

광대역 통신망 노드에서 성취할 수 있는 셀 손실을 및 동적 버퍼 할당 알고리즘의 합성에 관한 연구

正會員 全龍熙*

A Study on the Achievable Cell Loss Probability And Synthesis of A Dynamic Buffer Allocation Algorithm In Broadband Network Nodes

Yong-Hee, Jeon* Regular Members

要 約

본 논문에서는 보존 법칙에 근거한 트래픽 제어 기법의 합성 문제를 고려한다. 큐잉 논문에서는, 무한 버퍼 용량에서 근사하거나 정확한 지연의 해석에 보존 법칙이 매우 유용하여 왔다. 그러나, 광대역 통신망 노드에서의 셀 손실 측정에 관한 보존 법칙의 응용에 대한 연구는 거의 없는 편이다. 본 연구에서는, 유한 버퍼 크기의 광대역 통신망 노드에서 어떤 주어진 셀 손실 확률 벡터가 실현될 수 있는가의 여부에 대한 특성을 기술한다. 그리고 미리 명시된 셀 손실 목표를 만족하는 동적인 버퍼 할당 알고리즘을 개발하고, 그 알고리즘의 합성문제에 대하여 연구를 수행하였다. 제안된 알고리즘이 본 논문에서 제시된 기준에 의하여 최적임을 보여준다.

ABSTRACT

We consider the synthesis problem of a traffic control scheme based on conservation laws. In the queueing literature, conservation laws have been very useful for approximate and exact analysis of delay measures in infinite capacity buffers. However, little study has been done for applications of conservation laws on cell loss measures in Broadband network nodes. In this study, we characterize whether a given cell loss probability vector is realizable, for a Broadband network node with a finite buffer size. We also develop a dynamic buffer allocation algorithm that satisfies a prespecified cell loss objective. The synthesis problem of the proposed algorithm was studied as well. It is shown that the proposed algorithm is optimal based on the criterion given in this paper.

*대구효성가톨릭대학교 전자계산학과
Department of Computer Science, Taegu
Hyosung Catholic University
論文番號 : 94229-0829
接受日字 : 1994年 8月 29日

1. 서 론

광대역 종합 정보 통신망(B-ISDN: Broadband Integrated Services Digital Network)은 서로 다른 품질 요구 사항을 지닌 다양한 트래픽들을 수용할 것이다. 이들의 대표적인 예로는 음성, 데이터, 비디오 등이 있으며, 이것들은 비트율, 도착 형태 등에 있어서 제각기 다른 트래픽 성질을 가지고 있다. 그리하여, 셀 지연, 셀 지연 변화 및 셀 손실율과 같은 다른 서비스 품질 요구사항을 가지게 된다. 예를들어 음성 패킷은 데이터 패킷보다도 훨씬 더 엄격한 지연 요구사항을 가지는 반면에, 음성 패킷은 데이터 패킷보다 높은 셀 손실율을 가질 수 있다. 이러한 서로 다른 트래픽 특성을 가진 서비스들을 통합하는 것은 쉬운 문제가 아니다. 왜냐하면, 통신망의 높은 사용율을 유지하면서 그 다양한 서비스 품질 요구 사항을 만족시키는 것이 어렵기 때문이다. 그러므로 그러한 다양한 서비스 품질 요구 사항들을 만족시키기 위한 통신망 제어는 ATM망의 성공 여부를 좌우하는 중요한 요소라 할 수 있겠다.

이러한 다양한 서비스 통합을 위해서 비동기 전송모드(ATM: Asynchronous Transfer Mode)가 B-ISDN을 위한 전송방식으로, ITU-T 표준 권고안으로 확정되었다. ATM에서는 사용자 정보를 조그만 고정 길이(53 Bytes)의 셀로 전송하며, 대역폭이 사용자의 요구에 따라(on-demand basis) 할당되기 때문에, 대역폭 할당에 융통성(flexibility)이 있으며, 통계적 다중화 이득(statistical multiplexing gain)을 얻을 수 있다. 그러나, 한편으로 광대역 전송망에서의 불확실하고 동적인 트래픽 특성으로 인하여 셀 지연과 셀 손실이 발생할 수 있다. 따라서 이에 대하여 적절한 트래픽 제어를 하지 않으면 각기 다른 사용자가 요구하는 서비스 품질을 만족시킬 수 없다. ATM망에서의 셀 손실 요구사항에 대한 타당성을 조사하기 위하여, 본 논문에서는 셀 손실에 대한 보존 법칙(conservation law)을 연구한다. 보존 법칙은 대기 모델(queueing model)의 정확한 혹은 근사 해석에 매우 유용하여 왔다(1, 2). 한 가지 이상의 트래픽 등급을 가진 우선 대기(Priority Queueing) 시스템에서, 추구하는 성능 목표에 관계없이, 어느 특정한 등급의 트래픽에 대한 우선 취급은 다른 등급의 희생으로 얻을 수 있다(1, 113쪽). 보존 법칙은 스케줄링 문제를 위한 이론적인 근거를 제공하고

있다(3). 또한 트래픽 제어 방법의 설계를 위한 기초를 제공한다(4-6).

본 논문에서는 통신망의 셀 손실만을 고려하고 있다. 셀 지연도 고려할 수 있겠으나, ATM망에서는 셀 손실이 가장 중요한 성능 기준으로 보여진다. ATM망과 같은 고속 통신망에서는, 전파 지연(propagation delay)이 종단점간(end-to-end)의 지연에 지배적인 요소를 차지하기 때문에, 셀 손실 요구 사항이 필수적인 역할을 수행한다. 본 논문에서는 광대역 통신망의 노드(즉, ATM 스위치, 다중화기, 집중 장치등)에서, 유한 버퍼의 오버플로우(overflow)로 인한 셀 손실에 대하여 보존 법칙을 연구하고, 이 보존 법칙을 근거로 하여 서비스 품질(QoS: Quality of Service) 요구사항의 만족 문제를 해결하는 알고리즘에 대해서 기술한다.

본 논문의 제 2절에서는 대기 모델에 대하여 기술하고, 제 3절에서는 보존 법칙에 대한 기본 원리를 설명한다. 셀 손실에 대한 보존 법칙은 제 4절에 제시하였으며, 제 5절에서는 동적 버퍼 할당 알고리즘에 대하여 설명하고, 마지막으로 제 6절에서 결론으로 끝을 맺는다.

2. 대기 모델(Queueing Model)

ATM망에서의 트래픽 제어를 위한 대표적인 대기 모델을 그림 1에서 보여주고 있다.

그림 1에서는 두 개의 등급을 가진 트래픽들이 도착하는 것을 보여준다. 트래픽 도착 프로세스는 동일하고 독립적인 분포(iid: identically and independently distributed)로 가정하였다. 일반적으로, 트래픽 등급의 갯수 N 은 두 개 이상이며, 본 논문에서는 N 의 값 2와 3에 대하여 보존 법칙을 제시하였다. 이 트래픽 등급들은 가상 채널(Virtual Channel) 혹은 가상 경로(Virtual Path)별로 구분하여 할당할 수 있다. 예를 들어 N 이 2일 경우, 등급 1은 음성형 트래픽일 수 있으며, 등급 2는 데이터 트래픽일 수 있다. 이들 트래픽은 요구되는 서비스가 서로 상이하다. 즉, 음성 트래픽은 약간의 손실이 있어도 사용자는 대화가 가능하지만, 데이터의 경우에는 셀 손실 요구 사항이 아주 엄격하다. 그러므로, 셀 버퍼링시 어떤 특정한 트래픽 등급에 우선 순위를 제공함으로써, 각기 다른 트래픽 특성에 따른 서비스 요구 사항을 만족시킬 수 있다. 셀 손실에 관한 보존 법칙은 광대역 통신망에서 수용될 멀티미디어의 서로

다른 서비스 요구사항을 만족시키기 위한 효과적인 트래픽 제어 방법의 설계를 위한 기초를 제공할 것이다.

그림 1에서 보는 바와 같이, 트래픽 제어 방법으로, 도착하는 셀들에 대하여 어떻게 버퍼를 할당할 것인지를 결정하는 밀어내기 방법(push-out scheme: 이하 p 로 정의한다)을 이용한다. 어떤 특정한 서비스 등급의 셀 손실율이 다른 서비스 등급의 셀 손실율보다 낮게 하기 위해서 어떤 특정한 버퍼 관리 정책을 사용할 수 있다. 여기서 우리가 처음 직면하는 문제는, 주어진 셀 손실 성능 목표가 어떤 트래픽 제어 방법을 사용해서 성취될 수 있는가 하는 것이다. 제 4절에서 이 문제의 해결을 위해 셀 손실에 대한 보존 법칙을 제시한다.

