

잔여서비스간격우선순위(RSIP) 큐서비스방식의 세션별 종단간 최대지연 분석

正會員 李 峻 蓀*, 李 秉 基*

Per-session End-to-end Delay Bound Analysis of Residual Service Interval-based Priority Queueing Strategy

Jun Won Lee*, Byeong Gi Lee* Regular Members

要 約

본 논문에서는 잔여서비스간격우선순위(RSIP : residual service interval-based priority) 큐서비스 방식[8]을 기반으로 한 ATM망을 대상으로 하여, 각 세션별로 종단간 최대지연을 분석한다. RSIP방식은 ATM망에서 효율적으로 실시간 서비스를 지원하기 위한 것으로, 동적인 우선순위 할당방법을 사용하여 대역폭의 사용 효율을 극대화할 수 있다. RSIP방식에서는 각 실시간 서비스마다 논리적으로 분리된 큐를 가지고, 각 큐에 대해서 고유의 서비스간격을 설정, 관리한다. 서비스간격동안에는 하나의 셀만이 전송되도록 하는데, 이같은 비작업보존성질로 인해 RSIP방식의 최대 지연 및 셀지연변이 특성이 우수하게 된다. 본 논문에서는 리키버킷을 통과한 입력트래픽을 가정하고 단일 RSIP서버의 경우와 RSIP서버망의 경우에 대해서 최대지연한계를 분석한 후에, 이를 이용해서 최적의 서비스간격 결정 방법을 제시한다.

ABSTRACT

In this paper, we derive the per-session end-to-end delay bound in the ATM network employing the residual service interval-based priority(RSIP) queueing strategy[8], which can provide delay-bounded, and loss-free services, while maximizing bandwidth utilization in the ATM network. The proposed strategy can achieve almost full utilization by assigning priorities dynamically on the basis of the residual service interval.

Employing the above queueing strategy, we analyze the delay characteristics deterministically with the leaky bucket bounded input traffic for the RSIP network as well as the single RSIP node case. Finally, we determine the optimal service interval based on the end-to-end delay bound.

* 서울대학교 전자공학과
論文番號 : 95252-0731
接受日字 : 1995年 7月 31日

1. 서 론

최근에 고속패킷망에서 실시간 서비스를 제공하기 위한 큐서비스방식에 대한 많은 연구가 발표되고 있다. 이들은 크게 두가지로 나눌 수 있는데, 하나는 작업보존방식(work-conserving strategy)^{1) 2)}이고, 다른 하나는 비작업보존방식(non-work-conserving strategy)^{3) 4) 5) 6)}이다. 기존의 데이터망에서는 작업보존방식이 대역을 효율적으로 사용한다는 측면에서 주로 사용되어 왔으나 실시간 서비스의 비중이 큰 ATM망에서는 셀 지연변이를 효율적으로 제한함으로써 좋은 서비스품질을 제공할 수 있는 비작업보존방식들이 주목을 받기 시작했다.

비작업보존방식들은 프레임구조를 채택한 것이 많은데^{4) 5) 6)} 이것은 시간축을 프레임이라는 일정한 크기의 단위로 나누고 대역할당의 기준으로 삼는 방법이다. 프레임방식에서는 각 프레임기간 동안에 할당받은 일정한 양의 데이터만을 전송할 수 있도록하여 셀지연변이를 제한할 수 있는 장점이 있다. 그러나 이 방법은 프레임의 크기, 최대지연, 대역할당최소단위 등이 서로 연결되어 있어서 유연하게 대역 및 지연을 할당하는데 어려움이 있다⁷⁾. 이를 해결하기 위하여 연결을 몇개의 레벨로 구분하고 서로 다른 프레임크기를 사용하는 방법을 제안하였으나, 같은 레벨 안에서 여전히 위의 문제가 남아 있다.

이에 [8]에서는 프레임방식의 장점을 유지하면서 자원활용에 유연성을 가지는 새로운 잔여서비스간격우선순위(RSIP : residual service interval-based priority) 큐서비스방식을 제안한 바 있다. RSIP큐서비스방식은 각 실시간 서비스마다 실시간 서비스큐를 관리하며 각 큐에 대하여 고유의 서비스간격이 결정되어 있고 독립적으로 관리된다. 각 큐의 서비스 순서를 결정하는데에는 잔여서비스간격을 사용한다. 프레임방식에서 같은 레벨의 모든 연결에 대해 일정한 크기의 프레임을 가지는데 반해 제안하는 방식은 매 실시간 연결마다 고유의 서비스간격을 설정한다. 이와같이 함으로써 다른 연결의 특성에 관계없이 유연하게 대역폭을 할당할 수 있을 뿐 아니라 최대지연도 해당하는 서비스간격에만 영향을 받으므로 독립적으로 관리할 수 있다. RSIP방식은 최대지연을 제한할 수 있고 셀손실이 전혀 일어나지 않

으며, 잔여서비스간격을 기반으로 동적으로 우선순위를 결정함으로써 대역을 완전히 이용할 수 있다.

