

패킷 지연 한계 보장을 위한 공평 큐잉 기반 대역할당 알고리즘

정회원 정대인*

Guaranteeing delay bounds based on the Bandwidth Allocation Scheme

Daein Jeong* *Regular Member*

요 약

본 연구에서는, 통신망 노드에서의 큐잉 지연 성능 보장을 위한 스케줄링 알고리즘을 제안하였다. GPS (Generalized Processor Sharing) 개념을 확장하여, 트래픽 클래스 단위의 서비스 커브를 정의하고, 정의된 서비스 커브들 간의 관계를 규정짓는 시스템 방정식을 유도하였다. 이러한 시스템 방정식을 기반으로, GPS 서버에서 정의되는 세션별 가중치 값을, 요구된 지연 성능과 트래픽 파라미터를 사용하여 구하였다. 이와 같이 유도된 가중치 값을 적용하여, GPS 알고리즘의 변형인, 소위 '대역할당 알고리즘' 을 소개하였다. 유도된 시스템 방정식은 대역할당 알고리즘이 구현되는 서버 동작의 구체적 모델링이다. 또한, 대역할당 알고리즘에 수반되는 호 수락 제어 조건도 도출 함으로써, 수용된 모든 세션들의 결정적 지연성능품질이 보장될 수 있도록 하였다. 가중치 값은 고정된 값이 아니고, 망 노드의 상태에 따라 역동적으로 튜닝 되도록 정의되었으며, 이로써 대역폭 사용의 효율성이 증대되는 특성을 갖는다.

ABSTRACT

We propose a scheduling algorithm, Bandwidth Allocation Scheme (BAS), that guarantees bounded delay in a switching node. It is based on the notion of the GPS (Generalized Processor Sharing) mechanism, which has clarified the concept of fair queueing with a fluid-flow hypothesis of traffic modeling. The main objective of this paper is to determine the session-level weights that define the GPS server. The way of introducing and derivation of the so-called system equation implies the approach we take. With multiple classes of traffic, we define a set of service curves: one for each class. Constrained to the required profiles of individual service curves for delay satisfaction, the sets of weights are determined as a function of both the delay requirements and the traffic parameters. The schedulability test conditions, which are necessary to implement the call admission control, are also derived to ensure the proposed bandwidth allocation scheme be able to support delay guarantees for all accepted classes of traffic. It is noticeable that the values of weights are tunable rather than fixed in accordance with the varying system status. This feature of adaptability is beneficial towards the enhanced efficiency of bandwidth sharing.

* 홍익대학교 과학기술대학 전기전자컴퓨터공학부(djeong@wow.hongik.ac.kr)
논문번호: 00235-0623, 접수일자: 2000년 6월 23일

1. 서론

다양한 형태로 주어지는 통신 서비스의 급등은, 트래픽의 양적인 증가와 더불어, 다양한 품질의 서비스 제공에 대한 요구를 수반하고 있다. 이러한 서비스 품질(QoS)의 다양성은, 우선 트래픽을 그 요구된 서비스 품질에 따라 분류(prioritize)하고, 이러한 분류에 따라 트래픽 관리를 차별적으로 수행(priority control) 함으로써 제공 가능하다^[1]. 적절한 트래픽 분류는 망 노드에서의 트래픽 관리 측면에서, 보다 역동적이고 효율적인 자원관리를 가능케 하는 방안으로 활용되고 있다.

본 논문에서는, 망 노드에서의 지연의 한계(delay upper bound)를 서비스 품질 요구사항으로 전제하고, 이러한 요구사항에 대한 만족된 서비스 제공이 보장되는 트래픽 스케줄링 알고리즘을 제안하고자 한다. 지연의 한계에 대한 보장은 기본적으로 해당 트래픽에 대하여 대역폭의 할당이 보장됨으로써 확보될 수 있으며, 이러한 대역폭의 보장은 잘 알려진 바와 같이 공평 큐잉(fair queueing) 알고리즘이 갖는 중요한 특성이다. 즉, 자원을 공유하고자 하는 여러 세션(송신자와 수신자 쌍으로 구분되어지는 데이터 흐름)에 대하여, 전체 대역폭 자원을 각 세션의 가중치(weight)에 비례하게 분배하고, 여분의 대역폭 또한 같은 방식으로 분배 함으로써, 적절한 호 수락 제어(call admission control)와 연계되어, 접속이 허용된 세션간에 최소한의 대역폭이 보장되도록 하는 것이 공평 큐잉 개념의 특성인 것이다. 이러한 이해에서, 상기 목표에 대한 본 연구의 접근 방안은 공평 큐잉에 기초를 두고자 한다. 공평 큐잉의 이해 및 해석은, fluid-flow 가상모델에서 정의되고 분석이 이루어진 GPS (Generalized Processor Sharing) 개념^[2,3]에 의해 체계적인 연구가 이루어졌다. 즉, 각 세션의 주어진 가중치와 트래픽 특성 파라미터를 활용하여, 하나의 노드 내에서의 지연 상한 값에 대한 분석, 더 나아가 다수의 노드를 거친 단대단(end-to-end) 지연 성능에 대한 해석이 이루어졌다. 이러한 해석은, fluid-flow 모델링에 기초하여 전개되었고, 그 결과를 실질적인 패킷 모드로 매핑하는 방안도 제시되었다.

본 연구는, GPS에 대한 보완적 연구이며, 위의 연구에 비해 다른 가정 위에서 출발점을 갖는다. 즉, 주어진 것은 각 세션별 지연 한계의 요구 값이며, 이러한 요구사항을 만족시키기 위한 각 세션별

가중치 값을 구하는 것이 본 연구의 목표인 것이다. 이는, 주어진 가중치를 전제로 GPS 서버가 보장하는 지연 한계 값을 구하는 연구와는 정 반대의 접근방법으로서, 보다 현실적인 문제라고 볼 수 있다. 더 나아가 이러한 접근 방법이 갖는 중요한 점은, 본 연구 결과에서 보여주듯이, GPS 알고리즘에 수반되어야 할 호 수락제어 메커니즘이 구체적으로 규정될 수 있다는 점이다.

