

실시간 멀티미디어 서비스를 위한 연결별 사전동기 큐서비스 방식

正會員 金 德 年*, 李 秉 基**

Per-Session Pre-Synchronized(PSPS) Cell Scheduling Discipline for Real-time Multimedia Services

Deog-Nyoun Kim*, Byeong-Gi Lee** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 연결별 사전동기 프레임을 기반으로 하여 지연과 지터를 보장하는 새로운 큐서비스 방식을 제안한다. 제안 서비스 방식은 각 노드에서 카운터를 사용하여 연결의 프레임을 독립적으로 정의한 다음, 셀들을 해당 프레임에 실어 전송함으로써 종단간 지연과 지터에 대한 한계를 제공한다. 연결별 프레임을 통해 효과적으로 지터를 조절하기 위해서는 이웃하는 노드들 사이에 프레임의 경계를 일치시키는 과정이 필요한데, 이것은 연결수락시에 프레임 카운터의 동작을 노드 사이의 전송지연을 정확하게 반영하여 연동시킴으로써 가능해진다. 제안 서비스 방식은 연결마다 별도의 프레임을 사용하므로 기존 프레임 기법의 결합문제를 극복하여 대역사용효율을 높일 수 있다. 더우기 지연한계를 프레임 크기로부터 분리시킬 수 있어 동일 대역폭에 대해 다양한 지연한계를 제공할 수 있다. 이러한 특성으로 인하여 제안 서비스 방식은 이질적인 트래픽 특성을 가지면서 수율, 종단간 지연과 지터 등에 대해 다양한 서비스품질 요구사항을 가지는 실시간 멀티미디어 서비스를 지원하는데 효과적으로 사용될 수 있다.

ABSTRACT

In this paper, we present a new scheduling algorithm that can provide a guaranteed delay and delay jitter by employing per-session pre-synchronized(PSPS) frames. The algorithm defines frames on per-session basis by putting a counter at each node and transports cells using the frame, and therefore it can bound end-to-end delay and delay jitter. In order to control delay jitter efficiently by the per-session frames, it is necessary to align the frame boundaries of the neighboring nodes, which can be done by synchronizing the operation of counters in each node re-

*대우전자 전략기술제1연구소

**서울대학교 전기공학부

論文番號:96318-1005

接受日字:1996年 10月 5日

fecting the propagation delay between the corresponding node pair at call setup stage. Since the proposed algorithm employs per-session frames, it can overcome the coupling problem which is inherent to the framing strategy and thus can fully utilize the bandwidth. Moreover, it can help decouple the delay bound from the frame size, thus enabling to allocate the various delay bounds for a bandwidth. The proposed algorithm can be effectively employed in providing the real-time multimedia services with diverse traffic characteristics, requiring strict service requirements in terms of throughput, end-to-end delay and delay jitter, etc.

I. 서 론

서비스의 품질을 사용자가 요구한 수준으로 유지하면서 망의 자원을 효율적으로 사용하기 위한 트래픽 제어방법으로서, 도착하는 셀을 큐에 저장, 관리하는 방법과 저장되어 있는 셀의 전송순서를 결정하는 방법을 통칭하여 큐서비스 방식이라 한다. 최근들어 고속 패킷망에서 실시간 멀티미디어 서비스를 제공하기 위한 큐서비스 방식에 관한 연구가 많이 발표되고 있는데, 이들은 크게 작업보존방식(work-conserving)^{1), 2), 3)}과 비작업보존방식(non-work-conserving)^{4), 5), 6), 7)}으로 나눌 수 있다. 기존의 데이터망에서는 작업보존방식이 대역을 효율적으로 사용한다는 측면에서 주로 사용되어 왔으나 실시간 멀티미디어 서비스의 비중이 큰 ATM 망에서는 지연과 지터를 제한함으로써 상대적으로 좋은 서비스품질을 제공할 수 있는 비작업보존방식들이 주목을 받기 시작했다.

기존 비작업보존방식들은 지터를 조절하는 방법에 따라 크게 두가지로 구분된다. 하나는 패킷 헤더의 한 구간을 사용하여 스케줄링에 관련된 정보를 다음 노드에게 전달해 줌으로써 지터를 조절하는 방식이고^{4), 5)}, 다른 하나는 프레임 기법을 도입하여 셀을 프레임 단위로 전송 및 교환함으로써 지터를 조절하는 방식이다^{6), 7)}. ATM 셀 헤더에는 스케줄링 관련 정보를 실어 나를 여분의 구간이 없기 때문에 첫번째 방식은 ATM 망에 적용시킬 수가 없다. 두번째 방법은 프레임 기법 채택에 수반되는 고유 문제인 지연한계와 대역폭 할당 단위 사이의 결합(coupling) 특성으로 인하여 대역 사용효율이 저하되는 문제가 발생한다. 계층화된 프레임 구조를 사용하면 문제를 어느 정도 완화시킬 수 있지만 여전히 해결이 어려운 문제이다.