[8]에서는 이산시간 리키버킷 모델로 구성된 트래픽이 입력으로 들어오는 경우에 단일 RSIP서버노드에 대해 최대지연을 분석하였다. 그러나 서비스의 입장에서 보면 단일노드에서의 지연보다 망이 보장해줄 수 있는 종단간 지연이 더 중요한 의미를 가진다. 이에 본 논문에서는 [8]의 결과를 확장하여 RSIP큐서비스방식을 사용하는 노드로 구성된 ATM망에 대하여 각 세션별로 종단간 최대지연의 한계를 구하고, 이를 기반으로 망의 자원을 효율적으로 활용할 수 있도록 하는 최적 서비스간격 결정방법을 살펴본다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. 먼저 2절에서는 RSIP 큐서비스방식에 대하여 간략하게 살펴보고 3절에서 리키버킷 제한트래픽을 입력으로 하여 종단간 세션별 최대지연을 분석한다. 마지막으로 4절에서 최대지연분석 결과를 기반으로 최적의 서비스 간격을 구하는 방법에 대해 기술하도록 하겠다.

2. RSIP큐서비스방식

RSIP큐서비스 방식은 실시간 서비스의 성능요구사항을 만족시킬 수 있도록 다음과 같은 원칙에 기반을 두고 설계하였다.

1. 엄격한 지연조건을 가지는 실시간 서비스의 각 연결마다 하나의 실시간서비스큐 (HRSQ : hard-real-time service queue)를 둔다.
2. 모든 데이터 서비스 연결은 하나의 비실시간서비스큐(NRSQ : non-real-time service queue)를 공유한다.
3. HRSQ의 셀들은 미리 정해진 서비스간격동안에 하나만 전송될 수 있도록 전송자격을 제한한다¹⁾

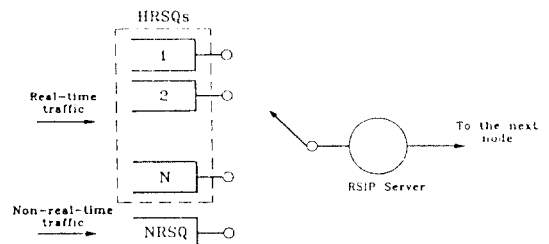


그림 1. RSIP큐서비스방식을 위한 시스템 모델.

1) 이와 같은 비작업보존성질을 이용하여 지연특성을 결정론적으로 예측할 수 있으며 트래픽평활화 효과도 기대할 수 있다.

4. 모든 HRSQ에 전송자격이 있는 셀이 없으면 NRSQ의 셀 하나가 전송된다.

이와 같은 원칙을 바탕으로 큐잉시스템을 도시하면 그림 1과 같다.

2.1 HRSQ 알고리즘

각 HRSQ에는 하나의 FIFO큐와 전송자격플래그 F , 서비스간격 I , 그리고 계수기 K 가 있다. 전송자격플래그 F 는 그 HRSQ의 HOL(head-of-line)셀이 전송될 자격이 있는지 여부를 나타낸다. 큐에 많은 셀이 있을지라도 해당 서비스간격에 이미 한 셀이 전송되었다면 다음 서비스간격이 될 때까지 그 HRSQ는 셀을 전송할 자격이 없다. 서비스간격마다 하나의 셀이 전송되므로 I 의 역수는 HRSQ에 할당된 대역폭을 나타낸다. 계수기 K 는 남아있는 서비스간격을 표시한다. 즉 K 가 0이 되면 서비스간격이 만료되었음을 의미한다.

HRSQ에 도착하는 셀은 FIFO큐에 저장되었다가 매 서비스간격동안 하나씩 순차적으로 전송된다. 구체적인 큐관리 알고리즘은 다음과 같다.