본 연구는, 일반적인 출력버퍼 구조 ATM 스위치의 하나의 출력 포트에서 구현되는 셀 스케줄링 알고리즘에 대한 연구이다. 각 출력 포트는 여러 개의 입력과 버퍼를 갖춘 하나의 서버로서 모델링 될 수 있다. 각각의 입력(앞으로는 세션으로 표기)들은 지연 한계에 관한 요구 값을 갖고 있으며, 동일한 지연 한계 값을 갖는 세션들은 동일한 클래스로 분류하여, 서버의 대역폭이 클래스 단위로 할당되는 구조를 갖는다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 세션 트래픽의 모델링을 제시하고, 또한 공평 큐잉 개념의 확장된 해석을 통해 클래스 레벨의 공평 큐잉 모델을 유도한다. 이를 토대로 3장에서는 본 연구의 구체적인 접근방안을 소개하고, 4장에서는 새로운 스케줄링 알고리즘을 제안하는데, 여기에 수반되는 호 접속 제어 알고리즘과 가중치 결정방안의 제시로 구성된다. 결과에 대한 논의는 5장에서 기술한다.

II. 시스템 모델링

1. 입력 트래픽 모델

각 세션은 두 가지 파라미터, 즉 요구되는 지연 상한 값과 트래픽 특성 파라미터로 정의된다. 세션들은 요구된 지연 상한 값에 의해 분류되어 지는데, 동일한 지연 요구 값을 갖는 세션은 동일한 클래스로 분류된다. 이와 같은 분류의 결과, 지연 한계 값 D_i 를 요구하는 세션들은 클래스 i 에 속하게 되며, 클래스 i 의 j 번째 세션은 $s_{i,j}$ 로 표현하기로 한다. 한편, 본 연구에서와 같이 지연의 상한을 모든 트래픽에 대해 충족시키고자 하는 방식의 QoS 제어, 즉 결정적(deterministic) 특성의 QoS를 보장하기 위해서는 트래픽 특성 자체도 확률적 표현이 아닌 결정적 방식의 표현으로 정의되어야 한다^[4]. 따라서 본 연구에서는, 입력 트래픽 모델링 방식 중 결정적 방식의 대표적인 방안으로서, "burstiness constraint" 개념^[5]을 적용하여 다음과 같은 트래픽 모델링을 가

정한다. $A_{i,j}(t, t+\tau)$ 를 $s_{i,j}$ 가 시간구간 $[t, t+\tau]$, 동안 생성한 데이터 양이라고 정의하였을 때, 임의의 $\rho_{i,j} \geq 0, \sigma_{i,j} \geq 0$ 값에 대하여

$$A_{i,j}(t, t+\tau) \leq \sigma_{i,j} + \rho_{i,j}\tau = A_{i,j}^*(0, \tau)$$

을 만족시키면, $s_{i,j}$ 는 “ $(\sigma_{i,j}, \rho_{i,j})$ -계약”을 만족시키는 것으로 정의한다. 여기서, $\sigma_{i,j}$ 는 $s_{i,j}$ 의 버스트 특성을 표현하고, $\rho_{i,j}$ 는 $s_{i,j}$ 의 평균 도착율의 상한 값, 즉 SCR(Sustainable Cell Rate)을 나타낸다. 또한, $A_{i,j}^*(0, \tau)$ 는 모든 시간구간 $\tau(>0)$ 동안 $A_{i,j}(\cdot)$ 가 가질 수 있는 상한 함수를 나타내며, 이를 상한커브라고 정의한다. 본 연구에서는 모든 $s_{i,j}$ 가 이러한 계약을 만족하는 각각의 $(\sigma_{i,j}, \rho_{i,j})$ 값을 갖는 것으로 가정하였다. 시스템에 $P(\geq 1)$ 개의 클래스가 존재하며, P 개의 지연 상한 값이 $D_1 < D_2 < \dots < D_P$ 와 같은 관계를 갖도록 정의한다. 또한 각각의 클래스는 임의의 개수의 세션을 가지며, Π_i 는 클래스 i 에 속한 모든 세션의 집합을 나타낸다.

우리가 관심을 갖는 QoS 요소는 지연의 상한 값이며, 이는 시스템 내의 세션들로부터 유발될 수 있는 가능한 모든 트래픽 발생 패턴에 대하여 항상 보장되는 서비스 품질이어야 한다. 따라서, 지연의 최대값을 유발하는 트래픽의 발생 패턴을 먼저 정의하여야 한다. 이러한 트래픽 발생 패턴에 대하여, 요구된 지연 한계 값이 보장된다면, 다른 어떠한 트래픽 발생 패턴에 대해서도 그 보장은 유지될 수 있기 때문이다. 참고문헌 [2]에서는, GPS 서버의 운용 시 서버 휴지상태에서, 모든 세션들이 허용된 최대한의 트래픽을 동시에 발생시킬 때, 최대의 지연 값을 모든 세션들이 겪게 됨을 증명하였으며, 이러한 트래픽 발생 패턴을 “all-greedy 가정”으로 정의하였다. 본 연구에서도 동일한 GPS 서버를 가정하고 있으므로, 별도의 증명 없이 all-greedy 가정을, 최악의 지연을 유발하는 트래픽 발생 패턴으로 적용하기로 한다. 즉, $A_{i,j} = A_{i,j}^*(\cdot)$ 로써, 휴지중인 서버에 접속된 모든 세션들이 동시($t=0$ 로 가정함)에, 허용된 최대의 데이터를 발생시키는 패턴을 본 연구에서의 기본적인 트래픽 발생 모델로 가정한다. 이를 도시하면, 모든 $A_{i,j}(\cdot)$ 커브는 $t=0$ 에서 시작하는 커브, 즉 $A_{i,j}^*(0, t) = \sigma_{i,j} + \rho_{i,j}t$ 와 같은 단순한 형태를 갖게 된다.