본 논문에서는 이와같은 문제점을 해결하기 위하여 연결별 사전동기 큐서비스 방식을 제안하고자 한다. 제안 방식은 연결마다 별도의 프레임용 정의해 사용함으로써 종래 프레임 기법 고유의 단점을 극복하고, 연결수락시 이웃하는 노드들간에 각 프레임의 경계를 서로 맞추어 줌으로써 스케줄링 관련 정보를 자체적으로 알아 낼 수 있도록 해준다. 따라서 스케줄링 관련 정보 전송의 오버헤드가 없으며, ATM 망에 효과적으로 적용할 수 있게 된다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2절에서는 제안 큐서비스 방식의 구조와 동작을 설명하고, 3절에서는 이를 일반적인 경우들에 대해 확장한다. 4절에서는 연결수락시의 카운터 연동방법에 대하여 살펴본다. 5절에서는 제안 서비스 방식의 장단점을 검토한다.

II. 연결별 사전동기 큐서비스 방식

그림 1은 제안 서비스 방식의 개념적인 구조를 도시한 것이다. 제안 서비스 방식은 연결별 프레임용 이용한 일련의 지터 조절기들과 동적우선순위 방식 중에서 최적으로 알려진 EDD(earliest-due-date) 스케줄러⁸⁾로 구성된다.¹⁾ 셀이 도착하면 먼저 해당 연결의 지터 조절기로 보내 그 셀의 가상도착시간까지 임시로 저장한다. 가상도착시간은 지터조절을 위해 그 셀에 부여한 시간이다. 가상도착시간이 되는 순간, 지터 조절기에서 대기중이던 셀을 마감시간 정보와 함께 스케줄러로 옮긴다. EDD 스케줄러에서는 셀들의 마감시간을 일일히 비교해서 마감시간에 가장 근접해 있는 셀을 선택하여 서비스한다.

연결 단위로 프레임용을 사용하여 지터조절을 하기 때문에 셀의 가상도착시간은 그 셀이 속한 프레임이

1) 비작업보존 큐서비스 방식은 기능적으로 트래픽 조절기와 스케줄러로 나눌 수 있다.⁹⁾

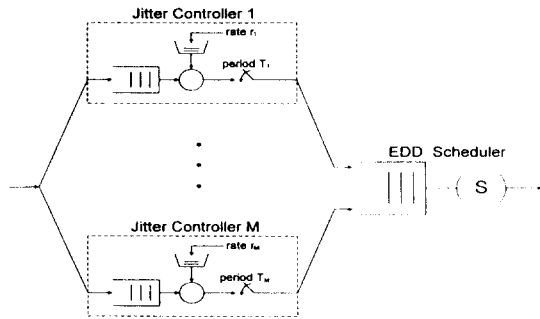


그림 1. 제안 큐서비스 방식의 개념적인 구조
Fig. 1 Conceptual structure of the proposed service discipline

끝나는 시점이 된다. 따라서 지터 조절기의 기능은 출구단에 스위치가 달려있는 리키버킷(leaky bucket)으로 모델링할 수 있다. 토큰(token)은 r_j (cells/slot)의 속도로 생성되고, 토큰풀(token pool)의 크기는 $r_j T_j$ (cells)이다. 들어오는 셀은 토큰이 있더라도 출구단의 스위치가 닫히지 않으면 나갈 수 없다. 스위치는 시간간격 T_j (slot)을 주기로 닫히는데, 이웃 노드에 있는 스위치와 서로 연동되어 있다.

제안 서비스 방식을 통해서 실시간 연결들에게 중단간 지연 및 지터의 한계를 제공하기 위해서는 사용자망 접면(UNI)과 경로상의 노드들이 협력하는 것이 필요하다. UNI에서는 각 트래픽 소스로부터 망으로 들어가는 셀의 수를 해당 프레임의 시간간격 단위로 제한함으로써 셀율지터를 조절한다. 경로상의 노드들은 셀을 조절된 트래픽에 대해 지연지터를 조절함으로써 셀들이 노드를 통과할 때마다 동일한 지연을 겪도록 한다.

