

# ATM 노드를 위한 WCSFQ-유사 공간 우선순위 정책의 성능분석

강 구 흥<sup>†</sup>

요 약

ATM과 IP 망에서 혼잡발생시 높은 우선순위를 가진 패킷은 낮은 우선순위를 가진 패킷에 비해 영향을 적게 받도록 설계되어야 한다. 이러한 문제 해결을 위해, 본 논문에서는 기존 IP 망에서 사용되는 가중치 CSFQ(Weighted Core-Stateless Fair Queueing)를 ATM 노드의 공간 우선순위(space priority) 정책에 적용하였다. 성능분석을 위해 임계치(threshold)를 갖는 MMPP/D/1/K 큐잉모델의 트래픽 클래스별 셀 손실률을 유도하고 그 결과를 논하였다. 분석결과를 통해 가중치 CSFQ 기법이 ATM 혹은 IP 노드에서 차별화된 서비스 제공에 매우 유용함을 보였다.

키워드: 버퍼관리, 공간 우선순위, MMPP/D/1/K, CSFQ(Core-Stateless Fair Queueing), ATM

## Performance Analysis of a WCSFQ (Weighted Core-Stateless Fair Queueing)-like Space Priority Policy for ATM nodes

Koohong Kang<sup>†</sup>

ABSTRACT

In ATM and IP networks, high priority packets should be selectively favored over low priority packets in case of congestion. For this purpose, we introduce a space priority policy for ATM nodes in this paper which is very similar to the weighted core-stateless fair queueing(WCSFQ) in IP nodes. We also analyze the loss probabilities for different classes of cells for MMPP/D/1/K with a threshold level, and discuss the numerical results. The numerical results illustrate that the WCSFQ scheme can be used to support the differentiated services in ATM or IP nodes.

Key Words : Buffer Management, Space Priority, MMPP/D/1/K, CSFQ(Core-Stateless Fair Queueing), ATM

### 1. 서 론

ATM과 IP 망에서 혼잡제어(congestion control)를 위해 다양한 패킷 폐기(packet drop) 방법들이 제안되고 있다[1]. 패킷 폐기를 위한 방법에는 “스케줄링 기법”과 “버퍼관리 기법”으로 크게 양분된다. FQ(Fair Queueing) 기법으로 잘 알려진 스케줄링 기법은 네트워크 노드의 출력링크에 흐름(flow) 별로 분리된 큐를 사용하고 이들 큐들은 적절히 스케줄링하여 서비스함으로써 완벽하게 혼잡을 제어할 수 있는 것으로 보고 되고 있다. 그러나 흐름 별 개별 큐를 관리하고 스케줄링해야 하는 어려움으로 인해 아직까지 많은 네트워크 노드에 적용되지 못하고 있는 실정이다. 특히 확장성 문제가

있어 고속의 대규모 네트워크 노드에 적용하기 어려운 형편이다.

이에 반해, 버퍼관리 기법은 완벽하게 혼잡을 제어하지는 못하나 구현이 간단하여 쉽게 네트워크 노드에 적용될 수 있다. 버퍼관리 기법은 모든 흐름이 하나의 FIFO(First-In First-Out) 버퍼를 공유하고 혼잡 발생시 다양한 방법으로 도착 패킷들을 폐기한다. 이제까지 알려진 버퍼관리 기법으로는 PPD(Partial Packet Discard), EPD(Early Packet Discard), RED(Random Early Detection), 그리고 DfF(Drop from Front)가 있다[1]. 이들 방법 이외에도 혼잡 발생시 흐름 별로 다른 확률로 도착 패킷을 폐기하는 가중치 CSFQ 기법 [2, 9, 10]이 있다.

가중치 CSFQ 기법은 모든 흐름이 공유하는 FIFO 내 저장된 패킷의 수가 임계치를 넘어서면 에지 라우터(edge router)에서 추가된 패킷 헤더 내 확률에 근거해 폐기를 결정

<sup>†</sup> 정 회 원 : 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부 조교수  
논문접수 : 2005년 4월 8일, 심사완료 : 2005년 8월 16일

하게 된다. 오늘날 ATM과 IP 망에서 지원하고자 하는 차별화된 서비스(differentiated service) 제공을 고려한다면 가중치 CSFQ 기법은 가장 유력한 버퍼관리 기법으로 고려될 수 있다.

본 논문에서는 기존 IP 망에서 사용되는 가중치 CSFQ를 ATM 노드의 공간 우선순위 정책[3]에 적용하고, 성능분석을 위해 이질호원(heterogeneous sources) 환경에서 임계치를 갖는 MMPP/D/1/K 큐잉모델의 트래픽 클래스별 셀 손실률을 유도하고 그 결과를 논하였다. 성능분석 결과분석을 통해 가중치 CSFQ 기법이 ATM 노드에서 차별화된 서비스 제공에 매우 유용함을 보였다.

본 논문은 서론에 이어 제2장에서는 가중치 CSFQ의 큐잉 모델을 제시하고, 제3장에서는 셀 손실률을 구하였다. 제4장에서는 수치결과를 제시하고 그 결과를 논하였으며, 마지막으로 제5장에서 결론을 맺는다.

