HP프레임의 도착률과 처리율에만 관계하고 버퍼내에서  $n$ 번 이동 후에 성공적으로 처리될 시간은  $(n-1)$  차수의 감마분포를 가지므로 다음과 같이 구해질 수 있다.

$$g_{i,t} = \sum_{n=1}^{\infty} u_{i,n} \cdot \frac{(\lambda_0 + \mu)^n t^{n-1}}{(n-1)!} \cdot e^{-(\lambda_0 + \mu)t}, 1 < i \leq K. \quad (9)$$

시스템의 크기가  $j$  ( $j < K$ )일 때 도착한 LP프레임은 현재 버퍼에 있는 LP프레임의 개수와 무관하게  $(j+1)$ 의 위치에 저장된다. 그러나 시스템이 가득차 있는 경우에는 물론 차단된다. 그러므로 성공적으로 처리되는 LP프레임의 대기시간 확률분포함수는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$W_j(t) = W_j(0) + \frac{\sum_{j=1}^{K-1} \sum_{k=0}^{j-1} P_{j,k} \cdot \int_0^t g_{j+1,x} dx}{(1 - P_{B1})}, t > 0 \quad (10)$$

여기서,  $W_j(0) = P_{0,j} / (1 - P_{B1})$ 이다. 식(6)을 이용하면, 식(10)은 다음과 같이 간략화 된다.

$$W_j(t) = \\ \frac{\sum_{j=1}^{K-1} \sum_{k=0}^{j-1} P_{j,k} \cdot \sum_{n=1}^{\infty} u_{j+1,n} \sum_{i=0}^{n-1} \frac{((\lambda_0 + \mu)t)^i}{i!}}{(1 - P_{B1})}, t > 0 \quad (11)$$

### 3.3 성능분석 결과

프레임 릴레이 망에서 DE비트를 사용한 혼잡제어 방식의 몇가지 특징을 분석해 볼 수 있는 수치적 결과를 제시한다. 본 연구에서는 다음과 같은 성능변수를 설정하였다. 시스템 크기( $K$ )=11, 서버의 개수=1, 버퍼의 크기( $K-1$ )=10 그리고 시간은 한 프레임의 평균처리 시간( $1/\mu$ )으로 일반화 시켰다. 그림 3에는 offered traffic load( $\rho$ )에 대한 DE비트가 1로 설정된 프레임(LP프레임)의 차단확률( $P_{B1}$ )과 0으로 설정된 프레임(HP프레임)의 차단확률( $P_{B0}$ )을 전체 프레임에 대한 HP프레임의 비용( $P_H$ )을 다르게 하여 각각 구한 결과를 도시하였다.  $P_H$ 가 증가하더라도 LP프레임의 차단확률은 거의 변화가 없으며, 보통의 트래픽 부하에서도 HP프레임의 차단확률이 지극히 낮음을 알 수 있었다. 그리고 이러한 차단확률은 버퍼의 크기를 증가 시킴으로서 더 줄일 수 있다.

대개 부하가 낮은 망에 있어서 프레임의 대기시간은 무시될 수 있으므로, 본 연구에서는 심각한 부하 환경에 대한 대기시간을 고려 했다. 그림 4와 5은  $\rho = 0.9$ 와 1.8 각각에 대한 HP프레임과 LP프레임의 대기확률 함수와 평균대기 시간에 대한 결과를 도시하였다. HP프레임의 대기 시간은 전체 프레임에 대한 HP

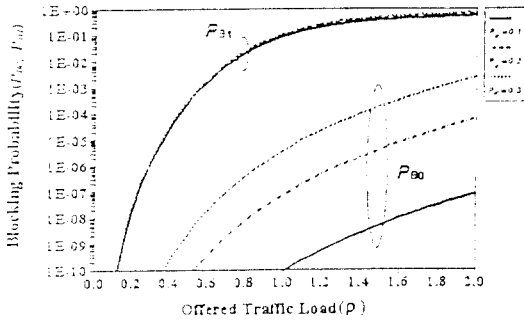


그림 3. HP프레임과 LP프레임의 차단확률 비교  
 Fig. 3. Comparison of blocking of HP frames and LP frames

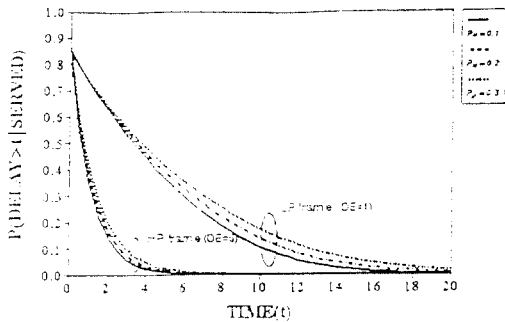


그림 4. HP프레임과 LP프레임의 대기시간 분포 비교( $\rho = 0.9$ )  
 Fig. 4. Comparison of waiting time distribution of HP frames and LP frames( $\rho = 0.9$ )

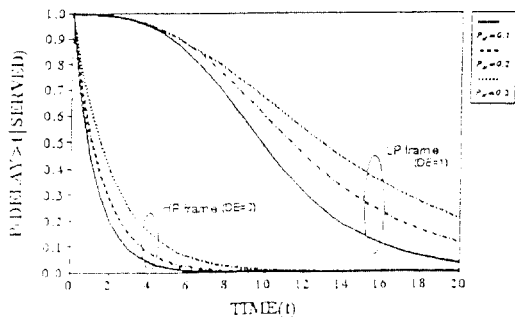


그림 5. HP프레임과 LP프레임의 대기시간 분포 비교( $\rho = 1.8$ )  
 Fig. 5. Comparison of waiting time distribution of HP frames and LP frames( $\rho = 1.8$ )

프레임 비율( $P_H$ )가  $\rho$ 가 증가함에 따라 길어지기는 하지만 극히 작은 값으로 볼 수 있다. 하지만 LP프레임의 대기시간 분포는 시간축에 대해 길게 늘어짐을 볼 수 있는데, 이것은 차단확률이 커지기는 하지만 유한 버퍼의 크기를 줄임으로서 짧게 할 수 있다.