연결 j 가 UNI U_j 와 노드 $1, 2, \dots, N$ 을 거쳐 목적지에 도달한다고 가정하자. U_j 를 그 연결의 노드 0으로 간주하여 소스 노드라고 부르도록 하고, 그 마지막 노드 N 을 목적지 노드라고 부르도록 한다. 소스노드에 대해서는 연결 j 에 있는 셀 k 의 가상도착시간 $v_{0,j}^k$ 을 다음과 같이 정의한다.²⁾

$$\begin{cases} v_{0,j}^k = 0 & , k=0 \\ v_{0,j}^k = \max\{v_{0,j}^{k-1} + T_j, T_j \lceil \frac{t_{0,j}^k}{T_j} \rceil\} & , k \geq 1. \end{cases} \quad (1)$$

단, $t_{0,j}^k$ 은 연결 j 의 k 번째 셀이 소스 노드에 실제로 도착한 시간을 나타내고, T_j 는 연결 j 의 프레임 크기를 시간길이로 나타낸 것이고, $\lceil x \rceil$ 는 x 보다 같거나 큰 최소의 정수를 나타낸다. 가상도착시간은 보통 셀이 도착할 당시의 프레임이 끝나는 시간으로 정의되지만, 한 프레임 동안에 여러 개의 셀이 도착하게 되면 프레임 크기만큼 차례대로 늦춰진다. 이것은 망내에서 연결이 요구하는 서비스품질을 용이하게 제공하기 위해서 미리 트래픽을 평활화하는 과정에서 발생하는 것으로서, 모든 연결의 소스 노드에서 이와 같은 셀율지터 조절 기능을 수행한다. 가상도착시간이 $v_{0,j}^k$ 인 셀 k 의 마감시간이 $v_{0,j}^k + T_j$ 이므로 EDD 스케줄러에서는 시간 $v_{0,j}^k$ 과 $v_{0,j}^k + T_j$ 사이에 셀을 서비스하여 다음 노드로 전송한다.

소스 노드이후의 노드에서는 이웃하는 셀들간의 관계에 상관없이 이전 노드와의 상호작용을 통해서 가상도착시간을 정의한다. 즉, 마치 셀이 이전 노드에서 허용가능한 최대지연(여기서는 프레임의 크기)을 겪은 것처럼 가상도착시간을 정의하는 것이다. 소스 노드이후의 노드에 대하여 연결 j 에 있는 셀 k 의 가상도착시간 $v_{i,j}^k, i=1, 2, \dots, N$ 은 다음과 같이 정의된다.

$$v_{i,j}^k = v_{i-1,j}^k + T_j + \tau_i + \theta_i \quad (2)$$

단, τ_i 는 노드 $(i-1)$ 와 노드 i 사이의 전송지연을 나타내고, θ_i 는 노드 $(i-1)$ 에서 보낸 셀이 노드 i 에 도착했을 때 슬롯의 경계 불일치로 인해 겪게 되는 지연을 나타낸다. 이 식은 노드 i 에 도착하는 셀 k 의 가상도착시간이 그 셀의 이전 노드에서의 가상도착시간에 의해서 결정됨을 나타내고, 따라서 노드 $(i-1)$ 이 셀 k 의 가상도착시간 정보를 노드 i 에게 알려줘야 함을 의미한다. 기존의 방법에서는 셀 헤더에 이 정보를 실어서 전달하였다. 그러나, 제안 알고리즘에서는 이러한 정보를 매 셀마다 보낼 필요없이 셀이 노드에 도착하는 순간 자체적으로 알아낼 수 있도록 한다. 즉 연결 j 에 대하여 $v_{i-1,j}^k + T_j + \tau_i = t_{i,j}^k + C_{i,j}(t_{i,j}^k)$ 의 관계가 성립하도록 카운터 $C_{i,j}$ 를 동작시켜서 셀이 도착하는 순간의 프레임 카운터를 읽어내어 그 셀의 가상도착시간을 바로 계산할 수 있도록 하는 것이다.

2) 소스 노드에서 연결 j 의 프레임이 시간 0부터 시작하는 것으로 가정한다.

이렇게 하면 연결당 하나의 카운터를 사용해서 해당 연결의 모든 셀에 대한 가상도착시간을 알 수 있게 되므로 효과적으로 지터를 조절하게 된다.