한편, 서버에서 유발되는 지연 성능에 대한 분석을 위해서는, 시스템에 유입되는 데이터 양을 나타내는 커브 $A_{i,j}(\cdot)$ 와 더불어, 서버로부터 제공되는 서비스의 양을 나타내는 별도의 커브가 정의되어야 하며, 이를 서비스 커브라고 한다. 본 연구에서와 같이 서버가 공평 큐잉 서버인 경우, 공평 큐잉의 해석적 분석을 가지적으로 나타내어, 그 해석을 용이하게 해주는 서비스 커브가 참고문헌 [6]에서 처음 제시되었고, 참고문헌 [2]에서는 보다 체계화되어 universal-서비스 커브라는 이름으로 정의되었다. 본 연구에서는 이를 정규화(normalized)-서비스 커브로 정의하고자 하며, 본 연구의 기반이 정규화 서비스 커브에 있으므로, 다음 절에서 정규화 서비스 커브에 대한 간단한 소개를 하고자 한다. 또한, 이에 기초하여, 클래스 단위의 GPS 시스템에 대한 간략한 수학적 모델링을 유도, 제시하고자 한다.

2. 정규화 서비스 커브

GPS 서버의 동작은 각 세션에 할당된 가중치 ϕ_i 로 정의 된다. 즉, $W_i(t_1, t_2)$ 를 시간 구간 $[t_1, t_2]$ 동안 세션 i 에게 제공된 서비스의 양으로 정의할 때, 세션 i 가 시간 구간 $[t_1, t_2]$ 동안 계속 활성화되어 있었다면, 즉, 버퍼에 서비스 대기중인 데이터를 계속 유지하고 있었다면, 임의의 세션 j 에 대하여 다음이 만족되도록 동작한다.

$$\frac{W_i(t_1, t_2)}{\phi_i} \geq \frac{W_j(t_1, t_2)}{\phi_j}$$

여기서 세션 j 도 동일한 시간구간동안 활성화되어 있었다면, 위 관계식은 등호로서 만족이 된다. 모든 세션들에 대하여 위의 관계가 성립하도록 GPS 서버는 서비스를 제공하며, 이러한 서비스 제공 추이를 표현하는 것이 정규화-서비스 커브이다. 본 연구는, 트래픽을 클래스 별로 구분하여, 각 클래스 별로 별도의 정규화-서비스 커브를 정의하고, 이러한 다수의 정규화-서비스 커브에게 요구되어지는 조건을 만족시키기 위하여 필요한 각 세션의 가중치를 구하는 내용을 골자로 한다. 이 절에서는, 이와 같이 여러 개의 정규화-서비스 커브로 표현되는 서버의 동작을 수식으로 모델링 하고자 한다. 이를 위하여, 먼저 임의의 클래스 i 에 대해 정의된 정규화-서비스 커브를 설명하고자 한다. 입력 트래픽은, $t=0$ 에서 시작되는 all-greedy 도착패턴을 갖는 것

을 가정한다. 또한, 임의의 클래스 i 내에서 세션간의 대역폭 할당은, 각 세션의 SCR을 가중치로 적용, RPPS(Rate Proportional Processor Sharing)^[3] 방식에 따라 운용되는 것을 가정한다. 서버의 성능을 C , 클래스 i 에 할당된 서버의 성능을 C_i 로 두고, $(\sum C_i = C)$, $W_{i,j}(t)$ 는 세션 $s_{i,j}$ 가 시간 t 까지 제공받은 서비스의 양을 나타낸다. 또한, 표현의 편의를 위하여, 임의의 단조 증가함수 $f(t)$ 에 대하여 $f(t_1, t_2) \equiv f(t_2) - f(t_1)$ 과 같은 관계를 정의한다. 클래스 i 의 정규화-서비스 커브 $v_i(t)$ 는, 서버가 유휴 상태일 때 초기 값 0를 가지며, 서비스 수용 중에는 다음과 같은 관계식을 만족시킨다.

$$v_i(t) = \frac{W_{i,j}(t)}{\rho_{i,j}} = \frac{C_i - \sum_{(i,j) \in B_i(t)} \rho_{i,j}}{\sum_{(i,j) \in B_i(t)} \rho_{i,j}} \quad (1)$$

$B_i(t)$ 는 시간 t 의 순간에 버퍼에 데이터를 갖고 있는, 활성적인 클래스 i 세션들의 집합이다. 관계식 (1) 에 의하면, 정규화-서비스 커브의 임의의 시간 t 에서의 기울기는, 그 순간에 활성화된 클래스 i 세션들에게 공평히 적용되는, 정규화 된 대역 값을 나타낸다. 이는, $v_i(t)$ 가 시간 구간 $[t_1, t_2]$ 동안 활성화 되어있었던 클래스 i 세션들에게 동일하게 제공한 정규화-서비스 양을 나타내는 것으로 해석할 수 있다. 관계식 (1)에서, $C_i \geq \sum_{i,j \in \Pi_i} \rho_{i,j}$ 가 만족되면, $v_i(t)$ 는 all-greedy 가정 아래 단조증가함수이며, 증명은 생략한다. 각각의 클래스 $i(i=1, \dots, P)$ 는 고유 $v_i(t)$ 를 가지며, 이들 P 개 커브간의 관계는 다음과 같은 관계식을 가짐을 유도하였다.

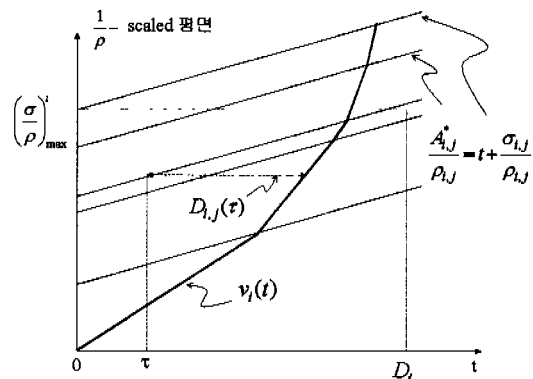


그림 1. $1/\rho$ -평면에서의 도착커브와 정규화-서비스 커브

$$\sum_{i=1}^P [v_i(t) \sum_{(i,j) \in B_i(t)} \rho_{i,j}] = C - \sum_{i=1}^P \sum_{(i,j) \in B_i(t)} \rho_{i,j} \quad (2)$$