3. 보존 법칙의 기본 원리

어떤 물리적 시스템에서, 그 물리적 현상의 행동을 지배하고 자연의 기본 법칙에 의해서 지배되는 일정한 불변식(invariants)이 존재한다. 대기 지연 시스템에서도 이와 비슷한 불변 관계가 존재하며, 이의 관계를 규명하고자 보존 법칙이 개발되어 왔다[1-3].

여러개의 등급을 가진 단일 서버, 단일 대기 시스템에 대해서 생각을 해보자(그림 2 참조). f 를 유효한 스케줄링 정책으로 정의한다. 그림 2에서는 등급 1과 2의 트래픽이 도착되는 것을 보여 준다.

“가상 부하”(virtual load)와 “전체 손실”(total loss) 개념이 보존 법칙에 중심적인 역할을 수행한다(그림 3, 4 참조). 어떤 시간 t 에 대해서 가상 부하 $V(f,t)$ 는 시간 t 에서의 그 시스템 내의 전체 작업량(amount of work)을 말한다.

본 논문에서는 시간은 한 셀 크기의 슬롯으로 나누어

져 있다고 가정한다. 그리고 각 단계의 셀 서비스 시간은 결정적(deterministic)(즉, 하나의 셀 시간)인 것으로 간주한다. 그러면 시간 t 에서 대기하고 있는 모든 작업의 잔류 서비스 시간의 총계는 버퍼에 대기하고 있는 셀의 수와 같게 된다.

그림 3에서, 작업의 도착(arrival)에 따라, $V(f,t)$ 는 그 도착수만큼 증가한다. 도착과 필요한 서비스 시간이 부여된 상태에서, 정책 f 가 $V(f,t)$ 에 영향을 끼칠 수 있는 유일한 방법은, non-preemptive 정책에서는, 시스템 내부에 셀들이 있음에도 불구하고 서버(여기서는, 전송 링크)를 놀리는(idle) 것이다. 그러나, 이것이 허용되지 않는한(즉, f 는 work-conserving), $V(f,t)=V(t)$. 간단히 말해서, 작업이 있을 때 서버를 놀리지 않고, 작업이 완료되지 않은 상태에서는 그 작업을 내보내지 아니하는 대기 규칙을 work-conserving 이라 한다[1,2,7]. 좀더 자세히 기술하면, work-conserving 규율은 다음과 같다.

서비스 규율 f 는 다음을 만족한다. 1) 대기하고 있는 작업이 있는한 서버를 놀리지 않는다; 2) 그 규율은 작업들의 서비스 시간에 영향을 미치지 않는다; 3) 스케줄링 결정은 서비스 시간들의 예비 지식에 의존하지 아니한다; 4) 장기적인(long-run) 평균 지연 시간이 존재한다.

work-conserving 규율의 예로는 FIFO(First-In-First-Out), LIFO(Last-In-First-Out)등이 있다.

$V_{FIFO}(t)$ 를 FIFO 정책 아래에서의, 시간 t 에서 버퍼 내의 가상 부하로 정의한다. 만약에 시스템이 work-conserving 정책하의 어느 규율상에서 재생적(regenerative)이면, 장기적인 평균 가상 부하 V^* 가 존재하

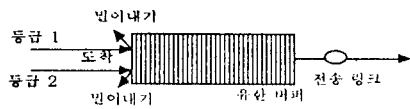


그림 1. 통신망 노드에서의 트래픽 제어를 위한 대기 모델
Fig. 1. Queueing Model for Traffic Control in a Communication Node

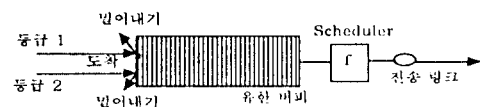


그림 2. 대표적인 우선 순위 제어 기법
Fig. 2. Typical Priority Control Mechanism

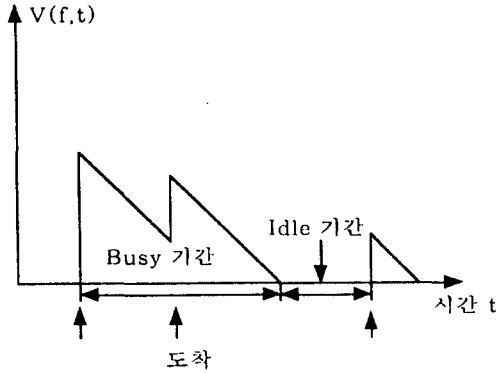


그림 3. 가상 부하의 예
Fig. 3. Example of Virtual Load

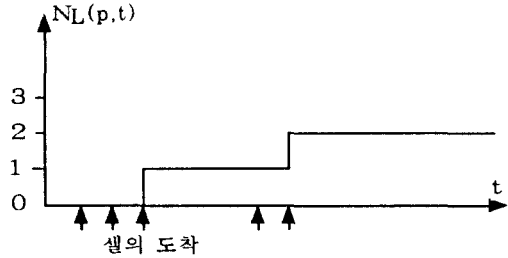


그림 4. 전체 셀 손실 수의 예
Fig. 4. Example of Total Number of Cells

고, 또한 그것은 정책 f에 독립적이라는 것을 [9]에서 보여주고 있다.

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \int_0^t V(f, t) dt = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{t} \int_0^t V_{FIFO}(t) dt = V^* \text{ w.p. } 1 \quad (1)$$

밀어 내기 방식 p에서는, 기본적으로 버퍼가 완전히 차지 않는한 셀들을 차단(block)하지 않는다. 좀더 구체적으로 말하면, work-conserving 정책은 다음을 만족한다[8].

1. 버퍼가 충전되지 않는한 셀은 차단되지 않는다.
2. 버퍼가 충전되지 않고, 새로운 셀에 의하여 대체되지 않는한 어느 셀도 전송전에 제거되지 아니한다.
3. 버퍼가 비어 있지 않는한 전송이 발생한다. 그리고
4. 셀은 전송후 즉시 제거된다.

그러므로, work-conserving 정책은 시스템의 자원(서버 및 버퍼)을 완전히 이용하는 것이 된다.

그림 4는 셀 손실에서도 불변 관계(invariance relation)가 성립됨을 보여준다.

$N_L(p, t)$ 를 밀어 내기 정책 p에서 (0,t)동안 손실된 전체적인 셀의 수로 정의한다. 그러면, 모든 표본 경로(sample path)에 대하여 $N_L(p, t) = N_L(t)$. 다시 말해서, (0, t) 동안, 전체적인 셀 손실 수 $N_L(t)$ 는 정책

p가 work-conserving인 이상, 밀어내기 정책 p에 독립적이라는 것이다.

4. 셀 손실에 대한 보존 법칙

본 논문에서는 먼저 N이 2일 경우 (예를들어, 음성과 데이터)에 대해서 고려한다. 버퍼 할당(buffer allocation) 알고리즘은 트래픽 등급들 사이의 버퍼 공간에 대한 할당을 명시한다. 물론, 버퍼가 무한정 크다면, 도착되는 셀은 항상 받아들여질 것이다. 그러나, 유한 버퍼가 충전될 경우 알고리즘은 새로이 도착하는 셀들이 이미 저장되어 있는 셀을 밀어낼 것인지를 결정해야 한다. 일관성의 상실없이, 서비스 규율로 First-Come First-Serve(FCFS)를 가정하였다. 시스템 성능의 척도로서, 다음과 같이 정의되는 셀 손실을 벡터를 취한다.

$$\epsilon(p) = (\epsilon_1(p), \epsilon_2(p)) \quad (2)$$

여기서 $\epsilon_i(p)$ ($i=1,2$)는 정책 p가 사용될 때 각 등급의 평균 셀 손실율을 나타낸다. 분명히, 하드웨어(예를들어, ATM 교환 및 다중화 구조, 메모리 속도)와 주요 특성(예를들어, 상이한 트래픽 형태의 수와 특성, 도착 및 서비스 시간 형태)이 주어지면, 위의 성능 벡터는 오로지 버퍼 할당 정책 p에 의존한다. 주어진 셀 손실

벡터 ϵ 는, 만약 $\epsilon(p) \leq \epsilon_g$ 가 되도록 하는 admissible 정책이 존재하면, 성취될 수 있다고 말해진다.