각 노드에는 연결별 프레임을 위한 카운터가 하나씩 있으며, 카운터는 슬롯 단위로 카운트해서 개별 프레임을 정의한다. 매 슬롯마다 카운터는 값을 1씩 감소시키고, 카운터가 0이 되는 순간 다시 프레임의 크기값으로 초기화시킨다. 프레임 카운터는 연결수락시에 이웃하는 노드들간의 전송지연을 정확하게 반영하여 연동시킨다. 즉, 노드 $i-1$ 에서 프레임 카운터 값이 c 일때 출발한 셀이 노드 i 에 도착하면 순간, 노드 i 의 프레임 카운터도 c 가 되어 있도록 연동시킨다. 이것은 프레임 카운터에 관한 정보를 이웃하는 노드로 보내주어 프레임 카운터의 동작을 동기시킴으로써 가능하게 된다. 그림 2는 $T_j = 10$ 인 경우에 대해 노드들간의 정렬된 프레임을 통해서 셀이 망을 통과해 나가는 과정을 예시한 것이다.

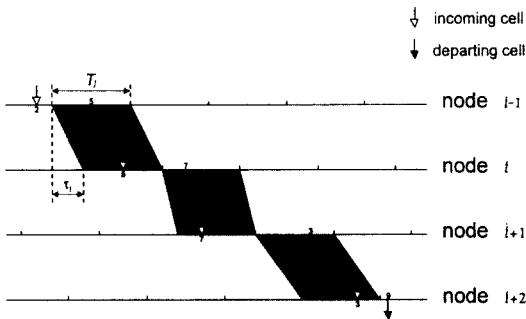


그림 2. 기본 알고리즘의 동작
Fig. 2 Illustration of cell propagation according to the basic scheme.

III. 연결별 사전동기 서비스 방식의 확장

앞의 기본 알고리즘에서는 각 노드에서 지연한계가 바로 프레임 크기로 주어진다($\bar{d}_{i,j} = T_j, i = 0, 1, \dots, N$). 이것은 대역폭과 지연한계를 결합시키는 것이 되므로 비효율적인 방법이다. 이러한 문제는 지연한계

의 할당을 대역폭 할당과 분리시킴으로써 개선할 수 있다. 즉, 대역폭 $r_j (= 1/T_j)$ 이 주어졌을때 지연한계 $\bar{d}_{i,j}$ 를 T_j 와 관계없이 자유롭게 할당하게 되면 망의 자원을 보다 효율적으로 사용할 수 있는 것이다. 지연한계와 대역폭의 분리에 의해 수반되는 연결수락시의 스케줄가능 검사(schedulability test)는 [10]의 관계식을 사용하면 된다. 제안 알고리즘을 다음의 두가지 경우에서와 같이 수정하면 지연한계를 대역폭으로부터 분리시킬 수 있다.

가. $\bar{d}_{i,j} < T_j$ 인 경우

요구 대역폭에 비해 지연한계가 작은 경우에는 각 노드에서의 지연한계를 프레임 크기보다 작게 설정함으로써 지원할 수 있다.³⁾ 이때 가상도착시간이 $v_{i,j}^*$ 인 셀 k 의 마감시간은 $v_{i,j}^* + \bar{d}_{i,j}$ 가 된다. 이와 같은 마감시간의 변화를 반영하기 위해서는 식 (2)에서 T_j 대신에 $\bar{d}_{i-1,j}$ 를 사용하여 가상도착시간 $v_{i,j}^*, i = 1, 2, \dots, N$ 을 정의해야 하며, 따라서 프레임 카운터를 연동시키는 과정을 수정해야 한다. 즉, 노드 $(i-1)$ 에서 프레임 카운터 값이 c 일때 출발한 셀이 그 다음 노드에 도착하는 순간, 그 노드의 프레임 카운터 값이 $c - (T_j - \bar{d}_{i-1,j})$ 가 되도록 동작을 시켜야 한다. 이렇게 하면 앞의 기본 알고리즘과 마찬가지로 셀이 도착하는 순간에 프레임 카운터의 값을 읽음으로써 지터 조절기에서 어느 정도 지연을 시켜야 하는지를 알 수 있게 된다. 셀

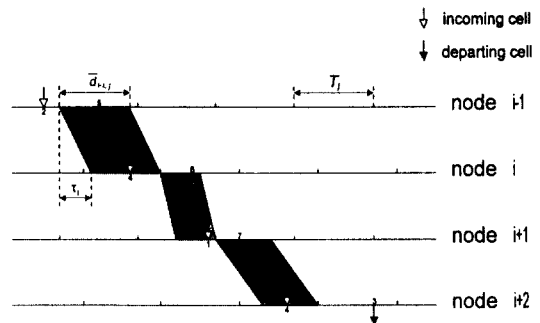


그림 3. 확장 알고리즘의 동작(지연한계가 작은 경우)
Fig. 3 Illustration of cell propagation according to the extended scheme (when delay bound is small)