## 2. 가중치 CSFQ의 큐잉 모델

### 2.1 트래픽 모델

본 논문에서는 각 트래픽을 하나의 MMPP(Markov Modulated Poisson Process)[4]로 모델링한다. MMPP는 기약 마코프 체인(irreducible markov chain)을 따라 전송율이 변하는 이중 추계적 포아송 프로세스(doubly stochastic poisson process)이다. 본 논문에서는 2-상태 마코프 체인을 사용하고 트래픽  $j(j = 1, 2, \dots, r)$ 의 상태1과 상태2의 평균 체류시간(mean sojourn time)은 각각  $\sigma_{1j}^{-1}$ 와  $\sigma_{2j}^{-1}$ 이며 셀 도착은 포아송 프로세스  $Poi(\lambda_{1j})$ 와  $Poi(\lambda_{2j})$ 를 따른다. 궁극적으로 트래픽 타입  $j$ 는 다음과 같이 무한소 발생기(infinitesimal generator)  $Q_j$ 와 마코프 체인  $A_j$ 로 나타낸다.

$$Q_j = \begin{bmatrix} -\sigma_{1j} & \sigma_{1j} \\ \sigma_{2j} & -\sigma_{2j} \end{bmatrix}, \quad A_j = \begin{bmatrix} \lambda_{1j} & 0 \\ 0 & \lambda_{2j} \end{bmatrix} \quad (1)$$

서로 독립적인 MMPP들의 중첩은 하나의 MMPP를 만들어낸다. 따라서  $r$ 개의 독립적인 MMPP들의 중첩은 다음과 같이 하나의 MMPP( $Q, A$ )로 나타낼 수 있다.

$$Q = Q_1 \oplus Q_2 \oplus \dots \oplus Q_r \quad (2)$$

$$A = A_1 \oplus A_2 \oplus \dots \oplus A_r \quad (3)$$

상기 식에서  $\oplus$ 은 Kronecker 합[4]이며, 따라서  $A$ 는  $2^r$  요소를 갖는 대각선 행렬이 된다.

$$A = \text{Diag}(\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_m), \quad m = 2^r. \quad (4)$$

마코프 프로세스  $Q$ 의 평형상태 확률 벡터(steady-state probability vector)  $\theta$ 는 다음 식으로부터 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \theta Q &= 0, \\ \theta e &= 1 \end{aligned} \quad (5)$$

이제 다음과 같이 조건확률(conditional probabilities)을 정의한다.

$$P_{i,j}(n, t) = \text{Prob}\{N(t) = n, J(t) = j \mid N(0) = 0, J(0) = i\} \quad (6)$$

여기서,  $N(t)$ 는 구간  $(0, t)$  사이에 도착하는 셀 수를 나타내고  $J(t)$ 는 시점  $t$ 에서 마코프 프로세스  $Q$ 의 상태를 나타낸다. 따라서 다음  $m \times m$  확률행렬

$$P(n, t) = (P_{i,j}(n, t)), \quad 1 \leq i, j \leq m \quad (7)$$

은 다음 probability generating function을 가진다.

$$P(z, t) = \sum_{n=0}^{\infty} P(n, t) z^n = e^{R(z)t}, \quad |z| \leq 1 \quad (8)$$

여기서,

$$R(z) = Q + (z - 1)A \quad (9)$$

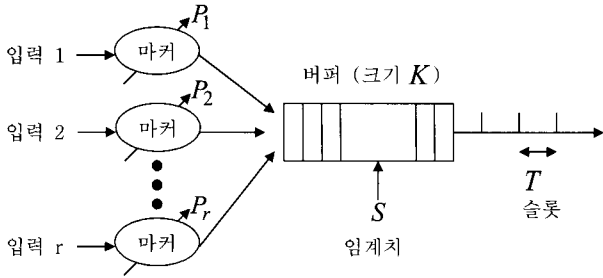
또한 MMPP( $Q, A$ )의 실질적인 도착률  $\lambda^*$ 는 다음과 같이 구해진다.

$$\lambda^* = \theta \frac{d}{dz} R(z) \Big|_{z=1} e = \theta A e = \theta \lambda \quad (10)$$

여기서  $\lambda$ 는 컬럼벡터(column vector)  $(\lambda_1, \dots, \lambda_m)$  이다.

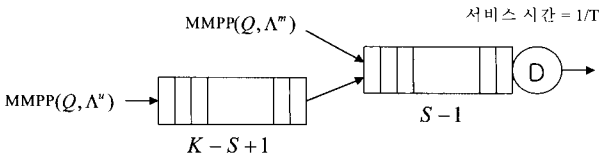
### 2.2 큐잉 모델

먼저, 셀(혹은 패킷) 길이가  $T$ 로 고정되어 있으며 버퍼길이는  $K$  셀로 유한하다고 가정한다. 또한  $r$ 개 흐름의 각 셀은 확률  $p_j, j = 1, 2, \dots, r$ 로 마킹(marking)되며 버퍼 내 저장된 셀 수가 임계치  $S$ 를 넘어서면 도착한 셀 중 마킹된 셀은 폐기 처리된다(그림 1, (그림 2) 참조). 버퍼가 가득 차게 되면 도착 셀들은 블록킹되어 폐기되며 버퍼 내에 저장된 셀들은 FIFO로 서비스 된다. 출력링크는 셀 전송시간  $T$ 로 슬롯화되어 있고 셀은 슬롯경계에서 버퍼를 빠져나간다고 가정한다. 한편 출력슬롯이 비어 있을 때 도착한 셀은 즉시 서비스된다고 가정한다.