1. 초기에 $F=1$, $K=0$ 으로 설정하고 셀이 도착하기를 기다린다.
2. HRSQ가 비어있고 $K=0$ 일때 셀이 도착하면, $F=0$, $K=I$ 로 설정하고 계수기 K 를 일정한 비율로 감소시킨다. 그 셀은 K 가 0이 되기전에, 즉 서비스간격이 만료 되기전에 전송된다고 가정한다.
3. 하나의 셀이 전송되었을 때, $F=1$ 로 설정하고 계수기 K 는 계속 감소시킨다.
4. 계수기 K 가 0이 되면, HRSQ가 비어있는 경우에는 $F=1$ 로 설정하고 새로운 셀을 기다리고, 그렇지 않은 경우에는 다시 $F=0$, $K=I$ 로 설정한다.

HRSQ의 경우, 셀이 전송되는 시점이 서비스간격내의 다소 불규칙한 시점이라는 점만 다를 뿐, HRSQ와 토큰풀이 없이 입력버퍼만을 가진 간단한 리키버킷은 거

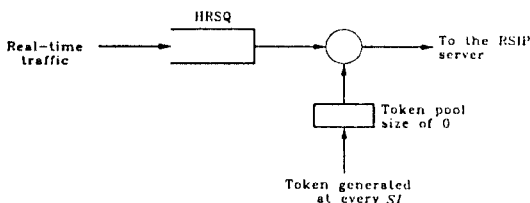


그림 2. HRSQ의 개념적인 모델.

의 유사하게 동작한다. 따라서, HRSQ의 개념적인 모델은 그림 2와 같이 도시할 수 있다.

2.2 스케줄링 알고리즘

RSIP큐서비스방식을 성립시키기 위해서는 특정순간에 어떤 큐를 서비스해야 할지 결정하는 규칙들이 필요하다. 이 규칙들은 각 HRSQ가 매 서비스간격마다 전송을 위해 선택되고 하나의 셀을 전송하는 것을 보장해준다. 즉 다른 연결의 상황이나 트래픽특성에 관계없이 각 HRSQ의 HOL셀은 서비스간격이내에 전송되도록 해준다.

앞에서 말했듯이, 각 HRSQ의 F 는 서비스간격 I 를 주기로 설정되고, 큐의 HOL셀은 다시 F 가 설정되기 전에 전송된다. F 는 각 큐가 다른 HRSQ와 상관없이 독립적으로 설정된다. 이 문제는 Liu와 Layland^[9]가 연구한 단일프로세서 멀티프로그램 스케줄링문제와 동일하게 된다. 본 논문에서는 [9]에 소개된 스케줄링방법중에서 이용효율이 좋은 마감시간기반스케줄링(deadline-driven scheduling)방법을 응용하여 잔여서비스간격을 기반으로 우선순위를 결정하는 방법을 제안한다.

매 슬롯마다 RSIP서버는 각 큐의 HOL셀 중에 마감시간이 가장 임박한 큐를 선택하여 전송한다. 전송한 바와 마찬가지로 HOL셀의 수명은 그 HRSQ의 서비스간격이고 마감시간까지 남아 있는 시간이 바로 잔여 서비스간격이다. 잔여서비스간격은 계수기 K 가 표현하고 있으며, 그러므로 계수기의 값이 가장 작은 큐가 마감시간이 가장 임박한 큐로서 우선순위가 가장 높게 된다. 반대로 계수기의 값이 가장 큰 큐는 가장 낮은 우선순위를 가지게 된다. RSIP방식이 HRSQ에 전송자격을 가진 셀이 없는 경우에 NRSQ를 서비스한다는 것은 이미 앞에서 밝혔다. 이를 자연스럽게 스케줄링방법에 포함시키기 위해 NRSQ에는 계수기 대신에 같은 비트길이를 가지는 레지스터를 두고 모든 값을 1로 설정해 둔다. 그러면 NRSQ가 가장 마지막으로 선택되는 큐가 된다. HRSQ가 이미 서비스되었으면 잔여서비스간격동안 F 를 1로 설정하여 다시 이 큐가 선택되는 일이 없도록 한다. NRSQ의 F 는 큐가 비어 있을 때만 1로 설정된다.

3. 최대지연특성 분석

본 절에서는 이산시간 리키버킷모델로 규정된 트래픽

이 입력으로 들어오는 경우에 대해서 RSIP서버의 최대 지연특성을 분석하고자 한다. 먼저 단일 RSIP서버의 경우에 대해서 최대 지연을 구한 후에 이 결과를 확장하여 RSIP서버가 망을 구성하는 경우에 각 세션별로 종단간 최대지연을 구해 보도록 하겠다.