3) 지연한계를 작게 설정하는 것이 반드시 추가의 대역을 필요로 하는 것은 아니다. 마감시간기반 우선순위를 사용하면 같은 대역폭을 사용하면서 더 작은 지연한계를 제공할 수 있다.^[10]

은 여전히 시간간격 T_j 단위로 서비스되기 때문에 사용되는 대역폭은 기본 알고리즘과 동일하다. 그림 3은 $T_j=10$ 이고 $\bar{d}_{i-1,j}=9, 5, 7$ 인 경우에 대해 셀이 노드들간의 정렬된 프레임을 통해서 망을 통과해 나가는 과정을 예시한 것이다.

나. $\bar{d}_{i,j}=nT_j$ 인 경우(n 은 1보다 큰 정수)

요구 대역폭에 비해 지연한계가 큰 경우에는 프레임 크기를 크게 하고, 한 프레임 안에 여러 개의 셀을 서비스함으로써 지원할 수 있다. 이 경우 대역폭은 똑같이 사용하면서 종단간 지연만 늘어나게 된다. 한 프레임 $T_j (=nT_j)$ 동안 최대 $q_j (=n)$ 개의 셀을 서비스하려면 소스 노드에서의 가상도착시간 계산식이 기본 알고리즘 경우와 달라지게 된다. 프레임당 q_j 개의 셀을 서비스하는 경우, 소스 노드에서의 가상도착시간은 식 (1)에서 $v_{0,j}^{k-1}$ 대신에 $v_{0,j}^{k-q_j}$ 를 사용함으로써 계산할 수 있다. 소스 이외의 노드에서는 기본 알고리즘의 경우와 동일하게 가상도착시간을 정의하면 된다. 그림 4는 $T_j=20, q_j=2$ 인 경우에 대해 한 프레임 안에서 여러 개의 셀들이 노드들간의 정렬된 프레임을 통해서 망을 통과해 나가는 과정을 예시한 것이다.

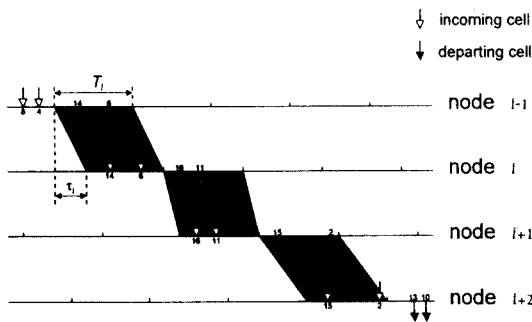


그림 4. 확장 알고리즘의 동작(지연한계가 큰 경우)
Fig. 4 Illustration of cell propagation according to the extended scheme (when delay bound is large)

“가”와 “나”의 방식을 결합하게 되면 가장 일반적인 확장 알고리즘을 얻을 수 있다. 요구 대역폭에 비해 지연한계가 작거나, 반대로 매우 큰 경우는 물론, 그 밖의 경우까지도 지원할 수 있게 된다($0 < \bar{d}_{i,j} < \infty$). 즉 한 프레임 안에 여러 개의 셀을 서비스하되, 각 노드에서의 지연한계를 프레임 크기보다 작은 범위내에서 임의로 설정하게 하면 대역폭에 관계없이 다양한 지연 요구사항을 만족시켜 줄 수 있다. 확장 알고리즘에서는 연결 j 의 셀 k 에 대한 가상도착시간을 다음과 같이 정의한다.