(그림 1) 가중치 CSFQ 기법

포아송 프로세스의 분리(decomposition or random partition) 성질에 의해 타입  $j$ 의 MMPP로부터 마킹되지 않은 (혹은 마킹된) 버스티 트래픽은 또 하나의 MMPP를 생성한다. 따라서



(그림 2) 가중치 CSFQ 큐잉 모델

타입  $j$ 의 마킹되지 않은 (혹은 마킹된) MMPP는 타입  $j$ 의 원 MMPP와 동일한 무한소 발생기  $Q_j$ 와 다음과 같은 형태를 갖는  $A_j^u$  (혹은  $A_j^m$ )로 표현된다.

$$A_j^u = \begin{bmatrix} (1-p_j)\lambda_{1j} & 0 \\ 0 & (1-p_j)\lambda_{2j} \end{bmatrix}, A_j^m = \begin{bmatrix} p_j\lambda_{1j} & 0 \\ 0 & p_j\lambda_{2j} \end{bmatrix} \quad (11)$$

마킹되지 않은 입력 버스티 트래픽 ( $Q_j, A_j^u$ ),  $1 \leq j \leq r$ , 로 표현되는  $r$ 개의 독립 MMPP의 중첩은 다음과 같이 하나의 MMPP ( $Q, A^u$ )로 표현된다.

$$A^u = A_1^u \oplus A_2^u \oplus \dots \oplus A_r^u \quad (12)$$

상기와 동일한 방법으로 MMPP( $Q, A$ )의 식(6), 식(7), 식(8), 식(9), 그리고 식(10)에 해당하는 MMPP( $Q, A^u$ )의  $P_{i,j}^u(n,t), P^u(n,t), P^u(z,t), R^u(z)$ 와 도착률  $\lambda^u$ 를 구할 수 있다.

### 3. 성능 분석

#### 3.1 슬롯 시작점에서의 큐 길이 분포

시점  $0, T, 2T, \dots$ 에서 큐잉 모델을 고려한다. 시점  $nT$ 에서 버퍼 내 셀의 수를  $L_n$ , 그리고 입력 프로세스의 상태를  $J_n$ 으로 표현한다. 이제  $(m \times m)$  행렬  $A_k$ 를 다음과 같이 정의한다.

$$A_k = P(k, T), k = 0, 1, \dots \quad (13)$$

행렬  $A_k$ 의  $(i, j)$  요소는 슬롯 시작점에서 입력 프로세스의 상태가  $i$ 인 조건에서 슬롯 구간 내에 중첩 MMPP( $Q, A$ )로부터  $k$ 개 셀이 도착하고 프로세스 상태는  $j$ 가 될 조건 확률(conditional probability)이다. 행렬  $A_k$ 와 동일한 개념으로 MMPP( $Q, A^u$ )에 대한  $(m \times m)$  행렬  $C_k$ 를 정의할 수 있다. 행렬  $A_k$ 는 참고문헌[5]에서 제안된 효과적인 방법으로 구할 수 있다. 궁극적으로 프로세스  $\{(L_n, J_n) : n \geq 0\}$ 는 상태 공간  $\{0, 1, \dots, K-1\} \times \{1, \dots, m\}$ 를 갖는 유한상태 마코프체인을 형성하고 다음과 같은 마코프체인 천이확률 행렬  $\bar{Q}^{(K)}$ 를 갖는다.

$$\bar{Q}^{(K)} = \begin{bmatrix} A_0 + A_1 & A_2 & \dots & A_{S-1} & B_{S,0} & B_{S,1} & \dots & B_{S,K-1-S} & \sum_{i=K-S}^{\infty} B_{S,i} \\ A_0 & A_1 & \dots & A_{S-2} & B_{S-1,0} & B_{S-1,1} & \dots & B_{S-1,K-1-S} & \sum_{i=K-S}^{\infty} B_{S-1,i} \\ 0 & A_0 & \dots & A_{S-3} & B_{S-2,0} & B_{S-2,1} & \dots & B_{S-2,K-1-S} & \sum_{i=K-S}^{\infty} B_{S-2,i} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & A_0 & B_{1,0} & B_{1,1} & \dots & B_{1,K-1-S} & \sum_{i=K-S}^{\infty} B_{1,i} \\ 0 & 0 & \dots & 0 & C_0 & C_1 & \dots & C_{K-1-S} & \sum_{i=K-S}^{\infty} C_i \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & 0 & 0 & 0 & \dots & C_0 & \sum_{i=1}^{\infty} C_i \end{bmatrix} \quad (14)$$

상기 천이확률 행렬은 다음과 같이 요약할 수 있다.

- 두 연속적인 임베디드 시점에서 버퍼에서 서비스되는 셀 수는 최대 1개이므로 레벨  $i$ 에서 레벨  $j$  ( $j < i-1$ )의 천이는 불가능하다.
- $i < S$ 에서  $j < S$ 로 천이 확률은  $T$ 구간 내  $k$ 개의 셀이 도착하는  $A_k$ 로 표현된다.
- $i \geq S$ 에서  $j \geq S$ 로 천이 확률은 MMPP( $Q, A^u$ )로 도착하는 셀에 의존하며 천이확률은  $C_k$ 로 표현한다.
- $i < S$ 에서  $j \geq S$ 로 천이는 상태  $S$ 에 도착하면 입력 프로세스는 MMPP( $Q, A$ )에서 MMPP( $Q, A^u$ )로 변화한다. 따라서  $T$ 구간 내  $i \rightarrow S \rightarrow j$ 로 상태 변화가 일어난다. 결국 이러한 상태 천이 확률은 MMPP( $Q, A$ )로부터  $k1 (= S-1-i)$ 개의 셀 도착과 MMPP( $Q, A^u$ )로부터  $k2 (= j-S+1)$ 개의 셀 도착할 확률 분포  $B_{k1, k2}$ 로부터 계산된다.  $B_{k1, k2}$ 는 처음  $k1$ 개 셀이 도착한 다음 마킹되지 않은 셀이 버퍼에 들어올 확률이  $1 - \lambda^u / \lambda^*$  임으로 다음 식에 의해 계산되어 진다.