3.1 단일 RSIP서버의 경우

입력 트래픽은 이산시간 리키버킷을 통과해서 망에 도착한다고 가정함으로써 원래의 트래픽특성에 상관없이 토큰발생주기 a , 토큰풀크기 M , 최대셀통과속도 C 등 세개의 파라미터로 규정할 수 있다. 모든 파라미터의 값은 하나의 셀을 전송하는데 걸리는 시간, 즉 슬롯(slot)으로 정규화되어 있으며, 매 a 슬롯시간마다 발생하는 토큰 하나는 하나의 셀을 전송할 수 있다. 리키버킷의 최대셀통과속도가 C 라는 것은 한 슬롯동안에 최대 C 개의 셀까지 망으로 전송할 수 있다는 것을 의미한다. 이것은 RSIP서버의 입장에서 보면 입력트래픽의 최대셀율이다.

위의 입력트래픽 모델은 다음과 같은 제한조건으로 나타낼 수 있다. 우선 $A(n_1, n_2)$ 을 시간간격 $[n_1, n_2)$ 동안에 리키버킷을 통과하여 망에 도착하는 셀의 수로 정의한다. 여기서 최악의 경우에 대비한 분석을 위해 입력이 탐욕스러운 신호원, 즉 리키버킷에 토큰이 있는 한, 셀을 계속 전송하는 신호원을 가정하도록 하겠다. 그러면 ²⁾

$$A(n_1, n_2) = \min \left\{ (n_2 - n_1)C, M + \left\lfloor \frac{(n_2 - n_1)}{a} \right\rfloor \right\} \quad (1)$$

와 같은 관계를 얻을 수 있다.

이제 서비스간격이 I 로 주어진 경우에 최대지연을 구해보도록 하겠다. 시간간격 $[n_1, n_2)$ 동안에 전송된 셀의 수를 $S(n_1, n_2)$ 로 나타내고, 이 값은 다음과 같이 구할 수 있다.

$$S(n_1, n_2) = \left\lfloor \frac{n_2 - n_1}{I} \right\rfloor \quad (2)$$

시간 0에는 HRSQ가 비어있으며, 토큰풀은 가득 채워져 있다고 가정하자. $B(n)$ 이 시간 n 의 백로그, HRSQ에 남아있는 셀의 양을 나타낸다고 하면

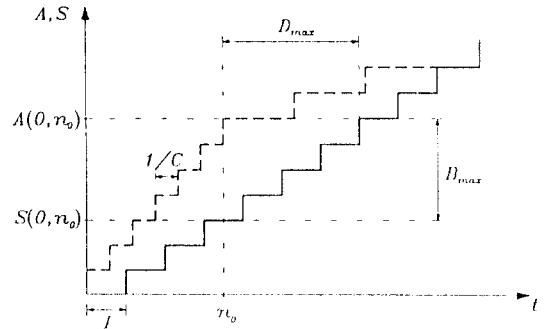


그림 3. HRSQ의 최대지연 및 백로그.

$$B(n) = A(0, n) - S(0, n) = \min \left\{ \lfloor nC \rfloor, M + \left\lfloor \frac{n}{a} \right\rfloor \right\} - \left\lfloor \frac{n}{I} \right\rfloor \quad (3)$$

와 같이 구할 수 있다.

그림 3은 누적된 도착 셀의 수(점선)와 누적된 전송 셀의 수(실선)를 시간의 함수로 나타내고 있다. 이 두 곡선의 수직편차가 바로 HRSQ에 있는 백로그의 양을 나타낸다. 리키버킷에 토큰이 있는 동안에는 최대속도로 셀이 도착하므로 HRSQ 백로그의 양은 토큰풀이 비게 될 때까지 단조증가한다. 그러므로 HRSQ는 토큰풀이 비게 될 때 최대로 많은 셀을 저장하게 되는데, 토큰풀의 길이가 0이 되는 시간을 n_0 라고 하면 최대백로그 B_{max} 는

$$B_{max} = A(0, n_0) - S(0, n_0) \quad (4)$$

와 같이 구할 수 있다.

HRSQ는 전송한 바와 같이 일정한 셀을 $1/I$ 로 서비스되기 때문에 HRSQ에서의 최대지연 D_{max} 는 최대백로그와 서비스간격의 곱으로 표현될 수 있다. 즉

$$D_{max} = B_{max} \cdot I \quad (5)$$

이다.

3.2 RSIP서버 망의 경우

RSIP서버 망은 노드가 RSIP서버를 나타내고 호(arc)가 링크를 나타내는 방향성 그래프로 모델링할 수

2) $\lfloor x \rfloor$ 는 x 보다 크거나 같은 가장 작은 정수를 나타내며 $\lceil x \rceil$ 는 x 보다 작거나 같은 가장 큰 정수를 나타낸다.