셀 손실 확률은 임의로 선택된 셀이 손실될 확률을 의미한다. 전체 셀 손실율을 P_L 로 정의하고, λ_i ($i=1,2$)는 각 등급에 대한 평균 도착율을 나타낸다. λ 는 전체 도착율을 표시한다. 계획 p_1 을 버퍼가 충전되고 등급 1의 셀이 도착할 때 항상 등급 2의 셀을 밀어내는 방법으로 생각하고, 반대로 계획 p_2 를 버퍼가 충전되고 등급 2의 셀이 도착할 때 항상 등급 1의 셀을 밀어내는 방법으로 생각한다. 그러면, $P_i(p_i)$ 는 등급 i 에 대한 해당 셀 손실율로 정의된다. 그러면, 다음과 같은 셀 보존 법칙을 유도할 수 있다.

$$\begin{aligned} \epsilon_1(p) \cdot \frac{\lambda_1}{\lambda} + \epsilon_2(p) \cdot \frac{\lambda_2}{\lambda} &= P_L \\ \epsilon_1(p) &\geq P_1(p_1), \\ \epsilon_2(p) &\geq P_2(p_2). \end{aligned} \tag{3}$$

여기서 P_L 은 버퍼 크기 및 도착의 통계적 특성에만 관여되는 상수이다. 그러므로, 전체 셀 손실율 P_L 은 어떤 특별한 work-conserving 정책의 선택에 관계가 없다. 상기 방정식 (3)에서 등식은, work-conserving 계획 아래에서의 셀 손실율이 2차원 평면에서 직선상에 있도록 제한하고 있다. 이 등식 관계 이외에도 위의 부등 관계식이 얻어질 수 있는 셀 손실율에 대해서 다른

구속 요건을 또한 제공하고 있다. 이들의 관계를 그림으로 나타낸 것이 그림 5이다.

이 그림에서 G점은 트래픽 등급 2가 항상 높은 셀 손실 우선 순위를 가지고 있는 것에 해당한다. 그래서 등급 2가 버퍼에 있는 등급 1의 셀들을 항상 밀어낼 (pushout) 수 있다. 그러므로 G점은 등급 2가 얻을 수 있는 셀 손실율의 최소점이 될 것이다. E점은 그 반대의 경우에 해당한다. 그리하여 우리는 밀어내기 방식 (push-out scheme)을 사용해서 트래픽 등급 1과 2에 대해서 얻을 수 있는 셀 손실율을 구할 수 있다. 직선 EG가 어떤 밀어내기 방식을 사용해서 얻을 수 있는 셀 손실율을 나타낸다. 그러므로, 어떤 밀어내기 방식이, 트래픽 등급 1의 셀 손실을 줄이기 위해서, 등급 1에게 우선순위를 제공한다면, 결과적으로 그것은 등급 2의 셀 손실을 증가시키게 된다. (역도 성립함) 이 선상 이외의 어떤 점도 얻어질 수 없다. 그러므로, EG는 셀 손실에 대한 타당성 지역(feasibility region)을 나타낸다.

방정식 (3)의 등식과 유사한, 밀어내기 방식에 대한 보존 법칙을 또한 쓸 수 있다[10]. 2개의 트래픽 등급의 손실 확률 $\epsilon_1(p)$ 와 $\epsilon_2(p)$ 를 아래와 같이 전체적인 도착율 $\lambda = \lambda_1 + \lambda_2$ 을 가진 일반적인 M/D/1/K+1 대기 시스템의 전체적인 셀 손실 확률과 연관을 지을 수 있다. 그것은 다음과 같이 나타내어진다.

$$\lambda_1 \epsilon_1(p) + \lambda_2 \epsilon_2(p) = \lambda \epsilon \tag{4}$$

즉, 두 가지 트래픽 등급에 대한 전체적인 셀 손실 수는 밀어내기 방식을 사용하는 것에 관계 없이 일정하다. 그것은 전체 셀 손실 수는 정책이 work-conserving이면, 그 정책에 무관하기 때문이다. 만약에 등급 2가 등급 1보다 높은 우선 순위를 가지고 있다면, 등급 2에 대한 셀 손실율은 등급 1의 트래픽에 독립적이기 때문에, Erlang 공식에 의해 구할 수 있게 된다. 상기의 불변 방정식(invariance equation)에 근거하여, 등급 1에 대한 셀 손실율도 쉽게 구할 수 있게 된다. 그러므로, 어느 한 등급의 셀 손실율을 계산하게 되면, 방정식 (4)로부터 다른 등급의 셀 손실율도 쉽게 구할 수 있다.

지금까지 두 가지의 트래픽 등급에 대하여 셀 손실에 관한 불변 관계가 성립함을 보여주었다. 트래픽 등급의 갯수 N 이 3이상일 때, 타당성 지역은 N 차원상의 방정식에 의해 정의될 수 있다. 그 이외에 $2^N - 1$ 개의 부등식

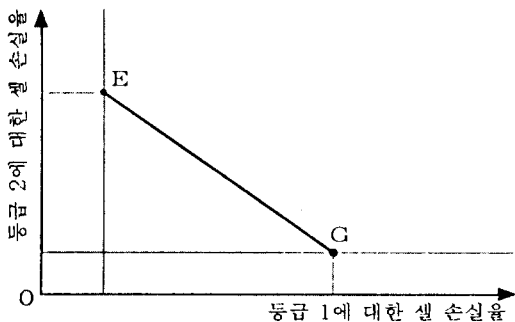


그림 5. 셀 손실 확률의 가능 지역
Fig. 5. Achievable Region If Cell Loss Probability

이, 성취될 수 있는 성능 벡터를 convex polygon으로 제한하게 된다. 다음 그림에서는 세 개의 트래픽 등급에 대한 셀 손실을 타당 지역을 보여준다.

등급 3에 대한 셀 손실 확률을 $\epsilon_3(p)$ 로 정의하자. 그러면, 평면 ABC는 다음의 방정식에 의하여 3 차원상에서 결정된다.

$$\epsilon_1(p) \cdot \frac{\lambda_1}{\lambda} + \epsilon_2(p) \cdot \frac{\lambda_2}{\lambda} + \epsilon_3(p) \cdot \frac{\lambda_3}{\lambda} = C. \quad (5)$$

여기서 C는 밀어내기 방식 p에 독립적인 상수이다. 각 등급 (혹은 한쌍의 등급)의 최소 셀 손실율이 셀 손실 가능 지역(achievable region)을 결정하게 된다. 이것은 (항상) 세가지 등급에 대하여 육각형(hexagon) 형태가 된다. 그 육각형의 각 모서리 점이 등급의 우선 순위를 나타낸다. 예를들어, D점에서는 등급 1이 최소의 셀 손실율을 가지기 때문에 가장 높은 우선 순위를 가지게 된다. 그 다음으로 등급 3과 등급 2의 순으로 된다. E점에서는 등급 3이 가장 높은 우선 순위를 가지고, 다음으로 등급 1과 등급 2의 순으로 된다. 그러므로, 선분 DE가 등급 2에게 제일 낮은 우선 순위를 줌으로써 타당 지역(feasibility region)의 경계를 형성한다. 그리하여, 삼각형 UVB내의 셀 손실 확률은 얻어질 수 없게 된다. 비슷하게 선분 FG는 등급 1에게 가장 낮은 우선 순위를 줌으로써 얻어지는 타당 지역을 나타낸다. 선분 HI는 등급 3에게 가장 낮은 우선 순위를 줌으로써 얻어지는 타당 지역을 나타낸다. 그러므로,

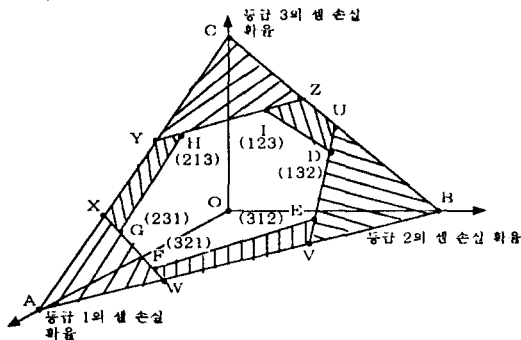


그림 6. 세 가지 등급을 가진 셀 손실 확률의 타당 지역
Fig. 6. Achievable Region of Cell Loss Probability with 3 Classes

WAX와 CYZ 지역은 성취될 수 없다. 선분 DI는 등급 1에게 가장 높은 우선 순위를 제공함으로써 얻어지는 경계를 나타낸다. 그리하여, 사각형 ZIDU는 또한 얻어질 수 없다. 비슷하게 선분 EF는 등급 3에게 가장 높은 우선 순위를 부여함으로써 얻어지는 경계를 나타낸다. GH는 등급 2에게 가장 높은 우선 순위를 줌으로써 얻어지는 경계를 나타낸다. 그러므로 사각형 EFWV 및 HGXY도 역시 타당 지역에서 제거되어진다. 최종적으로, 육각형 DEFGHI가 세개의 등급을 가진 셀 손실 확률의 가능 지역으로 남게 된다.