$$B_{k1, k2} = \sum_{k=k1+k2}^{\infty} A_k \binom{k-k1}{k2} \left(\frac{\lambda^u}{\lambda^*}\right)^{k2} \left(1 - \frac{\lambda^u}{\lambda^*}\right)^{k-k1-k2} \quad (15)$$

상기 큐가 행렬  $\bar{Q}^{(K)}$ 을 가진 마코프체인의 극한 확률 분포(limiting probability distribution)  $x_{k,i}$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$x_{k,i} = \lim_{n \rightarrow \infty} Prob\{L_n = k, J_n = i\} \quad (16)$$

벡터  $x = (x_0, x_1, \dots, x_{K-1})$ 은  $x_k = (x_{k,1}, x_{k,2}, \dots, x_{k,m})$ ,  $0 \leq k \leq K-1$ 으로 구성된 평형상태(steady-state) 확률 벡터라고 정의하면 다음 식으로부터 평형상태 확률 벡터  $\mathbb{X}$ 를 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \mathbb{X} \bar{Q}^{(K)} &= \mathbb{X}, \\ \mathbb{X} e &= 1 \end{aligned} \quad (17)$$

### 3.2 임의의 시점에서의 큐 길이 분포

임의의 시점에서 큐 길이 분포를 구하기 위해 참고문헌[6, 7]에서 사용된 동일한 방법을 사용한다. 임의의 시점  $\tau$ 에 도착한 셀을 고려할 때, 시점  $\tau$ 를 포함하는 슬롯의 시작점에서 시점  $\tau$ 까지의 시간을  $\tilde{T}$ 로 두고, 시점  $\tau$ 에서 다음 슬롯의 시작점까지의 시간을  $\hat{T}$ 으로 정의한다. 시점  $\tau$ 에서의 큐 길이와 입력 프로세스의 상태를 각각  $L(\tau), J(\tau)$ 라고 할 때 평형상태 확률  $y(n, j)$ 는 다음과 같이 정의된다.

$$y(n, j) = \lim_{\tau \rightarrow \infty} Prob\{L(\tau) = n, J(\tau) = j \mid L(0) = 0, J(0) = i\} \quad (18)$$

벡터  $\mathbb{Y}$ 는  $y_n = (y(n, 1), \dots, y(n, m))$ 을 갖는  $\mathbb{Y} = (y_0, y_1, \dots, y_{K-1})$ 로 표현할 수 있다. 이제 큐 길이와  $\hat{T}$ 의 결합(joint) 확률분포를 계산하면 다음과 같다.

$$\alpha_{n,j}(t)dt = Prob\{L(t) = n, J(t) = j, t < \hat{T} \leq t + dt\} \quad (19)$$

한편 MMPP( $Q, A$ )에 대한  $\beta_{n,i,j}(t)dt$  와 MMPP( $Q, A^u$ )에 대한  $\gamma_{n,i,j}(t)dt$  를 각각 다음과 같이 정의한다.

$\beta_{n,i,j}(t)dt = Prob\{MMPP(Q, A) \text{로부터 } \tilde{T} \text{ 동안 } n \text{ 개 셀 도착,}$

$$J(\tau) = j, t < \hat{T} \leq t + dt \mid J(\tau_k) = i\}, \quad (20)$$

$\gamma_{n,i,j}(t)dt = Prob\{MMPP(Q, A^u) \text{로부터 } \tilde{T} \text{ 동안 } n \text{ 개 셀 도착,}$

$$J(\tau) = j, t < \hat{T} \leq t + dt \mid J(\tau_k) = i\}, \quad (21)$$

그리고 두 개의 MMPP의 결합에 대한 확률  $\xi_{n,m,i,j}(t)dt$  는

$\xi_{n,m,i,j}(t)dt = Prob\{\tilde{T} \text{ 동안 MMPP}(Q, A) \text{로부터 } n \text{ 개 셀 도착하고 그리고 MMPP}(Q, A^u) \text{로부터 } m \text{ 개 셀이 도착,}$

$$J(\tau) = j, t < \hat{T} \leq t + dt \mid J(\tau_k) = i\}, \quad (22)$$

여기서,  $\tau_k$ 는 시점  $\tau$ 를 포함하는 슬롯의 시작점이다.  $\xi_{n,m,i,j}(t)dt$  는  $\beta_{n,i,j}(t)dt$ 를 사용하여 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\xi_{n,m,i,j}(t)dt = \sum_{l=n+m}^{\infty} \beta_{l,i,j}(t)dt \binom{l-n}{m} (-) \quad (23)$$

이제 결합 확률 벡터  $\alpha_n^*(s)$ 는 다음식과 같이 표현된다.

$$\begin{aligned} \alpha_n^*(s) &= \sum_{k=0}^n x_k \beta_{n-k}^*(s), 0 \leq n < S, \\ \alpha_n^*(s) &= \sum_{k=0}^{S-1} x_k \xi_{S-k, n-S}^*(s) + \sum_{k=S}^n x_k \gamma_{n-k}^*(s), S \leq n \leq K-1, \\ \alpha_K^*(s) &= \sum_{k=0}^{S-1} x_k \left[ \sum_{l=K}^{\infty} \xi_{S-k, l-S}^*(s) \right] + \sum_{k=S}^{K-1} x_k \left[ \sum_{l=K-k}^{\infty} \gamma_l^*(s) \right] \end{aligned} \quad (24)$$

여기서,  $\alpha_n^*(s)$ 는  $\alpha_{n,j}^*(s)$ 로 구성된 벡터이고,  $\beta_n^*(s)$ ,  $\gamma_n^*(s)$ , 그리고  $\xi_{n,m}^*(s)$ 는 각각  $\beta_{n,i,j}^*(s)$ ,  $\gamma_{n,i,j}^*(s)$ , 그리고  $\xi_{n,m,i,j}^*(s)$ 를 요소로 갖는 행렬이다. 또한  $\alpha_{n,j}^*(s)$ ,  $\beta_{n,i,j}^*(s)$ ,  $\gamma_{n,i,j}^*(s)$ , 그리고  $\xi_{n,m,i,j}^*(s)$  는 각각  $\alpha_{n,t}(t)$ ,  $\beta_{n,i,j}(t)$ ,  $\gamma_{n,i,j}(t)$ , 그리고  $\xi_{n,m,i,j}(t)$ 의 라플라스 변환이다.