있다. 본 논문에서는 되먹임루프가 없는 피드포워드망만을 고려하기로 한다. 세션 i 가 통과하는 경로를 $P(i)$ 로 표시하며 $P(i, m)$ 는 그 경로의 m 번째 노드를 의미한다. 경로 $P(i)$ 에는 K_i 개의 노드가 있으며 모든 노드에서 세션 i 의 서비스간격은 I_i 로 동일하게 설정되어 있으며 링크의 속도는 1로 정규화되어 있다고 가정한다.

경로 $P(i)$ 의 첫번째 노드 $P(i, 1)$ 에 저장되어 있는 셀이 없고 계수기의 값이 0인 상태를 세션 i 의 대기상태라고 정의하고, 대기상태에서 다시 대기상태가 되기까지 도착한 셀들을 하나의 군집(burst)이라고 하자.

A_i^m 이 노드 m 에 입력되는 세션 i 트래픽을 표현하는 불규칙변수라고 하자. A_i^1 은 첫번째 노드에 도착하는 트래픽으로서 앞에서 말한 바와 같이 리키버킷모델 (a_i, M_i, C_i)로 특성지을 수 있으며, $A_i^m, 2 \leq m \leq K_i$ 인 경우에는 이전 노드의 출력이 다음 노드의 입력이 되므로 두개 이상의 셀이 밀집될 수 없고 평균 셀간의 간격이 I_i 이므로 ($I_i, 2, C_i$)로 나타낼 수 있다.

세션 i 셀의 종단간 지연과 노드 m 에서 겪을 수 있는 지연을 각각 d_i 와 d_i^m 으로 표시하고, d_i^m 은 다시 셀이 노드에 도착해서 전송자격이 있는 셀이 되기까지의 전송자격지연 $d_{i,e}^m$ 과 전송자격이 생긴 이후 실지로 전송되기까지의 스케줄링지연 $d_{i,s}^m$ 으로 세분할 수 있다. 첫번째 노드에서의 전송자격지연은 (2), (4)와 (5)에 의해서

$$d_{i,e}^1 \leq (A_i(0, n_{0,i}) - \lfloor \frac{n_{0,i}}{I_i} \rfloor - 1)I_i \quad (6)$$

가 된다. 또 $2 \leq m \leq K_i$ 인 노드에서는 백로그의 양이 2를 넘을 수 없으므로

$$d_{i,e}^m \leq I_i, \quad 2 \leq m \leq K_i \quad (7)$$

이다. 한편 RSIP방식에서 전송자격셀은 항상 서비스간격이내에 전송되므로 스케줄링 지연 $d_{i,s}^m$ 은

$$d_{i,s}^m \leq I_i, \quad 1 \leq m \leq K_i \quad (8)$$

이다.

그러므로 각 노드에서의 지연한계를 단순히 더해서 얻은 종단간 지연한계는

$$d_i = \sum_{m=1}^{K_i} d_i^m \leq (A_i(0, n_{0,i}) - \lfloor \frac{n_{0,i}}{I_i} \rfloor + 2K_i - 2)I_i \quad (9)$$

이 된다.

그러나 연속한 노드에서 스케줄링지연과 전송자격지연 사이에는 서로 상관관계가 있기 때문에 이를 이용하면 다음과 같이 좀더 엄격한 종단간 최대지연 조건을 구할 수 있게 된다.

정리 1 (a_i, M_i, C_i)로 특성지워지는 세션 i 트래픽이 서비스간격이 I_i 인 노드 K_i 개로 구성된 경로를 지날 때, 종단간 지연은

$$d_i \leq (A_i(0, n_{0,i}) - \lfloor \frac{n_{0,i}}{I_i} \rfloor + K_i - 1)I_i \quad (10)$$

이다.

(증명) 종단간지연 d_i 는

$$d_i = \sum_{m=1}^{K_i} d_i^m = d_{i,e}^1 + \sum_{m=1}^{K_i-1} (d_{i,s}^m + d_{i,e}^{m+1}) + d_{i,s}^{K_i} \quad (11)$$

이다. 여기에 식 (6), (7), (8)과 다음에 보인 보조정리를 적용하면 바로 식 (10)를 얻을 수 있다.

보조정리 1 한 노드에서의 스케줄링지연과 다음 노드에서의 전송자격지연의 합은 서비스간격보다 작거나 같다. 즉

$$d_{i,s}^m + d_{i,e}^{m+1} \leq I_i, \quad 1 \leq m \leq K_i - 1 \quad (12)$$

이다.