이와 같이 유도된 $v_i(t)$ 들의 관계를 면밀히 해석하면, 다음과 같은 클래스 레벨의 공평 큐잉 방식을 도출해낼 수 있다. 즉, 클래스간의 서버 용량 분배는 각 클래스 트래픽의 지연요구를 만족시키도록 조정되어야 하는데, 이는 각 클래스별 적절한 정규화-서비스 커브의 설정을 통해 이루어질 수 있다. 이러한 각 클래스별 정규화-서비스 커브의 설정에 있어, 다수의 정규화-서비스 커브간에 유지해야 하는 조건을 위의 관계식이 보여주고 있다. 즉, 동일한 클래스내의 세션간에는 RPPS로 운용하며, 동시에 상이한 클래스 간에는 각 클래스별로 지연요구 사항을 만족시키는 정규화-서비스 커브의 설정을 통하여, 차별화 된 서비스를 제공코자 하는 것이다. 식 (2)는 그러한 서버의 동작을 규정하는 관계식으로서, 이러한 의미를 반영하여 “시스템 방정식”으로 부르기로 한다.

각 클래스별 지연 요구사항을 만족하기 위한 조건은, 해당 클래스의 정규화-서비스 커브에 대한 다음과 같은 조건으로 표현되어질 수 있다. $v_i(t)$ 는 시간에 따라 변화하는 정규화-서비스, 즉 각 세션의 가중치가 반영되기 이전의 공통적 서비스 제공 후 이를 도지한다. 이는 임의의 $s_{i,j}$ 에 대하여,

$\frac{W_{i,j}(t_1, t_2)}{\rho_{i,j}}$ 로 표시할 수 있으며, 이 커브가 정의되는 평면을 $1/\rho$ -scaled 평면 이라고 정의하자. 이러한 평면에는, 각 세션의 도착커브 또한 $\frac{A_{i,j}^*(t_1, t_2)}{\rho_{i,j}}$ 의 형태로 동시에 도지할 수 있다. 이 평면에서, 시간 τ 에 도착한 세션 $s_{i,j}$ 가 겪는 지연 값 $D_{i,j}(\tau)$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$D_{i,j}(\tau) = \min \left\{ t \geq \tau \ v_i(0, t) = \frac{A_{i,j}(0, t)}{\rho_{i,j}} \right\} - \tau$$

그림 1 에서는, all-greedy 도착 패턴을 가정하여, 특정 클래스 i 에 속한 임의의 세션들의 도착 커브와 $v_i(t)$ 를 $1/\rho$ -scaled 평면에 도지하였다. 각 세션별 도착커브와 $v_i(t)$ 와의 수평적 거리가 해당 세션의 각 도착시간에 따른 지연을 나타내는데, $t=0$ 에서

시작하는 all-greedy 도착 패턴을 가정하였으므로, 다음과 같은 조건을 만족할 때 클래스 i 트래픽이 지연 상한 값 D_i 을 항상 만족할 수 있음을 알 수 있다.

$$v_i(D_i) \geq \max_{i,j \in \mathbb{N}} \left\{ \frac{\sigma_{i,j}}{\rho_{i,j}} \right\} \equiv \left(\frac{\sigma}{\rho} \right)_{\max}^i$$

동일한 $\frac{1}{\rho}$ -scaled 평면에 모든 클래스 세션들의 도착 커브를 도시하면, 위의 조건이 모든 클래스에 적용됨을 알 수 있다. 그림 2 에서, all-greedy 가정에 3개 클래스 트래픽의 경우, 모든 클래스가 지연 한계 값을 만족하기 위한 예를 도시하였다. 단, 유의할 점은 위의 조건과 더불어 $v_i(D_i) \geq 1$,

$i=1, \dots, P$ 가 필요함을 볼 수 있다. 이는 $t = D_i$ 이후에도 각 세션의 도착커브와 정규화서비스 커브와의 수평적 간격이 D_i 를 넘지않도록 하기 위해서이다. 우리가 제시하고자 하는 스케줄링 알고리즘은, 결국 이러한 조건을 모든 클래스별로 만족시키도록, 해당 $v_i(t)$ 를 제공하는 역할을 하게 된다. 물론 이러한 $v_i(t)$ 들은, 앞에서 유도한 시스템 방정식에 따르는 관계를 갖는다.

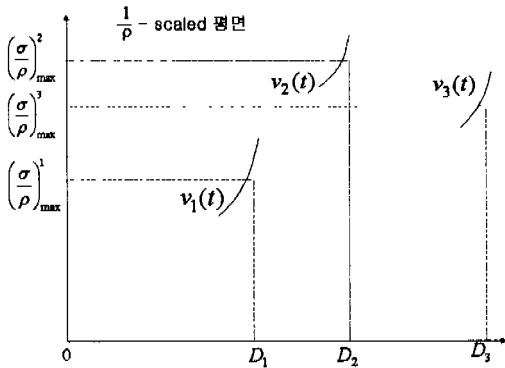


그림 2. 지연 보장을 위한 조건 (3 클래스의 경우)

III. 제안된 대역할당 알고리즘 (Bandwidth Allocation Scheme)의 개요

서론에서 언급하였듯이 본 논문은, 각 세션별로 요구되어진 지연 상한 값을 만족시키는 스케줄링 알고리즘을 제안하며, 이는 GPS 알고리즘에 기반을 두고 그 파라미터인 가중치 값들을 찾음으로써 구