참고문헌[6, 7]과 동일한 방법으로 다음을 구할 수 있다.

$$\beta_n^*(s) = T^{-1} \left[ \sum_{k=0}^n A_k R_{n-k}(s) - e^{-sT} R_n(s) \right], \quad (25)$$

$$\gamma_n^*(s) = T^{-1} \left[ \sum_{k=0}^n C_k R_{n-k}^u(s) - e^{-sT} R_n^u(s) \right] \quad (26)$$

여기서,

$$R_n(s) = (sI - A + Q)^{-1} [A(A - sI - Q)^{-1}]^n, \quad (27)$$

$$R_n^u(s) = (sI - A^u + Q)^{-1} [A^u (A^u - sI - Q)^{-1}]^n, \quad (28)$$

$$\xi_{n,m}^*(s) = \sum_{l=n+m}^{\infty} \beta_l^*(s) \binom{l-n}{m} \left( \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^m \left( 1 - \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^{l-n-m} \quad (29)$$

이제,  $\beta_n^*(s)$ ,  $\gamma_n^*(s)$ , 그리고  $\xi_{n,m}^*(s)$ 로 대체하면 다음 식을 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} \alpha_n^*(s) &= T^{-1} \left\{ \sum_{k=0}^n x_k \left[ \sum_{l=0}^{n-k} A_l R_{n-k-l}(s) - e^{-sT} R_{n-k}(s) \right] \right\}, 0 \leq n < S, \\ \alpha_n^*(s) &= T^{-1} \left\{ \sum_{k=0}^{S-1} x_k \sum_{l=n-k}^{\infty} \left[ \sum_{r=0}^l A_r R_{l-r}(s) - e^{-sT} R_l(s) \right] \right. \\ &\quad \left. \binom{l-S+k}{n-S} \left( \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^{n-S} \left( 1 - \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^{l+k-n} \right. \\ &\quad \left. + \sum_{k=S}^n x_k \left[ \sum_{l=0}^{n-k} C_l R_{n-k-l}^u(s) - e^{-sT} R_{n-k}^u(s) \right] \right\}, S \leq n \leq K-1 \end{aligned} \quad (30)$$

$0 \leq n \leq K$  에 대해서, 다음 식이 만족된다.

$$y(n, j) = \alpha_{n,j}^*(0)$$

따라서 임의의 시점에서 다음과 같은 확률 분포를 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} y_n &= T^{-1} \left\{ \sum_{k=0}^n x_k \sum_{l=0}^{n-k} (A_l (Q - A)^{-1} - (Q - A)^{-1} [A(A - Q)^{-1}]^l) \right. \\ &\quad \left. \times [A(A - Q)^{-1}]^{n-k-l} \right\}, 0 \leq n < S, \end{aligned} \quad (31)$$

$$\begin{aligned} y_n &= T^{-1} \left\{ \sum_{k=0}^{S-1} x_k \sum_{l=n-k}^{\infty} \sum_{r=0}^l (A_r (Q - A)^{-1} - (Q - A)^{-1} [A(A - Q)^{-1}]^r) \right. \\ &\quad \left. \times [A(A - Q)^{-1}]^{l-r} \binom{l-S+k}{n-S} \left( \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^{n-S} \left( 1 - \frac{\lambda_u}{\lambda^*} \right)^{l+k-n} \right. \\ &\quad \left. + \sum_{k=S}^n x_k \sum_{l=0}^{n-k} (C_l (Q - A^u)^{-1} - (Q - A^u)^{-1} [A^u (A^u - Q)^{-1}]^l) \right. \\ &\quad \left. \times [A^u (A^u - Q)^{-1}]^{n-k-l} \right\}, S \leq n < K, \end{aligned} \quad (32)$$

$$y_K = \theta - \sum_{n=0}^{K-1} y_n \quad (33)$$

### 3.3 셀 손실률

트래픽 타입  $j, 1 \leq j \leq r$ ,에서 하나의 셀이 도착했을 때

큐 내에 존재하는 셀 수의 평형상태 분포  $\pi_n^j$  은 다음과 같이 표현된다.

$$\pi_n^j = \frac{y_n A(j) e}{\sum_{k=0}^K y_k A(j) e}, 0 \leq n \leq K. \quad (34)$$

입력 트래픽 타입  $j (1 \leq j \leq r)$  로부터 셀 도착률은 다른 트래픽 타입과 독립적이면 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$A(j) = 0 \oplus \cdots \oplus A_j \oplus 0 \oplus \cdots \oplus 0 = I_2 \otimes \cdots \otimes I_2 \otimes A_j \otimes I_2 \otimes \cdots \otimes I_2. \quad (35)$$

트래픽 타입  $j (1 \leq j \leq r)$  로부터 마킹된 셀 도착률은 다음과 같이 표현된다.

$$A^m(j) = I_2 \otimes \cdots \otimes I_2 \otimes A_j^m \otimes I_2 \otimes \cdots \otimes I_2. \quad (36)$$

궁극적으로 트래픽 타입  $j (1 \leq j \leq r)$  로부터 입력된 셀들이 블록킹될 확률  $P_B^j$  는 다음과 같다.