(증명) 모든 셀들은 몇개씩 모여서 서로 독립적인 군집을 구성하고 있으므로 임의의 군집에 속하는 모든 셀에 대해서 전체가 성립함을 증명하면 된다. 즉 n 개의 셀로 구성된 군집에 대하여

$$d_{i,s}^m(j) + d_{i,e}^{m+1}(j) \leq I_i, \quad 1 \leq m \leq K_i - 1, \quad 1 \leq j \leq n \quad (13)$$

을 보인다. 단 여기서 $d(j)$ 는 군집내의 j 번째 셀이 겪는 지연을 의미한다.

n 에 대해 수학적 귀납법을 적용해서 전체를 증명해 보도록 하겠다. 군집의 첫번째 셀은 각 노드에 도착하자마자 전송자격을 가지므로

$$d_{i,e}^1(1) = 0, \quad 1 \leq m \leq K_i \quad (14)$$

이다. 따라서 (8)과 (14)에 의해

$$d_{i,s}^1(1) + d_{i,e}^{2}(1) \leq I_i, \quad 1 \leq m \leq K_i - 1 \quad (15)$$

임을 알 수 있으며 이것은 $n=1$ 에 대해 (13)이 성립함을 보인 것이다.

이제 $n=r$ 일때 (13)이 성립한다고 가정하고 $n=r+1$ 일때에도 성립함을 증명하자. 이를 뒷받침하기 위하여 증명에 필요한 몇가지 성질을 먼저 고찰해 보도록 하자.

j 번째 셀이 노드 m 에서 전송가능해지는 시간을 $t_{i,e}^m(j)$, 실제로 서버에게 선택되어 전송되는 시간을 $t_{i,s}^m(j)$ 라고 정의하면

$$d_{i,s}^m(j) = t_{i,s}^m(j) - t_{i,e}^m(j) \quad (16)$$

이다. 또 전파지연을 무시하면 j 번째 셀이 노드 $m+1$ 에 도착하는 시간이 바로 노드 m 을 떠나는 시간 $t_{i,s}^m(j)$ 이 되므로

$$d_{i,e}^{m+1}(j) = t_{i,e}^{m+1}(j) - t_{i,s}^m(j) \quad (17)$$

을 얻을 수 있다. 그러므로 (16), (17)에 의해

$$d_{i,s}^m(j) + d_{i,e}^{m+1}(j) = t_{i,e}^{m+1}(j) - t_{i,e}^m(j) \quad (18)$$

이다.

$n=r+1$ 인 경우에는 (18)에 의해서

$$d_{i,s}^m(r+1) + d_{i,e}^{m+1}(r+1) = t_{i,e}^{m+1}(r+1) - t_{i,e}^m(r+1) \quad (19)$$

이다. RSIP의 정의에 의하면 $t_{i,e}^m(r+1) = t_{i,e}^m(r) + I_i$ 이므로 (19)는

$$d_{i,s}^m(r+1) + d_{i,e}^{m+1}(r+1) = t_{i,e}^{m+1}(r) - t_{i,e}^m(r) \quad (20)$$

이 된다. (20)의 우변은 (18)에 의해 $d_{i,s}^m(r) + d_{i,e}^{m+1}(r)$ 이고 귀납법의 가정에서 처음 r 개의 셀에 대해 (13)이 성립한다고 하였으므로

$$d_{i,s}^m(r+1) + d_{i,e}^{m+1}(r+1) \leq I_i, \quad 1 \leq m \leq K_i - 1 \quad (21)$$

이며, 이로써 $n = r+1$ 인 경우에도 (13)이 성립함을 보였다.

4. 서비스 간격 결정

이번에는 RSIP큐서비스방식에 있어서 서비스간격을 결정하는 방법에 대해 살펴보기로 하겠다. 실시간 통신 시스템의 파라미터를 결정할 때는 최악의 경우를 가정하고 분석하는 것이 필요한데, 대개 이러한 가정은 대역사용효율을 아주 낮게 만드는 요인이 된다. 그러므로 결정론적인 성능보장을 해주는 시스템에서 대역폭을 얼마나 효율적으로 사용할 수 있는지는 중요한 관건이 된다.

이에 본 절에서는 최대지연조건을 만족하면서도 대역폭을 가능한 한 적게 사용할 수 있도록 서비스간격을 결정하는 방법을 제시하고자 한다.