그림 6에서 선분 EF와 HI는 평면 OAB에 평행이다. E와 F점에서, OAB로부터 같은 거리를 가진다. 왜냐하면, 그 두 점에서는 등급 3의 셀 손실 확률이 같기 때문이다. H와 I점에서도, HI가 OAB에 평행이기 때문에, 등급 3의 셀 손실율의 값이 같다. 선분 HI는 등급 1과 2의 셀 손실율이 0이 아니기 때문에 C점을 포함할 수 없다.

다음에, 이 보존 법칙이 주어진 셀 손실 요구 조건을 만족시키기 위한 버퍼 할당 계획을 설계하기 위해 어떻게 사용되는지를 검토해 보고자 한다.

5. 동적 버퍼 할당 알고리즘

5.1 혼합 전략(Mixing Strategy)

여기서는 이미 알려진 혼합 전략[2]에 대해서 소개하고, 다음 절에서는 동적 버퍼 할당 알고리즘을 제안한다. 그리고 그 동적 알고리즘의 특성에 대해서도 기술한다.

어떤 주어진 셀 손실 목표 $\epsilon = (\epsilon_1, \epsilon_2)$ 를 생각해 보자. 문제는 그 목표를 만족시키는 (즉, $\epsilon_i(p) \leq \epsilon_i$ 를 얻기 위한) 정책 p를 발견하는 것이다. 우리의 목표 ϵ 가 그림 7의 C점과 같이 만족될 수 있다고 가정한다.

그 목적을 달성하기 위한 하나의 방법은 혼합 전략이다. 점 E와 G가 정책 p_1 과 p_2 에 의해서 각 각 성취될 수 있다고 하자. 그러면 혼합 정책 $(\tilde{\alpha}, p_1, p_2)$ 는 다음과 같이 동작한다. 각 busy 기간의 초기에, 확률 $\tilde{\alpha}$ 를 가지고 정책 p_1 을 선택하고, 확률 $(1-\tilde{\alpha}) (0 \leq \tilde{\alpha} \leq 1)$ 를 가지고 정책 p_2 를 선택한다. 그 선택된 정책은 전 busy 기간동안 사용된다. 확률 $\tilde{\alpha}$ 는 stationary하며, 시스템 파라미터에 의존하지 아니한다. 선분 EG상의 모든 셀 손실 벡터는 파라미터 $\tilde{\alpha}$ 를 조정함으로써 얻어질 수 있

다.

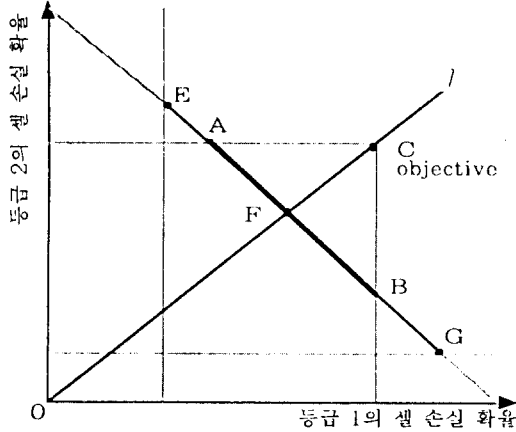


그림 7. 주어진 셀 손실 목표를 만족하기 위한 정책
Fig. 7. Policy to satisfy the given goal for cell loss

$\tilde{\alpha}$ 의 올바른 값은, "initial basis" 문제(2.11)로 알려진, 표준의 선형 프로그래밍(LP: Linear Programming) 방법을 사용해서 결정할 수 있다. 단지 두서개의 트래픽 등급에 대해서만, 이 문제는 풀기가 용이하다. 그림 7의 선분 AB 위에는 무수한 점들이 존재하기 때문에, 주어진 목표 ϵ 를 만족하는 무한개의 정책들이 존재한다. 다음 절에서 점 F를 성취하는, 그러므로, 위에서 말한 QOS 만족 문제를 해결하는, 동적인 정책을 제시한다. 즉, 우리의 목표는 아래를 만족하는 동적인 알고리즘을 찾아내는 것이다.

$$\epsilon_i(p) \leq \epsilon_i \quad i \in \{1, 2\} \quad (6)$$

5.2 동적 버퍼 할당 알고리즘
(Dynamic Buffer Allocation Algorithm)

동적 알고리즘을 위해서, 우리는 적절한 시스템 변수들을 감시할 필요가 있다. 구현을 위해서 중요한 두가지의 특성은 필요한 측정량과 알고리즘의 수렴(convergence) 속도라고 할 수 있다. 전자는 알고리즘에 의하여 도입되는 오버헤드와 직접 관련되며, 후자는 알고리즘이 모르는 파라미터를 얼마나 빨리 인지하느냐, 혹은

그 환경에서 응답하느냐를 결정한다.

ATM 통신망에서는 주어진 일련의 목표가 만족할 수 있는가를 결정하는 것이 어렵다고 할 수 있다. 왜냐하면, 시스템의 통계적 파라미터들은 시간에 따라 변하거나, 이에 대한 사전 지식이 없기 때문이다. 더구나, 그 목표가 어느 정책으로도 만족될 수 없는 경우, 무슨 조치를 취할 것인가가 분명하지 않다. 또한, 목표가 한가지 이상의 정책으로 만족될 수 있을 경우에도, 그 일련의 만족한 정책 중에서 어느 정책을 선택하는가 하는 문제가 있다. 이의 해결을 위해서, 다음의 대안적인 기준을 생각한다.

여기서는, 표현의 간편상 두가지의 등급에 대해서만 고려한다. 새로운 기준은 아래의 식으로 표현된다.

$$\min_p \max_{1 \leq i \leq 2} \left\{ \frac{\epsilon_i(p)}{\epsilon_i} \right\} \quad (7)$$

수식 (7)의 기준과 수식 (6)의 기준은 다음의 이유로 서로 밀접한 관계를 지니고 있다.

1. 기준 (6)을 만족하는 어떤 work-conserving 정책이 존재하면, 기준 (7)을 만족하는 정책 또한 (6)을 만족한다.
2. 만약 기준 (7)을 만족하는 정책이 기준 (6)을 만족시키지 못하면, 다른 어떤 work-conserving 정책도 이를 만족시킬 수 없다.
3. 기준 (7)을 위한 최적의 정책(optimal policy)은 보다 나쁜 성능의 등급을 우선적으로 고려함으로써, "공평성"(fairness)을 부여한다.

제안된 알고리즘의 기본적인 개념은 여러 등급의 성능을 감시하여, 우선 순위를 "최악의 현재" 성능에 의하여 조정하는 것이다. 좀더 구체적으로 기술해서, $R_i(t)$ 를 시간 간격 $(0, t)$ 내에서의 등급 i 의 셀 손실율로 정의한다. 그리고, 시간 t 에서

$$P_i(t) \triangleq \frac{R_i(t)}{\epsilon_i} \quad (8)$$

를 등급 i 에 대한 "우선 지수"(priority index)로 정의한다. 수식 (8)에서 보여주는 것과 같이 이 우선지수의 값은 1보다 클 수도 있고, 작을 수도 있다. 본 논문에서 제시한 알고리즘은 이 지수에 대한, 우선 순위 배정에

기초하고 있다.

다음에서, t_k 를 k 번째의 busy 기간의 시작으로 정의한다.

알고리즘 1: 시간 t_k 에서 $P_i(t_k)$ 를 작은 순서로 분류한다. busy 기간의 전체 시간동안, 만약, 아래의 조건이라면, 등급 i 보다 등급 j 에 밀어 내기 우선 순위를 제공한다.

$$P_j(t_k) > P_i(t_k) \quad (9)$$

동일할 경우, 우선 순위는 손실 민감 등급에 준다.

이 순위 지수는 쉽게 아래와 같이 재귀적(recursive)으로 표현할 수 있다.

$$P_i(t_{k+1}) = P_i(t_k) + \frac{N_i^L(t_k, t_{k+1})}{\varepsilon_i N_i(t_k, t_{k+1})} \quad (10)$$

여기서, $N_i^L(t_a, t_b) \triangleq (t_a, t_b)$ 시간 간격동안 손실된 등급 i 의 셀들의 수를 의미하고, $N_i(t_a, t_b)$ 는 (t_a, t_b) 간격동안 전송되거나 손실된 등급 i 의 셀들의 수를 의미한다. 그러므로, 그 시스템의 행동을 관측함으로써, 재귀적으로 우선 순위 지수를 쉽게 구할 수 있다.