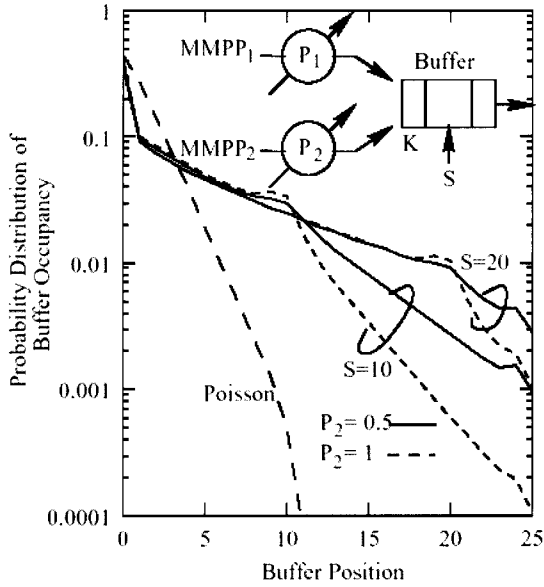
$$P_B^j = \frac{y_K A(j) e + \sum_{k=S}^{K-1} y_k A^m(j) e}{\sum_{k=0}^K y_k A(j) e} \quad (37)$$

## 4. 수치 결과 및 분석

먼저, 수치 결과를 분석하기 위해 식 1과 같은 파라미터를 갖는 두개의 입력 프로세스 MMPP1 ( $Q_1, A_1$ )과 MMPP2 ( $Q_2, A_2$ )를 고려한다. 한편 버퍼의 크기는 25 셀로 고정하였다.

(그림 3)은 이들 두 입력 프로세스가 동질(homogeneous)인 상태 ( $\sigma_{11} = \sigma_{12} = 0.3$ ,  $\sigma_{21} = \sigma_{22} = 0.1$ ,  $\lambda_{11} = \lambda_{12} = 1.4$ ,  $\lambda_{21} = \lambda_{22} = 0$ )에서, 마킹확률과 버퍼 임계치에 따른 버퍼점유의 확률분포를 보여준다. 이들 입력 프로세스로부터의 평균 제공부하(mean offered load)  $\lambda^*$ 는 0.7이 된다. MMPP1의 마킹확률  $P_1$ 을 '0'으로, MMPP2의 마킹확률  $P_2$ 는 0.5와 1.0으로 변화를 주었으며, 버퍼임계치는 10과 20의 각 경우를 고려하였다. 그림으로부터 버퍼 임계치에서 버퍼점유 확률분포가 심하게 변화하는 것을 확인할 수 있으며 마킹확률이 증가하면 변화의 정도도 따라서 급격하게 변화한다. 이러한 현상은 MMPP2 입력 프로세서로부터 수신된 셀이 버퍼 임계치를 넘어서면 확률  $P_2$ 로 폐기되기 때문에 우리가 쉽게 예상할 수 있었던 결과다.

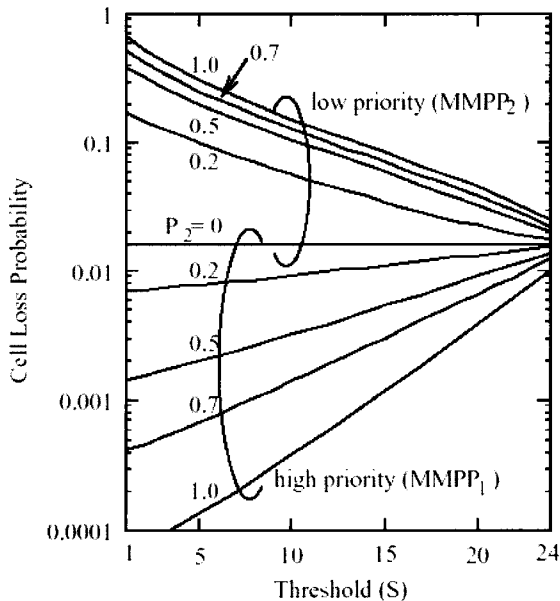
(그림 4)는 (그림 3)과 동일한 조건에서 다양한 버퍼 임계치와 마킹확률  $P_2$ 의 변화에 따른 셀 손실률을 나타내었다. 그



(그림 3) 두 개의 동질 입력 프로세스 MMPP에 대한 버퍼 점유 확률 분포.  $((\sigma_{11}, \sigma_{21}) = (\sigma_{12}, \sigma_{22}) = (0.3, 0.1))$ ,  $\lambda_{11} = \lambda_{12} = 1.4$ ,  $\lambda_{21} = \lambda_{22} = 0$ ,  $P_1 = 0$ . 따라서 평균 제공부하  $\lambda^* = 0.7$ , 그리고  $K = 25$ .

림으로부터 버퍼 임계치와 마킹확률을 조절함으로써 MMPP1 입력 프로세스에 대한 셀 손실률을 보장할 수 있다. 예를 들어,  $10^{-3}$  수준의 MMPP1 셀 손실률을 보장하기 위해서는 다음과 같이 관련 파라미터를 설정할 수 있다.