## VI. 결 론

프레임 릴레이는 망에서의 오류제어와 흐름제어 기능을 제거하여, TI 또는 EI의 속도로 원거리에서 다양한 길이를 갖는 프레임을 전달하고 다중화하는 고속패킷교환 기술이다. 오류제어와 흐름 제어의 생략 결과로 생기는 망에서의 혼잡을 피하고 복구하기 위해서 일반적으로 몇 가지 혼잡제어 방법이 사용되는데, 본 연구에서는 프레임 릴레이 망에서 DE비트를 사용하여 전송률을 강제적으로 조정하는 혼잡제어 방식에 대하여 수치적으로 성능분석을 수행하였다.

호 설정 기간에 발생하는 모든 프레임들에 대해서는 같은 QoS가 제공된다고 가정하였고, 이러한 혼잡제어 방식을 수치적으로 해석하기 위하여 적합한 큐잉 모델을 제시하였다. 여기서 DE비트가 0으로 설정된 높은 우선순위를 갖는 프레임들(HP프레임)은 head-of-line 우선순위방식의 first-in, first-out(FIFO)으로 처리되는 반면에, DE비트가 1로 설정된 낮은 우선순위를 갖는 프레임들(LP프레임)은 축출되는(pushout) FIFO방식으로 처리된다.

성능해석을 통해서,  $P_H$ 가 증가하더라도 LP프레임의 차단확률은 거의 변화가 없으며, 보통의 트래픽 부하에서도 HP프레임의 차단확률이 지극히 낮음을 알 수 있었다. HP프레임의 대기 시간은 전체 프레임에 대한 HP프레임 비율( $P_H$ )가  $\rho$ 가 증가함에 따라 길어지기는 하지만 극히 작은 값으로 볼 수 있다. 하지만 LP프레임의 대기시간 분포는 시간축에 대해 길게 늘어짐을 볼 수 있는데, 이것은 차단확률이 커지기는 하지만 유한버퍼의 크기를 줄임으로서 짧게 할 수 있음을 보였다. ITU-T Q.933권고안에 따르는 호설정 절차동안 유한한 버퍼의 크기조절에 따른 대기시간과 차단확률 사이의 상호관계(tradeoff)를 이용하면 end-to-end 시스템 사용자의 요구에 적합하게 관리할 수 있을 것이다.

참 고 문 헌

1. ITU-T Rec. I.122, Service Architecture for frame mode bearer services, 1988.
2. ITU-T Rec. Q.921, ISDN user-network interface data link layer specification, 1988.
3. ITU-T Rec. Q.922, ISDN data link layer specification for frame mode bearer, May. 1991.
4. ITU-T Rec. I.370, Congestion management for the ISDN frame relaying bearer service, 1991.
5. D.Grossman, "An Overview of Frame Relay Technology," Preceeding of INFOCOM'91, 1991, pp. 539-545.
6. J.Cavanagh, "Applying the Frame Relay Interface to Private Networks," IEEE Comm. Mag., Mar. 1992, pp48-64.
7. B.Doshi and H.Heffes, "Performance of an in-call buffer-window reservation/allocation scheme for long file transfer," IEEE Select. Areas in Comm., Vol.9, no.7, Sept.1991, pp1013-1023.
8. K.Chen, K.Ho, and V.saksena, "Analysis and design of a highly reliable transport architecture for ISDN frame-relay networks," IEEE J.on Select. Areas in Comm., Vol.7, no.8, Oct.1989, pp1231-1242.
9. K.Rege and K.Chen, "A analytical model for buffer and trunk sizing and severe congestion avoidance in LAPD frene-relay networks," International Conference on Comm. Phil, June.1988, pp124-130.
10. A.Platt and M.Morse, "Traffic management in frame relay network," Computer Networks and ISDN Systems, Vol.23, 1992, pp.305-316.
11. B.Doshi and H.Nguyen, "Congestion control in ISDN frame-relay networks," AT&T Technical Journal, Nov.Dec., 1988, pp35-46.
12. W.Feller, An introduction to probability theory and its application, vol.I, New York:John Wiley and Sons, 1968, pp349-370.

李 鉉 雨(Hyun Woo Lee)

정회원

1970년 5월 6일생

1993년 2월: 한국항공대학교 항공통신정보공학과 졸업(공학사)

1995년 2월: 한국항공대학교 항공통신정보공학과 대학원 졸업(공학석사)

1995년 2월~현재: 한국전자통신연구원 고속통신집속 연구실 연구원

※주관심 분야: 트래픽 성능 분석, ATM 시스템, 고속 패킷망, 프레임 릴레이



禹 相 徹(Sang Chol Woo)정회원

1967년 10월 23일생

1992년 2월: 한국항공대학교 항공전자공학과 졸업(공학사)

1994년 8월: 한국항공대학교 항공전자공학과 졸업(공학석사)

1993년 7월~8월: LG전자 TV연구소 연구원

1994년 9월~현재: 호서대학교 부설 호서전문대학원 정보통신공학과 진임강사

1996년 3월~현재: 한국항공대학교 항공통신정보공학과 대학원 박사과정

※주관심 분야: ATM 시스템, 멀티미디어 통신, 성능 분석, 마이크로프로세스 설계

尹 種 浩(Jong Ho Yoon)

정회원

1957년 12월 18일생

한국통신학회 논문지 1995년 제20권 제6호 참조