현하고자 한다. 그림 3 에서, 클래스별 트래픽 관리 구조를 갖는, GPS 서버에 기반을 둔 대역할당 알고리즘 모델을 제안하고 있다. 각 클래스별 대역할당은 파라미터 Φ_i 로 이루어지며, 이들은 $\sum_{i=1}^P \Phi_i = 1$ 을 만족시킨다. 또한, 그림에서는 보이고 있지 않지만, 동일한 클래스에 속한 트래픽 간에는, 각 세션의 SCR을 가중치로 적용하는 RPPS 방식의 공평 큐잉에 의해 해당 클래스에 할당된 대역을 공유하도록 한다. 이에 따르면, 동일한 SCR 값을 갖는 두 세션이라도 서로 다른 클래스에 속할 경우, 클래스 간 상이한 Φ 에 의해 할당된 대역폭의 차이로 인해 서로 다른 대역이 제공됨을 알 수 있다. 여기서, 각 클래스별 Φ 값은, 해당 클래스별 지연 상한 값을 충족시키는 정규화서비스 커브를 제공하기 위해 필요한 대역폭의 할당이 이루어 지도록 결정된다. 할당된 대역폭을 사용하여, 각 정규화서비스 커브는 동일 클래스 트래픽 간의 RPPS 방식에 따라 구축 되도록 하였다. 이로써, QoS 제공은 클래스 레벨의 대역폭 할당으로 수용하는 반면, 동일한 클래스 내에서는 공평 큐잉을 실현코자 하는 것이다. 임의의 클래스 i 세션의 가중치는 결국 자신의 SCR과 Φ_i 에 의해 결정되어진다.

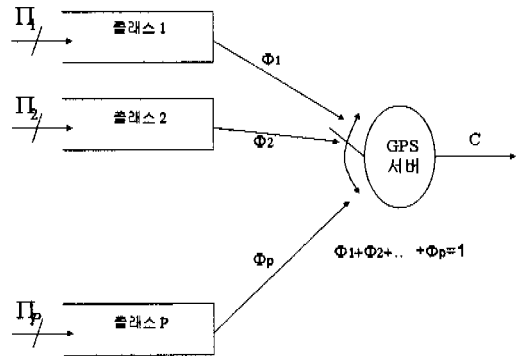


그림 3. 제안된 대역할당 알고리즘 모델링

그림 4 는 대역할당 알고리즘의 개념을 보여주고 있다. P개의 클래스 트래픽 중 두 클래스의 트래픽에 대해서, 각 클래스별로 $\frac{1}{\rho}$ -scaled 평면에서 가장 큰 상한커브를 갖는 세션만을 도시하였다. 앞에서 언급한 바와 같이, all-greedy 패턴의 트래픽에 대한 서비스 제공은, 단조증가 형태의 정규화서비스 커브로 표현된다. 시간 $t = e_i$ 는, 클래스 i 의

트래픽이 더 이상 버퍼에 저장되어있지 않게 되는 시점을 나타내며, 그 이후 클래스 i 세션은, 본 연구에서 가정된 fluid-flow 모델에서는, 최소한의 보장된 대역폭을 사용하여 트래픽이 도착과 동시에 서비스를 받아 나가게 된다. 시간 $t=0$ 에서 시작하는 all-greedy 가정 하에, 시간구간 $[0, D_1]$ 에서는 클래스 1의 지연 요구에 대한 만족여부가 확인되어 질 수 있으며, 클래스 2의 지연성능에 대한 평가는 시간구간 $[0, D_2]$ 에서 확인할 수 있다. 곧, $t=0$ 시점에서, 클래스 1은 그림 4 와 같은 $v_1(t)$ 를 가질 수 있도록 대역폭이 할당되어야 하며, 이러한 요구에 의해 Φ_1 의 값이 결정되어진다. 이와 같이 할당된 대역폭은 클래스 1 트래픽이 모두 활성화 상태에서 벗어날 때($t=e_1$) 까지 클래스 1에서 소요되고, 그 이후에는 여전히 활성화 상태인, 클래스 2를 포함한 나머지 클래스가 사용할 수 있다. 즉, 클래스 2는 그림 4 에서 보듯이 $t=e_1$ 전까지는 클래스 1에 할당된 대역폭을 제외한 나머지 중 자신의 몫만이 할당되어 있다. $t=e_1$ 이후에 나머지 모든 클래스에게 클래스 1로부터의 여분의 대역폭이 증가됨으로써, $v_2(t)$ 의 기울기가 증가하는 모습을 보이게 된다. 이제 시간구간 $[0, D_2]$ 를 고려해보자. 이 구간에서는 클래스 2의 지연성능에 대한 평가가 이루어진다. 즉, 클래스 2 트래픽은 지연의 상한 값을 넘지 않도록 요구하고 있으며, 이의 충족 여부를 클래스 2에 제공되는 $v_2(t)$ 의 이 구간에서의 제적을 통해 판명되어진다. 클래스 2의 지연요구 사항 만족은, 결국 Φ_2 의 선택에 의한 적절한 $v_2(t)$ 의 제공을 통해 이루어질 수 있다.

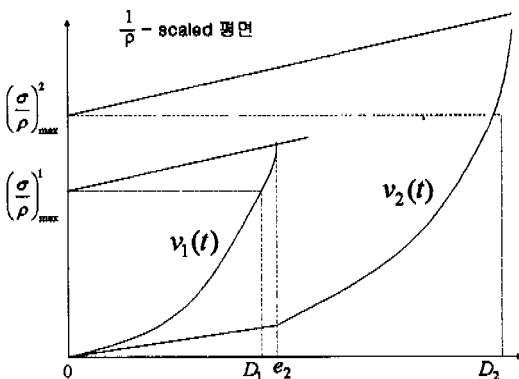


그림 4. 두 클래스 경우 대역할당 알고리즘 구현 예

이와 같은 절차를, 시간 축을 확장해가며 모든 클래스에 대하여 수행하면서, 시간 구간 $[0, D_i]$ 에서 $\Phi_i, i=1, \dots, P-1$, 을 결정하게 된다. 마지막 클래스의 Φ_P 는 $\sum_{i=1}^P \Phi_i = 1$ 의 관계식에 의해 구한다. 이러한 방식을 우리는 대역할당 알고리즘 (Bandwidth Allocation Scheme)으로 부르기로 한다. 대역할당 알고리즘에 대한 세부적 내용은 다음 장에서 기술하였으며, 먼저 대역할당 알고리즘에 수반되어야 할 호 수락 제어 조건을 살펴보았다.