5.3 알고리즘의 동적 행위(dynamic behavior)

분석

이 절에서는 알고리즘 1의 동적 행위에 대해서 분석을 한다. 이 분석은 셀 손실 확률 $\varepsilon_i(p)$ 가 기준 (7)을 만족하는 것을 보여준다.

다음과 같이 정의한다.

$$\Theta(k) \triangleq P_1(t_k) - P_2(t_k), \quad (11)$$

$$\phi_i(k) \triangleq \frac{N_i^L(t_k, t_{k+1})}{\varepsilon_i N_i(t_k, t_{k+1})}, \quad i = 1, 2, \quad (12)$$

수식 (12)의 $i = 1, 2$ 에 대하여 아래와 같이 정의한다.

$$\Phi(k) = \phi_1(k) - \phi_2(k).$$

“이동”(drifts)을 아래와 같은 기대값(Expected

Value)으로 정의한다.

$$\begin{aligned} D^+ &= E(\Phi(k+1) | \Theta(k) > 0), \\ D^- &= E(\Phi(k+1) | \Theta(k) < 0). \end{aligned} \quad (13)$$

등급 i 가 처음의 k busy 기간 동안 높은 셀 우선 순위를 가지는 busy 기간의 수를 $N_i(k)$ 라고 정의하자. 다음의 의제(proposition) 1에서 $\Theta(k)$ 와 $N_i(k)$ 의 극한(limiting) 행위가 위에서 정의한 이동에 의하여 기술된다. 수식 (13)에서의 이동의 정의로부터, 다음과 같은 각 조건에서 두가지 경우가 생긴다:

1. $\Theta(k) > 0$ 가 주어진 경우, 즉, 어떤 busy 기간동안 등급 1에 높은 셀 우선 순위가 주어진 경우, 두 가지의 가능성이 있다: i) 등급 1이 다음 결정점(decision point)에서 높은 우선 순위를 가질 경우, 혹은 ii) 등급 2가 높은 우선 순위를 가질 경우.

2. $\Theta(k) < 0$ 인 경우에도 동일함.

그러므로 다음과 같은 의제를 가진다.

의제 1: 네가지의 서로 배반인(mutually exclusive) 가능성이 존재한다.

(i) $D^+ > 0, D^- > 0$: 이 경우에는 $\lim_{k \rightarrow \infty} \Theta(k)/k = D^+$, 그리고

$$\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty, \quad \lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) < \infty.$$

(ii) $D^+ \leq 0, D^- > 0$: 이 경우에는 $\lim_{k \rightarrow \infty} \Theta(k)/k = \infty$, 그리고

$$\begin{aligned} \lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty, \quad \lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) = \infty, \\ \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_1(k)}{k} = \frac{D^-}{D^- - D^+}, \quad \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_2(k)}{k} = \frac{-D^+}{D^- - D^+}. \end{aligned}$$

(iii) $D^+ < 0, D^- = 0$: (ii)의 경우와 동일함.

(iv) $D^+ < 0, D^- < 0$: 이 경우 $\lim_{k \rightarrow \infty} \Theta(k)/k = D^-$, 그리고

$$\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) < \infty, \quad \lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) = \infty.$$

다음에 의제 1의 기하학적(geometric) 의미를 설명한다. 이것은 알고리즘의 동적 행위를 직관적으로 설명

해준다.

(i) $D' > 0, D > 0$: 이 경우, 그림 8에서 보여주는 바와 같은 이동이 있다.

그림 8에서 보여주는 바와 같이, 지역 I (즉, $\theta(k) > 0$)에서의 이동은 점 E를 향해서 일어난다. 지역 II에서는, 그 이동이 점 G를 향해서 발생한다. 그러나, 얼마후 그 지점은 다시 지역 I에 있게되며, 그리하여 등급

1은 무한번으로 높은 우선 순위를 가지며, 반면에 등급 2는 단지 유한한 수의 시간동안 높은 우선 순위를 가지게 된다.

(ii) $D' < 0, D = 0$: 이 경우, 이동은 그림 9에서와 같이 일어난다. 지역 I에서 이동은 점 E를 향해서 일어나며, 지역 II에서는 점 G를 향해서 발생한다. 셀 도착의 임의성으로 인하여, 이동점은 지역 I 과 II를 무한번으로 방문할 것이다. 그래서, 두 등급 모두가 무한번의

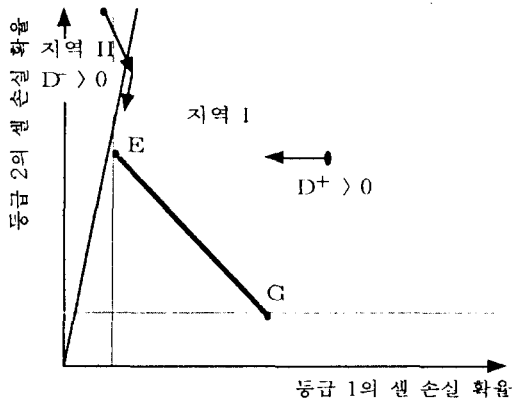


그림 8. $D' > 0, D > 0$ 일 때의 이동
Fig. 8. Drifts when $D' > 0, D > 0$

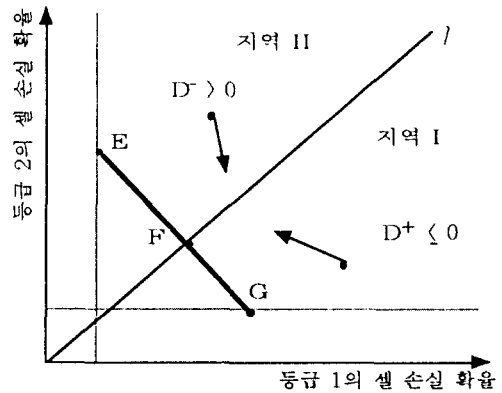


그림 9. $D' \leq 0, D > 0$ 일 때의 이동
Fig. 9. Drifts when $D' \leq 0, D > 0$

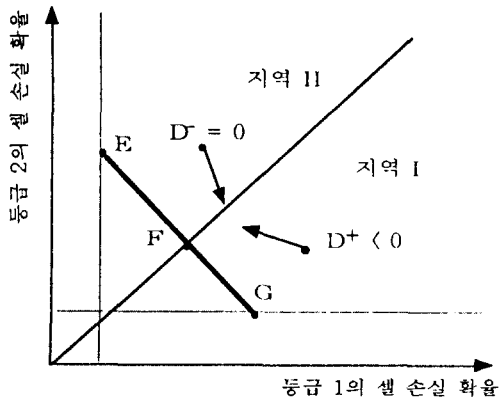


그림 10. $D' < 0, D' = 0$ 일 때의 이동
Fig. 10. Drifts when $D' < 0, D' = 0$

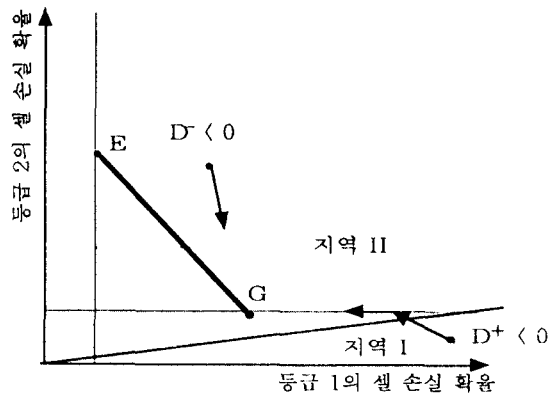


그림 11. $D' < 0, D < 0$ 일 때의 이동
Fig. 11. Drifts when $D' < 0, D < 0$

우선 순위를 가지게 된다.

(iii) $D' < 0, D = 0$: 이 경우, 이동은 그림 10에서 보여주는 바와 같다. 두 등급 모두가 2의 경우처럼 무한번 높은 우선 순위를 가지게 된다. 그래서, ii)의 경우와 동일한 성질을 가진다.

(iv) $D' < 0, D < 0$: 이 경우의 이동은 그림 11에서 보여주고 있다. 그림에서와 같이, 지역 I에서 이동은 점 E를 향해서 일어난다. 그러나, 얼마후에 이동은 지역 II에 있게 될 것이다. 지역 II에서 이동은 점 G를 향해서 발생한다. 그래서, 등급 2가 무한번으로 높은 우선 순위를 가지게 될 것이다.