입력트래픽이 (a, M, C) 로 특성지워지고 허용할 수 있는 종단간 최대 지연이 Δ 이며 경로의 길이가 K 인 실시간 연결이 있다고 가정하자. 이때 이 연결에 대한 HRSQ의 서비스간격이

$$I = \min \left\{ \frac{\Delta + n_0}{A(0, n_0) + K}, a \right\} \quad (22)$$

와 같이 결정되면 종단간 최대지연조건이 만족된다. (22)에서 최소값함수의 두번째항은 아무리 지연조건이 완만해져도 서비스간격 I 가 토큰발생주기보다 커질 수는 없음을 보여준다. 다시말해서 RSIP서버의 수율이 입력트래픽의 평균셀율보다 커야 한다는 사실을 나타내는 것이다.

위의 서비스간격 결정방법은 다음과 같이 증명할 수 있다. 우선 $(\Delta + n_0)/(A(0, n_0) + K) \leq a$ 인 경우에는

$$I = \frac{\Delta + n_0}{A(0, n_0) + K} \quad (23)$$

이다. 정리 1에서 종단간 지연

$$d = (A(0, n_0) - \lfloor \frac{n_0}{I} \rfloor + K - 1)I \quad (24)$$

의 관계를 얻을 수 있다. 그러나 $\lfloor n_0/I \rfloor > n_0/I - 1$ 이므로 $A(0, n_0) - \lfloor n_0/I \rfloor + K - 1 < A(0, n_0) + K - n_0/I$ 이다. 그러므로

$$d < (A(0, n_0) + K)I - n_0 = \Delta \quad (25)$$

이다. 이때 마지막 등호는 (23)으로부터 얻어진다. 다음으로 $(\Delta + n_0)/(A(0, n_0) + K) > a$ 인 경우에, $I = a$ 이다. 더 작은 서비스간격은 더 큰 대역폭을 의미하기 때문에 $I = a$ 일 때의 최대지연이 $I = (\Delta + n_0)/(A(0, n_0) + K)$ 일 때의 지연보다 작다. 그러므로 (22)과 같이 서비스간격을 정하면 두가지 경우 모두 최대지연조건을 만족시킨다.

이번에는 HRSQ의 서비스간격을 이상과 같이 결정함으로써 대역폭을 얼마나 효율적으로 사용할 수 있는지를 살펴보자. 효율성을 보이기 위해 먼저 평균셀율대할당대역의 비, 평균대역사용효율 U_{ave} 를

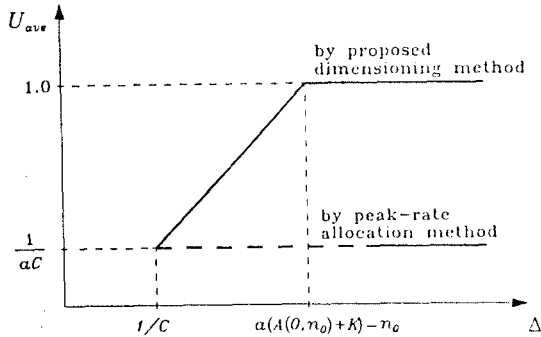


그림 4. 최대지연조건을 함수로 한 평균대역사용효율.

$$U_{ave} = \frac{I}{a} \tag{20}$$

과 같이 정의하고 그 값을 구하도록 하겠다.

만일 서비스간격 I 를 최대셀율을 기반으로 하여 결정하면 평균대역사용효율은 매우 낮게 된다. 그러므로 입력트래픽의 최대셀율 이외의 다른 특성과 지연조건을 고려하여 적절한 서비스간격을 구하는 이상의 방법은 중요한 의미를 가진다. (22)에 따르면, 서비스간격은 지연한계 Δ 에 따라 a 까지 선형적으로 증가한다. $\Delta \geq a(A(0, n_0) + K) - n_0$ 인 경우에는 서비스간격이 a 로 고정되고 평균대역사용효율은 1에 머무르게 된다. 다시말해서, 지연조건이 충분히 큰 경우에는 대역폭을 낭비없이 사용할 수 있음을 알 수 있다. 그림 4는 최대지연조건을 함수로 평균대역사용효율을 보여주고 있다. 그림에 최대셀율을 기준으로 서비스간격을 구한 경우의 평균대역사용효율도 함께 보였다(점선). 이 그림에서 제안한 서비스간격결정방법이 지연조건이 느슨한 경우에 대역폭을 보다 효율적으로 사용할 수 있음을 알 수 있다.