• 소스 노드($i=0$)

$$v_{0,j}^k = \begin{cases} 0 & , k \leq 0 \\ \max \{ v_{0,j}^{k-q_j} + T_j, T_j \lceil \frac{k}{T_j} \rceil \} & , k \geq 1. \end{cases} \quad (3a)$$

• 그 밖의 노드($i=1, 2, \dots, N$)

$$v_{i,j}^k = v_{i-1,j}^k + \bar{d}_{i-1,j} + \tau_i + \theta_i. \quad (3b)$$

확장 알고리즘에서는 연결이 요구한 대역폭과 종단간 지연한계를 고려하여 $T_j, q_j, \bar{d}_{i,j}$ 등의 값을 조절함으로써 다양한 종단간 지연한계를 제공하게 된다. 이러한 특성은 실시간 멀티미디어 서비스에 아주 유용한 것으로 특히, 망내에서의 매체간 동기화를 용이하게 해 준다. 망에서 지터조절과 함께 다양한 지연한계를 제공해 주면 단말기에서는 작은 양의 버퍼만으로 매체간 동기화를 이룰 수 있게 되어 동기화에 대한 부담을 크게 덜 수 있다. 물론 큰 대역폭에 대해 큰 지연한계를 제공하려면 망내에서 필요로 하는 버퍼량이 증가하겠지만, 단말기 경우와는 달리 망내의 자원은 망내의 모든 연결들이 공유할 수 있는 것이므로, 전체적으로 보면 비용을 크게 절감하는 효과를 가져오게 된다.⁴⁾ 제안 서비스 방식에서는 이처럼 지연한

4) 각 매체의 실시간 정보가 서로 다른 연결을 통하여 목적지에 도달하고 모든 연결들이 같은 흡수 N 을 거친다고 가정할때, 매체간 동기를 위해 단말기와 망내에서 필요로 하는 버퍼량은 각각 $\sum_{j \in \Omega} N(r_j/\hat{r} - 1), \sum_{j \in \Omega} N r_j/\hat{r}$ 이다. 단, r_j 은 동기화를 요구하는 연결들의 집합 Ω 에 속하는 연결 j 의 대역폭을 나타내고, \hat{r} 은 동기의 기준이 되는 연결의 대역폭을 나타낸다. 따라서 각 연결의 대역폭이 기준 대역폭에 비해 매우 크다면 필요한 버퍼량의 차이는 거의 없음을 알 수 있다.

계 할당을 대역폭 할당으로부터 분리시킴으로써 망의 자원을 효율적으로 사용할 수 있고, 따라서 실시간 멀티미디어 서비스에 효과적으로 사용될 수 있다.

IV. 프레임 카운터의 연동

경로상의 한 노드로부터 다음 노드에게로 셀의 가상 도착시간에 관한 정보를 전달하기 위해서는 이웃하는 두 노드 사이의 프레임 경계를 일치시켜야 한다. 프레임을 정렬하는 과정은 연결의 목적지에서 연결 설정요구가 받아들여진 후, 설정된 경로를 거슬러가면서 이루어지게 된다.⁵⁾ 목적지 노드에서는 해당 연결의 프레임 카운터를 동작시킨 후 프레임 카운터의 값을 이전 노드에게로 보낸다. 이전 노드에서는 이 정보를 받아서 그 노드에 할당된 지연한계와 다음 노드와의 전송지연 등과의 관계를 정확하게 반영하여 자신의 프레임 카운터를 초기화시킨다. 이러한 과정은 소스 노드에 도달할때까지 계속된다.

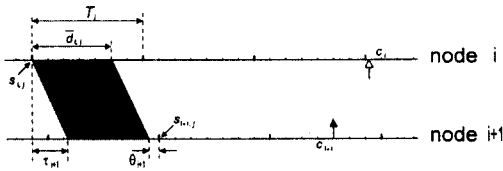


그림 5. 프레임 카운터의 동기화 과정
Fig. 5 Frame counter synchronization procedure

노드 i 에서 연결 j 의 프레임 시작 시간을 $s_{i,j}$, 노드 $(i+1)$ 에서 연결 j 의 프레임 시작 시간을 $s_{i+1,j}$ 라 하면 다음의 관계가 성립한다(그림 5).

$$s_{i+1,j} = s_{i,j} + \bar{d}_{i,j} + \tau_{i+1} + \theta_{i+1}. \quad (4)$$

노드 $(i+1)$ 에서 프레임 카운터가 c_{i+1} 일때 셀을 전송하면 그 셀은 시간 $s_{i+1,j} - c_{i+1} + 1 + \tau_{i+1} + KT_j$ (단, K 는 정수)에 노드 i 에 도달하게 된다. 위의 관계식으로 부터 셀의 도착시간은 노드 i 의 프레임 경계로부터 $\bar{d}_{i,j} + 2\tau_{i+1} + \theta_{i+1} - c_{i+1} + 1$ 의 시간이 경과한

시점이라는 것을 알 수 있다. 따라서, 노드 i 와 노드 $(i+1)$ 의 프레임 경계를 일치시키기 위해서는 노드 i 에서 셀 도착 이후의 첫 슬롯에서 프레임 카운터를 c_i 로 초기화해야 한다. c_i 의 값은 다음과 같이 계산된다.

$$c_i = c_{i+1} - 1 - \bar{d}_{i,j} - [2\tau_{i+1} + \theta_{i+1}] \pmod{T_j}. \quad (5)$$

이와 같은 방식으로 초기화되고 난 다음부터는 매 슬롯마다 1씩 감소하다가 0이 되는 순간 다시 T_j 로 초기화된다.