이 절의 마지막으로 중요한 결과는 다음 두 개의 의제이다.

의제 2: 알고리즘 1은 ergodic 시스템을 생성한다.

의제 3: 알고리즘 1은 기준 (7)에 대하여 최적(optimal)이다.

의제 1, 2, 그리고 3에 대한 증명은 부록에 기술되어 있다.

5. 결 론

본 논문에서는 보존 법칙에 기초한 트래픽 제어 방법의 합성 문제(synthesis problem)에 대해서 살펴보았다. 셀 손실 확률에 대한 보존 법칙을 제시하고, 어떤 주어진 셀 손실 QOS 요구 사항이 밀어 내기 방법으로 성취될 수 있는지의 여부에 관하여 연구를 하였다. 트래픽 제어 방법은 각 트래픽 등급의 상이한 셀 손실 요구 사항을 이용한다. 어떤 주어진 셀 손실 요구 목표가 만족될 수 있는 경우, 그것을 만족하는 동적인 버퍼 할당 알고리즘을 또한 제시하였다. 만약, 그 손실 요구 조건을 만족할 수 없는 경우, "공평하게" 여러 등급을 처리한다. 제안된 알고리즘의 주요한 장점은 적용성, 사전 계산의 불필요, 통계적 가정에 대한 강건성 그리고 공평성이라 할 수 있다. 마지막으로, 제시한 알고리즘에 대한 동적 행위에 대한 분석을 수행하였다.

본 논문에서 제안한 알고리즘은 편의상 두 개의 등급에 대하여 해석을 하였으나, 세 개 이상의 등급에 대해서도 적용이 가능하다. 광대역 통신망 노드의 트래픽 등급 사이에서 뿐만아니라, DQDB(Distributed Queue Dual Bus)의 공평성 문제의 해결을 위하여 본 논문에서 제안된 알고리즘이 사용가능할 것으로 기대된다. 이

것에 대한 연구는 앞으로의 연구과제로 남아 있다. 또한 표현을 쉽게 하기 위하여, 본 논문에서는 우선 지수형 busy 기간의 초기에만 조정하는 간단한 알고리즘을 제시하였으나, 더 작은 분산(variance) 및 더 빠른 수렴 속도를 가지는 알고리즘의 변형된 형태도 가능하다.

부 록

의제 1의 증명:

(i) 먼저, 등급 2가 등급 1보다 높은 우선 순위를 가지는 busy 기간의 수가 유한하다는 것을 증명한다. 즉,

$$\lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) < \infty, \quad a.e.$$

이 한계는 k가 증가함에 따라 $N_2(k)$ 가 증가함으로 존재한다. 5.3절에서 정의한 $\theta(k)$, $P_i(t_k)$, $\phi_i(k)$ 및 $\theta(k)$ 의 정의를 사용해서, 다음과 같이 된다.

$$P_i(t_{k+1}) = P_i(t_k) + \phi_i(k+1), \quad i=1,2 \quad (A.1)$$

그리고

$$\theta(k+1) = \theta(k) + \theta(k+1). \quad (A.2)$$

수식 (A.2)로부터 다음과 같이 된다.

$$\theta(k) = \sum_{l=1}^k \theta(l). \quad (A.3)$$

수식 (A.3)을 더욱 편리한 형태로 다시 쓰면 아래와 같이 된다.

$$\theta(k) = \sum_{l \in E_1} \theta(l) + \sum_{l \in E_2} \theta(l). \quad (A.4)$$

여기서 E_1, E_2 는 아래와 같이 정의된다.

어떤 고정된 k의 값에 대해,

$E_1(k) = \{l : 1 \leq l \leq k, \text{등급 } i \text{가 busy 사이클 } l \text{ 동안 높은 우선 순위를 가진다.}\}$

분명히, $\{1, 2, \dots, k\} = E_1(k) \cup E_2(k)$.

그리하여,

$$\frac{\theta(k)}{k} = \frac{N_1(k)}{k} \frac{1}{N_1(k)} \sum_{l \in E_1} \theta(l) \quad (A.5)$$

$$+ \frac{N_2(k)}{k} \frac{1}{N_2(k)} \sum_{l \in E_2} \phi(l).$$

5.3절의 $N_i(k)$ 의 정의로부터, 아래와 같이 된다.

$$\frac{N_1(k)}{k} + \frac{N_2(k)}{k} = 1, \tag{A.6}$$

F를 시스템이 정의된 표본 공간(sample space)으로 정의하고, 다음의 사건들을 고려해보자.

$$\begin{aligned} Q &= \{\omega \in F : \lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) = \infty\}, \\ Q_1 &= \{\omega \in Q : \lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) < \infty\}, \\ Q_2 &= \{\omega \in F : \lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty\}. \end{aligned} \tag{A.7}$$

다음에 $P(Q) = P(Q_1 \cup Q_2) = 0$ 가 됨을 증명하겠다. Q_1 에 대하여, $\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) < \infty$ 이므로, 다음과 같이 된다.

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_1(k)}{k} \frac{1}{N_1(k)} \sum_{l \in E_1} \phi(l) = 0, \tag{A.8}$$

a.e. on Q_1 .

그리고 수식 (A.6)으로부터 다음과 같이 결론을 내릴 수 있다.

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_2(k)}{k} = 1, \quad \textit{a.e. on } Q_1. \tag{A.9}$$

또한, 다음과 같이 된다.

$$\begin{aligned} \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{1}{N_2(k)} \sum_{l \in E_2} \phi(l) &= E\{\phi(l) \mid \Theta(k) < 0\} \\ &\triangleq D^-, \quad \textit{a.e. on } Q_1. \end{aligned} \tag{A.10}$$

수식 (A.5), (A.8), (A.9) 및 (A.10)로부터, 다음과 같이 결론을 내릴 수 있다.

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{\Theta(k)}{k} = D^-, \quad \textit{a.e. on } Q_1. \tag{A.11}$$

그러므로, 어떤 $K_0(\omega)$ 에 대해서,

$$\Theta(k) > 0 \quad \forall k > K_0(\omega), \quad \textit{a.e. on } Q_1. \tag{A.12}$$

5.3절에서, $\Theta(k) > 0$ 는 알고리즘 1이 등급 2보다

등급 1에 우선 순위를 주는 조건을 의미하였다. 그래서, 수식 (A.12)는 등급 2는 단지 유한한 수의 시간동안 우선 순위를 가질 것이다. 즉, $\lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) < \infty$, 이것은 다시 $P(Q_1) = 0$ 임을 의미한다.

이번에는 집합 Q_2 에 대해서 고려해보자. Q_2 에 대하여, $\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty$ 와 $\lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) = \infty$ 이므로, 다음과 같이 된다.

$$\begin{aligned} \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{1}{N_1(k)} \sum_{l \in E_1} \phi(l) &= D^+, \quad \textit{a.e. on } Q_2, \\ \lim_{k \rightarrow \infty} \frac{1}{N_2(k)} \sum_{l \in E_2} \phi(l) &= D^-, \quad \textit{a.e. on } Q_2. \end{aligned} \tag{A.13}$$

그러므로, 하나의 고정된 $\epsilon_2 > 0$ 에 대해, 다음과 같이 된다.

$$\begin{aligned} \frac{1}{N_1(k)} \sum_{l \in E_1} \phi(l) > \epsilon, \quad \frac{1}{N_2(k)} \sum_{l \in E_2} \phi(l) > \epsilon, \\ \forall k > K_\epsilon(\omega), \quad \textit{a.e. on } Q_2. \end{aligned} \tag{A.14}$$

수식 (A.5)와 (A.14)로부터, 다음과 같은 결론을 얻을 수 있다.

$$\Theta(k) > k\epsilon_2 > 0, \quad \forall k > K_\epsilon(\omega), \quad \textit{a.e. on } Q_2. \tag{A.15}$$

수식 (A.15)로부터, $P(Q_1) = 0$ 에 대한 증명에서와 같은 방법으로 $P(Q_2) = 0$ 임을 증명할 수 있다. 결과적으로, $P(Q) = 0$. 그러므로, $\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty$,

$$\lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) < \infty, \quad \textit{a.e.}$$

(ii) 이 경우에 대해서, 두 등급 모두가 무한번으로 높은 우선 순위를 가지게 됨을 증명하겠다. 즉,

$$\lim_{k \rightarrow \infty} N_1(k) = \infty, \quad \lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) = \infty, \quad \textit{a.e.} \tag{A.16}$$

먼저 $D < 0$, $D > 0$ 에 대하여 생각해보자. 이 경우 (i)의 경우에서 사용된 유사한 방법으로, 직접 (A.16)이 됨을 알 수 있다.