5. 결 론

본 논문에서는 실시간 서비스를 제공하기 위한 새로운 큐서비스방식으로 이미 제안한 바 있는 잔여서비스간격우선순위(RSIP) 방식에 기초한 ATM망에서 세션별 종단간 최대지연을 분석하였다. RSIP방식은 잔여서비스간격을 이용하여 동적인 방법으로 우선순위를 할당한다. 입력트래픽을 리키버킷모델 파라미터(a, M, C)로 규정한 후, 최악의 경우에 대해 세션별로 종단간 지연을 분

석하였고, 이를 최적의 서비스간격 결정에 응용하였다.

RSIP 큐서비스방식은 최대지연을 효과적으로 제한할 수 있으며 비작업보존성질로 인해 좋은 지연변이특성을 가진다. RSIP방식은 프레임방식과 비슷한 장점을 가지면서도 프레임방식의 단점인 최대지연, 프레임크기 등의 연관현상을 완화시켰다. 즉 다양한 특성과 성능요구 사항을 가지는 모든 연결에 대해서 하나의 프레임을 가지는 대신에 각 연결에 고유한 서비스간격을 할당하여 다른 연결에 상관없이 유연하게 대역폭 및 최대지연을 할당할 수 있다.

RSIP방식은 고유의 서비스간격에 따라 고정된 셀율을 제공하므로 셀율의 변동이 있는 VBR서비스를 수용할 경우, 망의 첫번째 노드가 이를 평활화하여 그 다음 노드들에게는 최대 두개의 셀만이 균집으로 도착할 수 있게 된다. 따라서 첫번째 노드에서는 트래픽의 특성에 따라 결정되는 평활화지연이 생기고, 나머지 노드에서는 최대 두배의 서비스간격만큼의 지연이 생길 수 있다. 각 노드에서의 지연이 독립적이라면 종단간 지연한계는 두배의 서비스간격과 노드수의 곱에 평활화지연을 더한 값이 될 것이다. 그러나 실제로 각 노드간의 지연은 상관관계가 있다는 것에 착안하여, 본 논문에서는 첫번째 이후 노드에서의 지연한계를 반으로 줄일 수 있음을 보였다. 이 결과를 서비스간격을 결정하는 데에 응용하면 망의 자원을 더욱 효율적으로 사용할 수 있게 된다.

앞으로는 제안한 RSIP방식이 덜 엄격한 지연조건을 가지는 연실시간서비스(soft-real-time service)를 지원할 수 있도록 확장하여 대역사용효율을 더욱 개선하도록 할 예정이다.

참고문헌

1. L. Zhang, "VirtualClock : A new traffic control algorithm for packet switching networks," in *Proc. SIGCOMM*, pp.19-29, 1990.
2. A. K. Parekh, and R. G. Gallager, "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks : The single-node case," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 1, no. 3, Jun. 1993.
3. H. Zhang, and D. Ferrari, "Rate-controlled static-priority queueing," in *Proc. INFOCOM*,

- pp.227-236, 1993.
4. S. J. Golestani, "Congestion-free transmission of real-time traffic in packet networks," in *Proc. INFOCOM*, pp.527-536, 1990.
 5. S. J. Golestani, "Duration-limited statistical multiplexing of delay-sensitive traffic in packet networks," in *Proc. INFOCOM*, pp.323-332, 1991.
 6. C. R. Kalmanek, and H. Kanakia, "Rate controlled servers for very high-speed networks," in *Proc. GLOBECOM*, pp.12-20, 1990.
 7. H. Zhang, and S. Keshav, "Comparison of rate-based service disciplines," in *Proc. SIGCOMM*, pp.113-121, 1991.
 8. J. W. Lee, and B. G. Lee, "New queueing strategies employing service interval-based priority for real-time communications in ATM networks," *Annals of Telecommunications*, vol. 50, no. 7-8, 1995.
 9. C. L. Liu, and J. W. Layland, "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment," *Journal of the ACM*, vol. 20, no. 1, pp.46-61, 1973.



李 峻 蕙(Jun Won Lee) 정희원

1967년 4월 16일생

1989년 2월 : 서울대학교 전자공학과(학사)

1991년 2월 : 서울대학교 전자공학과(석사)

1991년 3월~현재 : 서울대학교 전자공학과 박사과정

※주관심 분야 : 광대역종합정보통신망, 트래픽제어, 체증 제어, 실시간 멀티미디어 서비스, ATM큐서비스 방식 등.

李 秉 基(Byeong Gi Lee)

정희원

한국통신학회 논문지 제20권 제8호(1995년 8월)참조