- 경우 1:  $S = 14, P_2 = 1.0, P_1 = 0.0$  혹은
- 경우 2:  $S = 7, P_2 = 0.7, P_1 = 0.0$



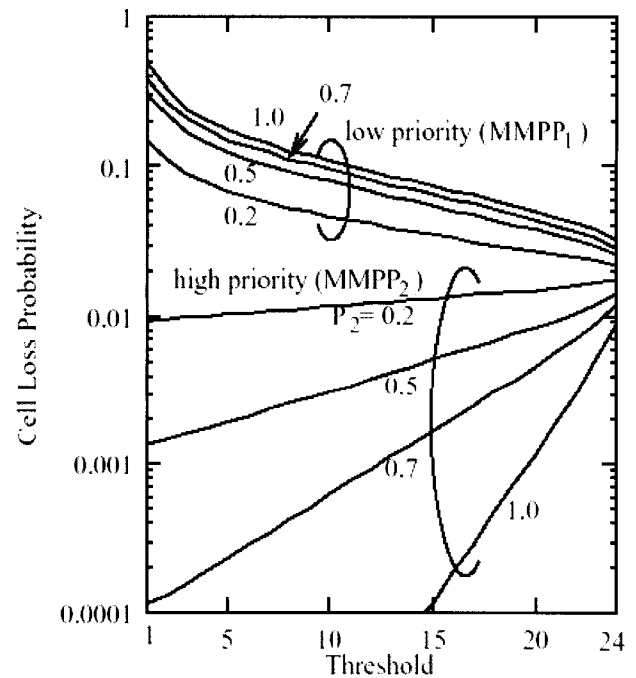
(그림 4) 두 개의 동질 입력 프로세스 MMPP에 대한 버퍼 임계치와 마킹확률에 따른 셀 손실률 특성.  $((\sigma_{11}, \sigma_{21}) = (\sigma_{12}, \sigma_{22}) = (0.3, 0.1))$ ,  $\lambda_{11} = \lambda_{12} = 1.4$ ,  $\lambda_{21} = \lambda_{22} = 0$ ,  $K = 25$ , 그리고  $P_1 = 0$ .

이들 두 경우는 셀 지연 특성 및 처리율(throughput) 등을 고려하여 하나를 선택하여야 하며 현재 연구가 진행 중에 있다.

일반적으로 입력 프로세스의 버스티 특성은 큐잉성능에 심각한 영향을 미친다. 이러한 버스티의 정도를 IDC (index of dispersion)  $I(t)$ 로 나타낸다[8]. 참고로, 포아송 프로세스의 경우  $I(t) = 1$ 이다.

$$\lim_{t \rightarrow \infty} I(t) = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\text{var}(N(t))}{E(N(t))} \quad (38)$$

(그림 4)에서 사용된 입력 프로세스(IDC=6.25)에 비해 훨씬 버스티한 입력 프로세스를 선택하기 위해 새로운 파라미터  $(\sigma_{11} = \sigma_{12} = 0.03, \sigma_{21} = \sigma_{22} = 0.01, \lambda_{11} = \lambda_{12} = 0.8, \lambda_{21} = \lambda_{22} = 0)$ 를 설정하였다. 이 경우 입력 프로세스로부터의 제공부하  $\lambda^*$ 는 0.4, 그리고 IDC는 31이 된다. (그림 5)는 이들 새로운 파라미터에 따른 셀 손실률을 보여준다.  $\lambda^*$ 를 0.4로 선택한 이유는 (그림 4)와 비슷한 셀 손실률 범위를 보여주기 위함이다. (그림 4)와 (그림 5)의 비교로부터 버스티한 입력 프로세스의 경우 마킹확률과 버퍼 임계치에 더욱 민감하게 반응함을 확인할 수 있다.



(그림 5) 두 개의 동질 입력 프로세스 MMPP에 대한 버퍼 임계치와 마킹확률에 따른 셀 손실률 특성.  $((\sigma_{11}, \sigma_{21}) = (\sigma_{12}, \sigma_{22}) = (0.03, 0.01))$ ,  $\lambda_{11} = \lambda_{12} = 0.8$ ,  $\lambda_{21} = \lambda_{22} = 0$ ,  $K = 25$ , 그리고  $P_1 = 0$ .

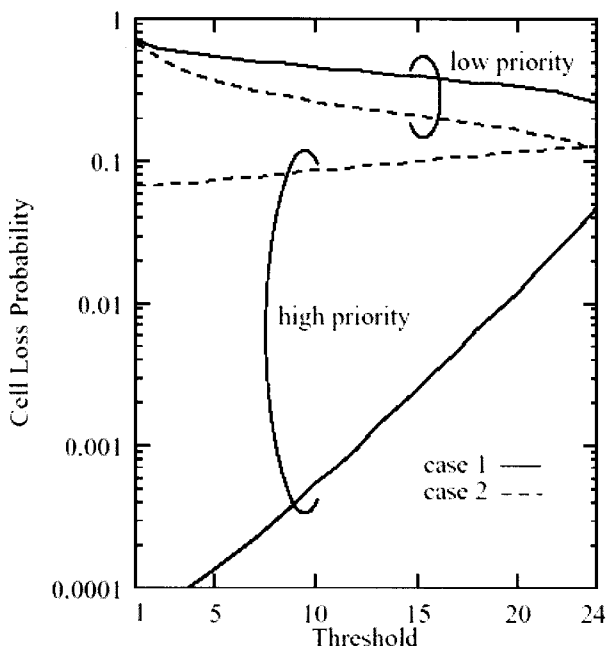
이제 두 입력 프로세서가 이질인 상태  $((\sigma_{11}, \sigma_{21}) = (0.3, 0.1), (\sigma_{12}, \sigma_{22}) = (0.03, 0.01))$ 에서 다음 두 가지 경우에 대해 살펴본다.