$D = 0$, $D > 0$ 의 경우에 대해서는, 우리는 더욱 세련된 기술적인 주장이 필요하게 된다. 반대로 $\lim_{k \rightarrow \infty} N_2(k) <$

∞ 로 가정하자. 이 정책에 의하면, 등급 1이(약간의 시간뒤에) 높은 순위를 가지게 될 것이다.

그래서 $\liminf_{k \rightarrow \infty} \theta(k) \geq 0$ 이 그러나, 다음과 같은 을 알 수 있다.

$E\{\theta(k) | \theta(k) > 0\} \stackrel{\Delta}{=} D^+ = 0$, $\theta(k)$ 는 0과 같지 않음.

그러면, [12, theorem 8.3.4]로부터, 우리는 $\liminf_{k \rightarrow \infty} \theta(k) = -\infty$ 이 모순임을 알 수 있다. 그리하여, 수식 (A.16)이 $D \leq 0$, $D > 0$ 일 때 성립한다. 지금부터

$$\limsup_{k \rightarrow \infty} \theta(k)/k \leq 0, \text{ a.e.} \quad (\text{A.17})$$

그리고

$$\liminf_{k \rightarrow \infty} \theta(k)/k \geq 0, \text{ a.e.} \quad (\text{A.18})$$

이것들로부터

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \theta(k)/k = 0, \text{ a.e.} \quad (\text{A.19})$$

임을 증명하고자 한다.

T_1 을 $\theta(T_1) > 0$ 가 되는 처음 정수, T_2 를 $\theta(T_2) \leq 0$ 가 만족하는 T_1 보다 큰 처음의 정수, T_3 을 $\theta(T_3) > 0$ 가 되는 T_2 보다 큰 처음 정수, 그리고 이와 유사하게 계속 정의를 한다고 하자. 그러면, 일반적으로 다음과 같이 된다.

$T_{2m} = \theta_{2m} \leq 0$ 를 만족하는 T_{2m-1} 보다 큰 처음 정수, $m \geq 1$,

$T_{2m+1} = \theta_{2m+1} > 0$ 를 만족하는 T_{2m} 보다 큰 처음 정수, $m \geq 1$.

수식 (A.16)으로부터, $T_{2m}, T_{2m+1} \rightarrow \infty$ a.e.임을 관측할 수 있다. 표현의 편의상 다음과 같이 정의한다.

$\tau_m \triangleq T_{2m}$. 고정된 i 에 대해, 확률 변수 $\{\phi(l), l \in E_i \triangleq E_i(\tau_m)\}$ 는 동일하고 독립적인 분포를 가지기 때문에,

$$\begin{aligned} & \lim_{m \rightarrow \infty} \frac{\phi(\tau_m)}{N_1(\tau_m)} \\ &= \lim_{m \rightarrow \infty} \left\{ \frac{\sum_{l \in E_i} \phi(l)}{N_1(\tau_m)} - \frac{\sum_{l \in E_i, (N_1(\tau_m))} \phi(l)}{N_1(\tau_m) - 1} \right. \\ & \quad \left. \frac{N_1(\tau_m) - 1}{N_1(\tau_m)} \right\} = D^+ - D^- = 0. \end{aligned} \quad (\text{A.20})$$

$0 \geq \theta(T_{2m}) \geq \phi(T_{2m})$ 이기 때문에, 수식 (A.20)으로부터 다음과 같이 된다.

$$\lim_{m \rightarrow \infty} \frac{\theta(T_{2m})}{N_1(T_{2m})} = 0. \quad (\text{A.21})$$

비슷하게 다음을 증명할 수 있다.

$$\lim_{m \rightarrow \infty} \frac{\theta(T_{2m+1})}{N_2(T_{2m+1})} = D^- - D^- = 0. \quad (\text{A.22})$$

이제 어떤 $m \geq 0$ 대하여 $T_{2m+1} < k \leq T_{2m+2}$ 를 생각해 보자. 집합 A_1 (각각 A_2)를 등급 1 (각각 등급 2)이 높은 우선 순위를 가지는 busy 기간이라 정의하자. 그러면 다음과 같이 된다.

$$\frac{\sum_{l \in A_1} \phi(l)}{k} = \frac{\theta(k)}{k} - \frac{\theta(T_{2m+1})}{k} + \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{k}, \quad (\text{A.23})$$

그리하여,

$$\begin{aligned} \frac{\theta(k)}{k} &= \frac{\theta(T_{2m+1})}{k} + \frac{\sum_{l \in A_1} \phi(l)}{k} \\ & \quad - \frac{N_1(T_{2m})}{k} \cdot \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{N_1(T_{2m})} \end{aligned} \quad (\text{A.24})$$

혹은,

$$\begin{aligned} \frac{\theta(k)}{k} &= \frac{\theta(T_{2m+1})}{k} + \frac{\sum_{l \in A_1} \phi(l)}{k} \\ & \quad - \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{N_1(T_{2m})} + \left(1 - \frac{N_1(T_{2m})}{k}\right) \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{N_1(T_{2m})} \end{aligned} \quad (\text{A.25})$$

다음식

$$\lim_{m \rightarrow \infty} \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{N_1(T_{2m})} = D^+ \leq 0. \quad (\text{A.26})$$

과 $(1 - N_1(T_{2m})/k) \geq 0$ 이기 때문에, 충분히 큰 k 에

대하여, 수식 (A.25)로부터 다음과 같이 된다.

$$\frac{\theta(k)}{k} \leq \frac{N_2(T_{2m+1})}{k} \frac{\theta(T_{2m+1})}{N_2(T_{2m+1})} + \frac{\sum_{l \in A_1} \phi(l)}{k} - \frac{\sum_{l \in E_1} \phi(l)}{N_1(T_{2m})}. \quad (A.27)$$

$$T_{2m+1} < k \leq T_{2m+2}$$

집합 속의 모든 k로 구성된 부분서(subsequence)를 생각해보자.

$$T = (T_1, T_2) \cup \dots \cup (T_{2m+1}, T_{2m+2}) \cup \dots \quad (A.28)$$

수식 (A.22)와 (A.27)로부터, 다음과 같이 된다.

$$\limsup_{k \rightarrow \infty} \theta(k)/k \leq 0, \quad k \in T, \quad a.e. \quad (A.29)$$

T의 여집합에서, $\theta(k) \leq 0$ 이므로, 수식 (A.17)을 결론지을 수 있다. 부등식 (A.18)은 비슷한 방법으로 유도가 된다.

수식 (A.5), (A.6), (A.13) 및 (A.19)로부터 약간의 계산을 하고나면, 다음과 같이 된다.

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_1(k)}{k} = \frac{D^-}{D^- - D^+}, \quad (A.30)$$

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{N_2(k)}{k} = \frac{-D^+}{D^- - D^+}, \quad a.e.$$

(iii)과 (iv)의 경우도 비슷한 방법으로 증명할 수 있다. 의제의 증명을 완료하기 위하여, D^-, D^+ 의 나머지의 어떤 경우도 가능하지 않다는 것을 보여야 한다. 예를들어, $D^+ > 0, D^- < 0$ 의 경우에 대하여 고려해보자. 아래와 같이 됨을 증명할 수 있다.

$$D^+ > 0 \Rightarrow D^- < 0.$$

$\theta(k) > 0$ 이므로, 알고리즘 1은 k번째 busy 사이클 동안 등급 1(각각 등급 2)에게 높은 우선 순위를 주게 된다. $r_1(k)(\bar{r}_1(k))$ 를 각각 k번째 busy 사이클 동안 등급 1 (2)이 높은 우선 순위를 가질 때의 셀 손실율이라고 하자. 그러면, 다음의 관계식이 성립한다.

$$\begin{aligned} r_1(k) &<_{st} \bar{r}_1(k), \\ r_2(k) &>_{st} \bar{r}_2(k), \end{aligned} \quad (A.29)$$

여기서, $a <_{st} b$ 는 확률 변수 a, b 사이의 통상적인 스토캐스틱 순서(stochastic ordering)이다. 이것으로 우리는 원하는 결과를 금방 얻을 수 있으며, 나머지의 어떤 다른 경우도 가능하지 않다는 것을 보여줄 수 있다.

의제 2의 증명: 우리는 다음을 증명하여야 한다.