IV. 대역할당 알고리즘

1. 호 수락 제어

문제의 접근을 단순화 하기 위하여, 다음과 같은 조건을 가정한다. 즉, $2 \leq k \leq P, 1 \leq i \leq k-1$ 에 대하여

$$e_i \leq D_k$$

이러한 조건은 항상 $v_i(D_i) \geq 1, i=1, \dots, P$ 를 만족시키는데, 이에 대한 증명은 다음절에서 논하였다. 이에 따라, 이제는 두 가지 요구조건, 즉,

$$R_1: v_i(D_i) \geq \max_{i,j \in \Pi_i} \left\{ \frac{\sigma_{i,j}}{\rho_{i,j}} \right\} \equiv \left(\frac{\sigma}{\rho} \right)_{\max}^i$$

$$R_2: e_i \leq D_k, 1 \leq i \leq k-1$$

을 기반으로, 호 수락 제어방안과 대역할당 알고리즘 구현을 유도하기로 한다. 우선, $i=1, \dots, P$ 에 대하여 M_i 와 W_i 를 다음과 같이 정의 한다.

M_i : 조건 R_1 에 의하여, $t = D_i$ 이전에 활성화 상태에서 벗어날게 되는, 클래스 i 의 세션들

$$M_i = \left\{ s_{i,j} : \frac{\sigma_{i,j}}{\rho_{i,j}} + D_i < \left(\frac{\sigma}{\rho} \right)_{\max}^i, s_{i,j} \in \Pi_i \right\}$$

W_i : 조건 R_1 을 만족시키기 위해, 시간 구간 $[0, D_i]$ 동안 클래스 i 에게 제공되어야 하는 최소한의 일의 양

$$W_i = \sum_{j \in M_i} (\sigma_{i,j} + D_i \rho_{i,j}) + \left(\frac{\sigma}{\rho} \right)_{\max}^i \sum_{j \notin M_i} \rho_{i,j}$$

$W_{i,k}$: 조건 R_2 를 만족시키기 위해, 시간구간 $[0, D_k]$ 동안 클래스 i 에게 제공되어야 하는 최소한의 일의 양, 즉 $i < k$ 에 대하여

$$W_{i,k} = \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + D_k \rho_{i,j}) \quad (3)$$

이러한 정의를 이용하여 다음을 얻는다.

Lemma 1. 링크 용량 C 가

$$C \geq \max_{1 \leq k \leq P} \left\{ \frac{1}{D_k} \left(W_k + \sum_{i=1}^{k-1} W_{i,k} \right) \right\} \quad (4)$$

을 만족시키면, 조건 R_1, R_2 가 모든 클래스에 대해 만족된다.

증명: 특정 $k, 1 \leq k \leq P$, 에 대해 시간 구간 $[0, D_k]$ 을 가정한다. 그 시간동안 조건 R_1 을 만족시키기 위해 클래스 k 는 최소한 W_k 만큼의 서비스를 받아야 한다. 또한, 조건 R_2 는, 동일한 시간 구간 동안, $\sum_{i=1}^{k-1} W_{i,k}$ 만큼의 일이 클래스 1 부터 클래스 $k-1$ 의 트래픽에 제공될 때 만족될 수 있다. 이로 부터 다음을 얻는다.

$$CD_k \geq W_k + \sum_{i=1}^{k-1} W_{i,k}$$

이러한 관계가 모든 k 에 대해 성립되기 위해서 (4)가 필요하다. \square

2. Φ_i 의 결정

위의 관계식 (4)는 모든 클래스 트래픽의 지연 상한 요구사항을 만족시키기 위해 필요한 링크의 용량을 나타내며, 이는 곧, 두 가지 조건, R_1 과 R_2 를 만족시키기에 필요한 값을 나타낸다. 남은 일은, 이러한 링크 용량의 클래스별 할당에 있어, all-greedy 가정 하에 R_1 과 R_2 를 시간의 추이에 따라 모든 클래스에 대해 만족시킬 수 있도록 하는, 클래스별 대역 할당 메커니즘을 구현하는 일이다. 이러한 메커니즘은 각 클래스별 파라미터 Φ_i 의 결정에 의해 가능하다. 아래의 정리 1은, all-greedy 도착 패턴의 가정하에, 위 조건 R_1 과 R_2 가 만족 되어질 수 있는 Φ_i 값을 정의한다.

정리 1. 출력 링크 용량 C 가 관계식 (4)를 만족할 때, $1 \leq k \leq P-1$ 에 대해서,

$$\Phi_k = \max \left\{ \frac{(1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i) W_k}{CD_k - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + D_k \rho_{i,j})}, \frac{(1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i) W_{k,k+1}}{CD_{k+1} - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + D_{k+1} \rho_{i,j})} \right\}$$

를 만족하고, $\Phi_P = 1 - \sum_{i=1}^{P-1} \Phi_i$ 일 때, 대역할당 알고리즘은 클래스 $i, i=1, \dots, P$,에 대해 지연 상한 값 D_i 를 보장한다.

증명: All-greedy 도착 패턴에서, 클래스 i 가 D_i 보다 크지 않은 지연 값을 갖기 위한 최소한의 서비스 양을 $S_i(\cdot)$ 로 두자. 그러면, 시간 구간 $[0, D_1]$ 에서는 오직 클래스 1에 대해서만, 조건 R_1 을 만족시키도록 다음과 같은 서비스 요구가 발생한다.

$$S_1(0, D_1) = \Phi_1 CD_1 = W_1$$

이와 더불어, 조건 R_2 의 만족을 위하여 다음과 같은 서비스 요구가 주어진다.

$$S_1(0, D_2) = \Phi_1 CD_2 = W_{1,2}$$

따라서, 위의 두 요구를 동시에 충족시키기 위하여 다음을 얻을 수 있다.

$$\Phi_1 = \max \left\{ \frac{W_1}{CD_1}, \frac{W_{1,2}}{CD_2} \right\}$$

일반적으로, 조건 R_2 를 만족시키기 위해서, 대역할당 알고리즘은 클래스 $k(k=2, \dots, P-1)$ 에 대해 다음과 같은 서비스를 제공한다.

$$S_k(0, e_{k-1}) = \left(Ce_{k-1} - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + e_{k-1} \rho_{i,j}) \right) \frac{\Phi_k}{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i} \quad (5)$$