연결수락시에 연결의 프레임 카운터들을 동기화시키고 난 이후, 각 노드의 카운터는 그 연결이 해제될 때까지 이웃 노드와 아무런 정보교환없이 독립적으로 동작하게 된다. 카운터는 출력 링크를 통해 실제로 전송되는 셀의 수에 기반하여 카운터를 하기 때문에 물리계층에서 발생할 수 있는 지터 또는 윈더에 의해 직접적으로 영향을 받지 않는다. 더구나 이와같은 물리계층에서의 타이밍 에러는 그 지속시간이 프레임의 크기에 비해 매우 짧기 때문에 거의 무시할 수 있다.

V. 검토 및 결론

프레임 기법을 사용하면 구현이 용이하다는 장점을 가지는 반면, 대역폭 할당단위와 지연한계 사이의 결합 특성으로 인하여 대역사용효율이 크게 저하되는 문제가 발생한다. 제안 알고리즘에서는 망 내에서 공통적으로 정의되는 프레임을 사용하지 않고, 연결단위로 요구하는 특성에 따라 프레임을 정의하여 사용함으로써 이와 같은 문제를 극복하고 있다.

결합문제를 해결할 수 있는 또 하나의 방법으로 최근에 유사동시성 셀교환(Pseudo-Isochronous Cell Switching) 알고리즘^[11]이 발표되었는데, 여기에서는 상위 준위와 하위 준위의 두 단계 프레임 구조를 사용해서 대역폭 할당에서는 상위 준위의 프레임을, 그리고 지연한계 할당에는 하위 준위의 프레임을 사용해서 두 특성간의 결합을 최소화시킨다. 이 알고리즘은 하위 준위의 프레임을 기본단위로 해서 스케줄하기 때문에 제안 알고리즘보다 구현이 간단하고, 스케줄가능 검

5) 연결수락제어과정에서 카운터 동기화에 소요되는 추가의 처리지연을 최소화하기 위해 경로를 거슬러 가면서 동기화시킨다.

사가 용이하다는 장점을 가진다. 그러나, 각 노드에서 할당하는 프레임이 망 내의 다른 노드에서 할당하는 프레임과 서로 밀접한 관련이 있어서 대역폭을 효율적으로 사용하지 못하고, 지연한계를 할당하는데 있어서도 유연성을 갖지 못한다. 특히 큰 대역폭을 요구하는 연결들에 대해서 불통(blocking) 확률이 높아서 망의 효율을 떨어뜨리게 된다. 이에 반해 제안 알고리즘에서는 각 연결의 프레임을 독립적으로 정의하고, 마감시간기반 우선순위를 채택함으로써 수율을 최대한으로 높일 수 있어⁶⁾ 망의 여유 자원이 있는 한, 항상 새로운 연결을 받아들일 수 있게 된다. 또한 노드 사이에서 프레임 경계를 일치시킴으로써 각 노드에서 필요로 하는 버퍼량을 줄일 수 있게 된다.

제안 알고리즘의 구현시에는 Stop-and-Go 알고리즘의 경우와 마찬가지로 프레임 종류별로 두 개의 FIFO 큐를 두고, 프레임 단위로 두 FIFO를 번갈아가면서 서비스하도록 구현하면 된다. 프레임의 종류가 많고 마감시간을 기반으로 한 동적우선순위를 사용하기 때문에 서비스할 셀을 선택하기 위한 스케줄러의 구성이 Stop-and-Go 알고리즘보다 복잡하다. 그러나, 프레임 카운터 값에서 프레임 크기와 지연한계의 차이를 빼준 값이 바로 큐에 있는 셀의 마감시간이 되므로 서비스할 셀을 선택하기 위해서는 이들을 비교하여 가장 작은 값을 가지는 큐를 찾아내면 된다.⁶⁾ 한 슬롯 안에 모든 연결의 마감시간을 비교하는 비교기는 분산해결(distributed resolution) 방식¹²⁾을 사용하거나 또는 단위비교기를 다단계로 연결하여 구현할 수 있다.