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{\sum_{i=1}^k R_i(l)}{k} = \epsilon_i(l), \quad a.e., \quad i=1,2, \quad (A.30)$$

먼저 $p_i, i=1,2$ 를 등급 i가 높은 밀어내기 우선 순위를 가지는 정책이라 하고, $m_i(k, p_1)$ (각각 $m_i(k, p_2)$), $i=1,2$,를 정책 p_1 (각각 p_2)정책하의 k번째의 busy 기간 동안 서버된 셀의 수라 하자. $R_i(n, p_1)$ (각각, $R_i(n, p_2)$)를 정책 p_1 (각각, p_2) 아래에서의 등급 i로부터의 n번째 busy기간 동안의 셀 손실율이라 정의한다.

$$M_i(k, p_i) \triangleq \sum_{l=1}^k m_i(l, p_i), \quad i=1,2, \quad (A.31)$$

를 정책 p_1 아래에서의 처음 k busy 기간 동안 서버된 총 셀의 수로 정의한다. $M_i(k, p_2)$ 도 유사하게 정의할 수 있다.

고정된 i, $i=1,2$ 와 $n=1,2, \dots$ 에 대하여 $\sigma_i(n, p_i)$ 을 다음을 만족하는 것이라 하자.

$$M_i(\sigma_i(n, p_i)) \leq n \leq M_i(\sigma_i(n+1, p_i)).$$

시스템은 안정적이고 정책은 work-conserving이기 때문에, 순서 $m_1(k, p_1)$ 및 $m_2(k, p_2)$ 는, 분명히 양의 평균값을 가진, 동일하고 독립적인 분포를 가지는 확률 변수이다.

$$\sigma_i(n, p_1) \rightarrow \infty \text{ 와 } \sigma_i(n, p_2) \rightarrow \infty$$

임을 쉽게 증명할 수 있다. 더구나, $M_i(\sigma_i(n, p_i)) \rightarrow \infty, M_i(\sigma_i(n, p_2)) \rightarrow \infty$. 그러므로, 다음과 같이 된다.

$$\frac{M_i(\sigma_i(k, p_i))}{k} \left(\frac{1}{M_i(\sigma_i(k, p_i))} \sum_{l=1}^{M_i(\sigma_i(k, p_i))} R_i(l, p_i) \right) \leq$$

$$\frac{1}{k} \sum_{l=1}^k R_i(l, p_1) < \frac{M_i(\sigma_i(k+1, p_1))}{k}$$

$$\left(\frac{1}{M_i(\sigma_i(k+1, p_1))} \sum_{l=1}^{M_i(\sigma_i(k+1, p_1))} R_i(l, p_1) \right).$$

(A.32)

다음으로

$$\frac{M_i(\sigma_i(k, p_1))}{k} \leq 1 < \frac{M_i(\sigma_i(k+1, p_1))}{k} \Rightarrow$$

$$\frac{M_i(\sigma_i(k, p_1))}{k} \leq 1 < \frac{M_i(\sigma_i(k, p_1))}{k}$$

(A.33)

$$+ \frac{m_i(\sigma_i(k+1, p_1))}{k}.$$

$\{m_i(k, p_1)\}$ 은 iid이기 때문에, $k \rightarrow \infty$ 함에 따라, $m_i(\sigma_i(k+1, p_1))/k \rightarrow 0, a.e.$, 임을 쉽게 증명할 수 있다. 그리하여, 아래의 식이 성립이 되고

$$\frac{M_i(\sigma_i(k, p_1))}{k} \rightarrow 1, a.e. \tag{A.34}$$

모든 k 에 대하여 수렴이 된다. 한계치 $\frac{1}{k} \sum_{l=1}^k R_i(l, p_2)$ 도 유사한 방법으로 증명될 수 있다.

의제 3의 증명:

$\frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1} = \frac{\epsilon_2(p)}{\epsilon_2}$ 가 되는 선 l 을 생각해보자(그림 7 참조). 두 가지의 경우에 대해서 조사한다.

(1) 선 l 이 “내부” 점 F 에서 선분 EG 를 교차한다(그림 9, 10 참조). 이 경우, 알고리즘 l 에 의하여 비율의 등식 관계 (즉, $\epsilon_1(p)/\epsilon_1 = \epsilon_2(p)/\epsilon_2$)를 얻을 수 있다. 선분 FG 상의 한 점을 성취하는 어떤 정책 p 를 생각해 보자. 그러면 아래의 관계식이 성립한다.

$$\max \left\{ \frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1}, \frac{\epsilon_2(p)}{\epsilon_2} \right\} = \frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1}$$

여기서 p_F 는 알고리즘 l 을 실현하는 정책을 의미한다. 유사한 방법으로 선분 EF 상의 점들에 대한 정책들에 대하여 유효한 증명을 할 수 있다.

(2) 선 l 이 선분 EG 를 교차하지 아니하고 (그림 8 참조), 그리고 점 E 가 선 l “밑에” 존재한다. 이 경우에는 등식 관계가 성립될 수 없으며, 알고리즘 l 은 점 E 를 성취하게 된다. 어떠한 정책 p 에 대해서도, 다음이 성립됨을 유의하라.

$$\max \left\{ \frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1}, \frac{\epsilon_2(p)}{\epsilon_2} \right\} = \frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1} \geq \frac{\epsilon_1(p_F)}{\epsilon_1}.$$

선분 EG 상의 모든 점에 대해서, $\frac{\epsilon_1(p)}{\epsilon_1} \geq \frac{\epsilon_1(p_F)}{\epsilon_1}$. 그림 11의 경우에도 유사한 방법으로 증명이 가능하다.

참고문헌

1. L. Kleinrock, Queueing Systems, Vol. 2, New York : John Wiley and Sons, 1976.
2. E. Gelenbe and I. Mitran, Analysis and Synthesis of Computer Systems, New York: Academic Press, 1980.
3. L. Georgiadis, C. Nikolaou, and I. Viniotis, “Adaptive scheduling algorithms that satisfy average response objectives,” IBM Tech. Report, Yorktown Heights, 1989.
4. Yong-Hee Jeon and Ioannis Viniotis, “Feasibility of Performance Objectives in ATM Network Nodes with MMPP Arrival Processes,” Presented at The IFIP Workshop of Modelling and Performance Evaluation of ATM Technology, Jan. 1993, Martinique, France.
5. Yong-Hee Jeon and Ioannis Viniotis, “Achievability of Combined GOS Requirements in Broadband Networks,” Proc. of IEEE ICC’ 93, May 1993, Geneva Switzerland. pp.192-196.
6. Yong-Hee Jeon and Ioannis Viniotis, “Achievable Loss Probabilities and Buffer Allocation Policies in ATM Nodes With Correlated Arrivals,” Proc. of IEEE ICC’ 93, May. 1993, Geneva Switzerland. pp.365-369.

7. Daniel P. Heymen and Matthew J. Sobel, Stochastic Models in Operations Research, Vol. I, McGraw-Hill Book Company, 1982.
8. Loren P. Clare and Izhak Rubin, "Performance boundaries for prioritized multiplexing systems," IEEE Trans. on Info. Theory, no. 3, pp.329-340, May, 1987.
9. A. Federgruen and H. Groenevelt, "M/G/c queueing systems with multiple customer classes: Characterization and control of achievable performance under nonpreemptive rules," Management Science, vol. 34, no. 9, pp.1121-1137, Sep. 1988.
10. S. Sumita and T. Ozawa, "Achievability of performance objectives in ATM switching nodes," in Proc. Int. Seminar on Performance of Distributed and Parallel Systems, pp.45-56, Dec. 1988.
11. E. G. Coffman and I. Mitrani, "A characterization of waiting time performance realizable by single server queues" Operations Research, vol. 28, pp.810-821, 1980.
12. K. L. Chung, A Course in Probability Theory, 1968.



全龍熙(Yong-Hee, Jeon) 정회원

1978년 2월 : 고려대학교 전기공학과 졸업(공학사)

1985년 9월~1987년 8월 : 미국 플로리다공대 대학원 수학

1989년 8월 : 미국 노스캐롤라이나주립대 Elec. and Comp. Eng. (MS)

1992년 12월 : 미국 노스캐롤라이나주립대 Elec. and Comp. Eng. (Ph.D)

1978년 1월~1978년 11월 : 삼성중공업(주) 근무

1978년 11월~1985년 7월 : 한국전력기술(주) 근무

1989년 1월~1992년 9월 : 미국 노스캐롤라이나주립대 부설 CCSP(Center For Comm. & Signal Processing) 연구원

1992년 10월~1994년 2월 : 한국전자통신연구소 선임연구원

1994년 3월~현재 : 대구효성가톨릭대학교 전자계산학과 교수