또한, 조건 R_1 과 R_2 에 의해 각각 다음과 같은 요구가 발생한다.

$$S_k(0, D_k) = W_k \quad (6)$$

$$S_k(0, D_{k+1}) = W_{k,k+1} \quad (7)$$

(6)과 (7)은, $0 \leq e_{k-1} \leq D_k < D_{k+1}$ 의 관계에 따라, 각각 다음과 같이 구간별로 나누어 표현할 수 있다.

$$S_k(0, e_{k-1}) + (C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}) \frac{\Phi_k}{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i} (D_k - e_{k-1}) = W_k \quad (8)$$

$$S_k(0, e_{k-1}) + (C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}) \frac{\Phi_k}{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i} (D_{k+1} - e_{k-1}) = W_{k,k+1} \quad (9)$$

위의 두 관계식에서, 왼쪽항의 두 번째 항목들은, 상위 클래스 트래픽의 유류 대역을 하위 클래스의 활성화 상태에 있는 트래픽들이 공유함으로써 주어지는 서비스 양을 나타낸다. 위의 관계식 (5)를 관계식 (8)과 (9)에 적용하면, $k \in \{2, \dots, P-1\}$ 에 대하여 다음을 얻는다.

$$\Phi_k = \max \left\{ \frac{(1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i) W_k}{CD_k - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + D_k \rho_{i,j})}, \frac{(1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i) W_{k,k+1}}{CD_{k+1} - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\sigma_{i,j} + D_{k+1} \rho_{i,j})} \right\} \quad (10)$$

$\sum_{i=1}^P \Phi_i = 1$ 의 관계식에 의해 Φ_P 는 $1 - \sum_{i=1}^{P-1} \Phi_i$ 로 주어진다.

간단한 계산을 통하여, 위와 같이 주어지는 모든 Φ_i 는, $0 < \Phi_i < 1$ 을 만족함을 보일 수 있다. Φ_i 값은, 새로운 세션의 추가 또는 기존 세션의 종료 시 마다 새로운 값으로 조정됨으로써, 대역할당 알고리즘은 적응적 지연 제어의 성격을 갖는다고 볼 수 있다.

앞 절에서, 조건 R_2 는 모든 클래스 i 에 대해 $v_i(D_i) \geq 1$ 을 충족시킴을 가정하였는데, 이는 다음과 같이 보일 수 있다. 임의의 k , $2 \leq k \leq P$ 에 대해 $t = D_k$ 시점을 가정하자. 조건 R_2 가 만족되었다면, 클래스 1부터 클래스 $k-1$ 까지의 트래픽은 이 시점 이전에 활성화 상태가 해소된 상태이어야 한다. 이는 곧, $C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}$ 만큼의 유류 대역이 클래스 k 부터 P 까지의 트래픽에 의해 공유되고 있

음을 의미한다. 따라서, 이 시점에 $v_i(D_k) \geq 1$ 가 만족된다면 곧 다음과 같은 관계가 성립함을 의미한다.

$$\frac{\Phi_k}{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i} (C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}) \geq \sum_{j \in \Pi_k} \rho_{k,j}$$

이로부터 Φ_k 에 대한 요구는 다음과 같이 주어진다.

$$\Phi_k \geq \frac{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i}{C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}} \sum_{j \in \Pi_k} \rho_{k,j} \quad (11)$$

한편, 관계식 (10)의 max 요소 내의 두 번째 항에서 $W_{k,k+1}$ 을 관계식 (3)에서 주어지던 대로 대입하여, 위의 관계식 (11)과 비교하면 다음을 얻을 수 있다.

$$\frac{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i}{C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} (\frac{\sigma_{i,j}}{D_{k+1}} + \rho_{i,j})} \sum_{j \in \Pi_k} (\frac{\sigma_{k,j}}{D_{k+1}} + \rho_{k,j}) \geq \frac{1 - \sum_{i=1}^{k-1} \Phi_i}{C - \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}} \sum_{j \in \Pi_k} \rho_{k,j}$$

즉, 관계식 (10)에 의해 결정되는 Φ_k 는 이미 관계식 (11)을 만족시키고 있음을 알 수 있다.

3. 세션별 기증치의 결정

위에서 구한 Φ_i 는, 클래스 i 가 활성화 되어있을 동안, 클래스 i 에게 적어도 $C\Phi_i$ 만큼의 대역폭을 보장하게 된다. 동일한 클래스 내의 트래픽 간에, 본 논문에서 가정한 비와 같이 RPPS 방식의 공평 큐잉이 구현된다면, 결국 세션 $s_{i,j}$ 는

$$\frac{\rho_{i,j}}{\sum_{m \in \Pi_i} \rho_{i,m}} C\Phi_i \text{의 대역폭이 보장되게 된다. 이제,}$$

GPS에서 정의되는 각 세션별 기증치 $\phi_{i,j}$ 를 이 값으로 대체, 즉 $\phi_{i,j} = \frac{\rho_{i,j}}{\sum_{m \in \Pi_i} \rho_{i,m}} C\Phi_i$ 로 한다면 다음과 같은 결과를 얻는다.

$$\sum_{i=1}^P \sum_{j \in \Pi_i} \phi_{i,j} = \sum_{i=1}^P \left(\frac{\sum_{j \in \Pi_i} \rho_{i,j}}{\sum_{m \in \Pi_i} \rho_{i,m}} C\Phi_i \right) = C \sum_{i=1}^P \Phi_i = C$$

이를 이용하여, GPS 서버에 의해 세션 $s_{i,j}$ 에게 보

장되는 대역폭 $c_{i,j}$ 을 구하면 다음과 같다.

$$c_{i,j} = \frac{\phi_{i,j}}{\sum_{k=1}^P \sum_{l \in \Pi_i} \phi_{k,l}} C = \phi_{i,j}$$

이는 곧, 클래스간에 조건 R_1 과 R_2 가 만족되도록 서버의 대역폭이 공유되는 동시에, 각 클래스내의 트래픽 간에는 RPPS 방식에 의해 대역폭이 공유됨을 의미한다. 여기서 주목할 점은, 관계식 (10)에서 보듯이, 클래스 간의 대역폭 분배를 결정짓는 파라미터인 Φ_i 값이, 시스템 환경에 따라 가변적이라는 점이다. 즉, 일정하게 주어진 서버의 용량을 효율적으로 활용하기 위하여, 시스템 환경을 변수로 하여 역동적으로 적응해가는 특성을 갖고 있다. 이는 곧 $\phi_{i,j}$ 도 역동성을 가지게 됨을 의미한다. 새로운 세션이 시스템에 추가되거나, 기존의 세션이 단절되는 등의 변화는 곧 Φ_i 와 $\phi_{i,j}$ 에 반영되어 새로운 값으로 대체되게 된다. 물론 이러한 조절은, 조건 R_1 과 R_2 를 동시에 만족시키는 범위 내에서 이루어지게 된다.