본 논문에서 제안된 연결별 사전동기 서비스 방식은 연결이 요구한 서비스품질에 의거하여 관련 파라미터들의 값을 결정하여 연결수락시 프레임 카운터 연동과정에 정확하게 반영한 다음, 셀 전송 시에는 프레임 단위로 스케줄함으로써 별다른 오버헤드 없이 지터를 조절하게 된다. 또한 동일 대역폭에 대해 다양한 지연한계를 제공하므로 실시간 멀티미디어 서비스에 아주 효과적이다.

그러나, 제안 서비스 방식은 연결수락시에 연동시킨 카운터의 동작에 전적으로 의존하고 있으므로 기본

적으로 전송지연이 고정되어 있는 동기망에서만 사용할 수 있다는 것이 단점으로 지적된다. 하지만 실제 ATM 망의 경우는 동기식 전송망(SONET/SDH)의 토대 위에 구축되게 될 것이므로 제안 서비스 방식을 사용하는 것이 가능하게 된다.

참 고 문 헌

1. L. Zhang, "Virtualclock: A new traffic control algorithm for packet switching," in *Proc. SIGCOMM*, pp. 19-29, August 1990.
2. D. Ferrari and D. C. Verma, "A scheme for real-time channel establishment in wide-area networks," *IEEE J. Selected Areas Communications*, pp. 368-379, 1990.
3. 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, 1993.
4. D. C. Verma and H. Zhang and D. Ferrari, "Delay jitter control for real-time communication in a packet switching network," in *Proc. TriComm*, pp. 35-43, 1991.
5. H. Zhang and D. Ferrari, "Rate-controlled static priority queueing," in *Proc. INFOCOM*, 1993.
6. C. R. Kalmanek and H. Kanakia, "Rate controlled servers for very high speed networks," in *Proc. GLOBECOM*, pp. 12-20, 1990.
7. S. J. Golestani, "Congestion-free transmission of real-time traffic in packet networks," in *Proc. INFOCOM*, pp. 527-536, 1990.
8. C. L. Liu and J. W. Layland, "Scheduling algorithm for multi-programming in a hard real-time environment," *Journal of the ACM*, vol. 20, no. 1, pp. 46-61, 1973.
9. H. Zhang, *Service Disciplines For Packet-Switching Integrated-Services Networks*, Phd thesis, Depart-

6) 셀이 없는 큐가 선택되는 경우를 방지하기 위하여, 각 FIFO 큐에 셀의 존재유무를 나타내기 위한 플래그(EF)를 두고, 이를 프레임 카운터의 최상위비트로 사용한다.¹³⁾

ment of Computer Science, University of California, Berkeley, CA, 1993.

10. Q. Zheng and K. G. Shin, "On the ability of establishing real-time channels in point-to-point packet switched networks," *IEEE Trans. commun.*, vol. 42, no. 2/3/4, pp. 1096-1105, 1994.
11. C. S. Li, Y. Ofek, A. Segall and K. Sohrabyv, "Pseudo-isochronous cell switching in ATM networks," in *Proc. INFOCOM*, pp. 428-437, 1994.
12. J. S. Turner, "Resequencing cells in an ATM switch," WUCS-91-21, Jan. 1992.
13. J. W. Lee and B. G. Lee, "New queueing strategies employing service interval-based priority for real-time communications in ATM networks," *Annals of Telecommunication*, vol. 50, no. 7-8, pp. 617-623, 1995.



金 德 年(Deog-Nyoun Kim) 정희원

1970년 10월 23일생

1994년 2월: 서울대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1996년 2월: 서울대학교 전자공학과 대학원 졸업(공학석사)

1996년 2월~현재: 대우전자 전략기술제1연구소 연구원

※주관심분야: 광대역통신망, 통신망연동, 통신프로토콜



李 秉 基(Byeong Gi Lee) 정희원

1951년 5월 12일생

1974년 2월: 서울대학교 전자공학과(공학사)

1978년 2월: 경북대학교 전자공학과(공학석사)

1982년 2월: University of California, Los Angeles 대학원 전자공학과(공학사)

1974년~1979년: 해군사관학교 교관

1982년~1984년: Granger Associates, Santa Clara, CA, 연구원

1984년~1986년: AT&T Bell Laboratories, North Andover, MA, 연구원

1986년 9월~현재: 서울대학교 전기공학부 교수

※주관심분야: 디지털 신호처리, 디지털 전송, 광대역통신망, 통신 신호처리