- 경우 1: 저 순위 트래픽 클래스의 IDC=53.5, 고순위 트래

픽 클래스의 IDC=6.25

- 경우 2: 저 순위 트래픽 클래스의 IDC=6.25, 고 순위 트래픽 클래스의 IDC=53.5

이때 평균 제공부하는 0.7로 고정하고 저 순위 트래픽 클래스의 마킹확률  $P_L$ 은 1, 그리고 고 순위 트래픽 클래스 마킹확률  $P_H$ 는 0으로 한다. (그림 6)으로부터 경우 2 즉 고 순위 트래픽 클래스가 매우 버스티하고 저 순위 트래픽 클래스가 비교적 버스티하지 않은 경우에는 제어의 효과가 크게 나타나지 않음을 확인할 수 있다. 이러한 결과는 저 순위 트래픽 클래스로부터 입력된 마킹된 셀들이 폐기되기 때문에 우리가 이미 예상한 결과이기도 하다. 따라서 경우 2와 같은 환경에서는 충분히 큰 버퍼를 할당하고 임계치가 낮은 값을 설정해야 고 순위 트래픽 클래스의 셀 손실률을 보장할 수 있을 것이다.



(그림 6) 이질 입력 프로세스 MMPP에 대한 버퍼임계치에 따른 셀 손실률 특성.  $((\sigma_{11}, \sigma_{21}) = (0.3, 0.1), (\sigma_{12}, \sigma_{22}) = (0.03, 0.01)), \lambda_{11} = \lambda_{12} = 1.4, \lambda_{21} = \lambda_{22} = 0$ , 그리고  $K = 25$ . 경우 1은 MMPP1이 고 순위 트래픽 클래스이고, 경우 2는 MMPP2가 고 순위 트래픽 클래스이다.

### 5. 결론

본 논문에서는 기존 IP 망에서 사용되는 가중치 CSFQ를 ATM 노드의 공간 우선순위 정책에 적용하고, 성능분석을 위해 이질호원 환경에서 임계치를 갖는 MMPP/D/1/K 큐잉모델의 트래픽 클래스별 셀 손실률을 유도하고 그 결과를 논하였다. 비록 가중치 CSFQ는 IP 망에서 잘못된 흐름(ill-behaved flow)으로부터 정상적인 흐름(well-behaved flow)을 보호하기 위한 균등 대역폭(fair bandwidth) 할당을 위해 제안되었으나,

본 논문에서 이루어진 성능분석 결과분석을 통해 가중치 CSFQ 기법이 ATM 노드에서 차별화된 서비스 제공에 매우 유용함을 보였다.

### 참고 문헌

- [1] M.A. Labrador and S. Banerjee, "Packet Dropping Policies for ATM and IP Networks," IEEE Communications Surveys, Vol.2, No.3, pp.2-14, 1999.
- [2] I. Stoica, S. Shenker, and H. Zhang, "Core-Stateless Fair Queueing: Achieving Approximately Fair Bandwidth Allocations in High Speed Networks," Proceedings of SIGCOMM98, Vancouver Canada, pp.118-130, 1998.
- [3] H. Kroner, G. Hebuterne, P. Boyer, and A. Gravey, "Priority Management in ATM Switching Nodes," IEEE Select. Areas Commun., Vol.SAC-9, No.3, pp.418-427, April 1991.
- [4] W. Fischer and K. Meier-Hellstern, "The Markov-modulated Poisson process(MMPP) cookbook," Performance Evaluation, Vol.18, pp.149-172, 1992.
- [5] D.M. Lucantoni and V. Ramaswami, "Efficient algorithms for solving the non-linear matrix equations arising in phase type queues," Commu. Statist.-Stochastic Models, Vol.1(1), pp.29-51, 1985.
- [6] Y.H. Kim and C.K. Un, "Performance Analysis of Statistical Multiplexing for Heterogeneous Bursty Traffic in an ATM Network," IEEE Trans. Commu., Vol. COM-42, No.2/3/4, pp.745-753, Feb./March/April, 1994.
- [7] Y.H. Kim, B.C. Shin, and C.K. Un, "Performance analysis of leaky-bucket bandwidth enforcement strategy for bursty traffics in an ATM network," Computer Networks and ISDN Systems, Vol.25, pp.295-303, 1992.
- [8] K. Sriram and W. Shitt, "Characterizing Superposition Arrival Processes in Packet Multiplexers for Voice and Data," IEEE Select. Areas Commu., Vol.SAC-4, No.6,

pp.833-846, Sept., 1986.

- [9] I. Stoica, S. Shenker and H. Zhang, "Core-Stateless Fair Queueing: A Scalable Architecture to Approximate Fair Bandwidth Allocations in High Speed Networks," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol.11, No.1, pp.33-46, 2003.
- [10] G. Cheng, K. Xu, Y. Tian and N. Ansari, "Core-Stateless Proportional Fair Queueing for AF Traffic," Globecom2004, pp.732-736, 2004.



## 강 구 홍

e-mail : khkang@seowon.ac.kr

1985년 경북대학교 전자공학과(공학사)

1990년 충남대학교 대학원 전자공학과(공학석사)

1998년 포항공과대학교 대학원 전자계산학과(공학박사)

1985년~1993년 한국전자통신연구소 선임연구원

1998년~1999년 한국전자통신연구원 선임연구원

2002년~2003년 한국전자통신연구원 초빙연구원

2000년~2001 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부 전임강사

2002년~현재 서원대학교 컴퓨터정보통신공학부 조교수

관심분야: 성능평가, 컴퓨터 네트워크, 네트워크 보안 등