V. 토의 및 결론

본 논문에서는, 지연 성능에 대한 서비스 제공을 보장하는, 새로운 스케줄링 알고리즘인 대역할당 알고리즘을 제안하였다. 대역할당 알고리즘은, 가상적인 fluid-flow 모델에서 정의된 GPS 서버의 파라미터 값, 즉 세션별 가중치 $\phi_{i,j}$ 를 산출하는 새로운 방안을 제시하고 있다. 결정적 특성의 지연 QoS 를 요구하는 세션들에 대해, 요구된 QoS 와 트래픽 파라미터를 변수로 하여, 지연 QoS 를 보장할 수 있는 각 세션별 가중치 값을 구함으로써, 요구된 성능의 GPS 서버를 구체적으로 구현할 수 있음을 보였다. 이는, 임의로 주어진 가중치 값들에 대하여 GPS 서버가 보장하는 지연 성능을 분석하는 기존의 연구방법에 대한 보완으로서 그 의의가 있다. 이와 더불어, 수용된 세션들의 지연 성능을 유지할 수 있도록, 대역할당 알고리즘에 수반되어야 하는 호 접속 제어 조건도 도출하였다. 즉, 새로운 호 접속 요구에 대한 허용 여부를 결정하는 과정에서 필요한, 새로운 세션이 기존에 수용되어 있는 세션들의 지연성능에 미치는 영향 분석 방안을 유도한 것이

다. 이를 통해서 망 자원의 충족성을 확인한 후, 수용된 세션들의 지연 성능이 만족되도록 망 자원의 적정한 분배를 수행하는 것이 본 연구에서 제안한 대역할당 알고리즘이다. 이러한 연구는, 클래스 레벨의 망 자원 제어 방식을 통해 수행되었으며, 그 기본적인 개념은 소위 '시스템 방정식' 을 유도함으로써 정립할 수 있었다. 각 클래스 단위의 정규화-서비스 커브를 정의하고, 그들 간의 관계를 시스템 방정식을 통해 정립함으로써, 제안된 대역할당 알고리즘의 해석적 모델링을 제시하였다. 이러한 모델링은, 시스템 상황에 연계되어 동적으로 튜닝 되어지는 GPS 파라미터를 가능케 하였으며, 이는 클래스 간의 효율적인 망 자원 공유 메커니즘을 나타낸다. 본 연구는 fluid-flow 모델에 기반을 두고 있으며, 따라서 패킷 모드에서의 구현방안에 대하여 논의되어야 할 필요성이 있다. 제안된 대역할당 알고리즘이 일종의 GPS 서버라는 점에서 그 구현은, GPS 알고리즘이 PGPS(Packet-by-packet GPS)^[2] 방식으로 구현될과 마찬가지로, 동일하게 PGPS 방식으로 구현되어질 수 있다. 특히 ATM에서의 적용이라면, 링크 성능에 비해 짧은 규모의 ATM 셀 길이 특성에 따라 fluid-flow 모델에 접근될 수 있다는 점에서, 공평성의 손실 측면에서는 긍정적이다. 다만, fluid-flow 모델에 기초함으로써 초래하는 복잡성, 즉 fluid-flow 모델 가정하에 정규화-서비스 커브를 추적하기 위한 복잡성은 극복이 되어야 하는 문제이다. 이의 해결을 위해, 제안되어 있는 여러 가지 변형된 공평 큐잉 알고리즘과의 연계성을 찾기 위한 연구는, 향후 지속적으로 수행할 연구 중 하나이다.

참고 문헌

[1] A. Y. Lin and J. A. Silvester, "Priority Queueing Strategies and Buffer Allocation Protocols for Traffic Control at an ATM Integrated Broadband Switching System," IEEE J. Select. Areas Commu., vol. 9, no. 9, pp. 1524-1536, Dec. 1991.

[2] A. K. Parekh and R. G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single Node Case," ACM/IEEE Trans. Networking, vol. 1, no. 3, pp. 344-357, June 1993.

[3] A. K. Parekh and R. G. Gallager, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Multiple Node Case," ACM/IEEE Trans. Networking, vol. 2, no. 2, pp. 137-150, Apr. 1994.

[4] N. Figueira and J. Pasquale, "An Upper Bound on Delay for the Virtual Clock Service Discipline," ACM/IEEE Trans. Networking, vol. 3, no. 4, pp. 399-408, Aug. 1995

[5] R. L. Cruz, "A Calculus for Network Delay, Part I: Network Elements in Isolation," IEEE Trans. Information Theory, vol. 37, no. 1, pp. 114-131, Jan. 1991

[6] L. Zhang, "Virtual Clock: A New Traffic Control Algorithm for Packet Switching Networks," in Proc. ACM SIGCOMM'90, Philadelphia, PA, pp. 19-29, Sep. 1990.

정 대 인(Daein Jeong)

정회원



1984년 2월 : 서울대학교
제어계측공학과 졸업

1986년 2월 : 서울대학교
제어계측공학과 석사

1987년 5월~1999년 8월 :
한국통신 선임연구원

1998년 1월 : Polytechnic Univ. 박사

1999년 9월~현재 : 홍익대학교 과학기술대학 조교수

<주관심 분야> IP와 ATM 에서의 QoS, 차세대인
터넷 구축기술, 통신망 프로토콜 등.