

비연결성 서비스를 위한 ATM 네트워크에서의 스케줄링 방법

정희원 호경중*, 서승우*, 김성철*

Frame-Weighted Scheduling for Connectionless Services in ATM Networks

Ho Kyung Joong*, Seung Woo Seo*, Seong-Cheol Kim* *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 연결지향적인 ATM 네트워크에서 비연결지향적인 데이터 전송을 효율적으로 하기 위한 방법으로 Frame-Weighted(FW) 스케줄링 기법을 제시한다. 본 방법은 기존의 GPS 계열이 갖는 셀 단위에서의 스케줄링으로 인한 낮은 효율 및 높은 셀 손실을 프레임 단위에서의 스케줄링으로 극복한다. 이를 이용하면 네트워크 내의 버퍼 점유율을 낮춤으로써 프레임 지연을 단축하고 셀 손실을 최소화할 수 있어 데이터 전송에 효과적으로 쓰일 수 있다.

ABSTRACT

In this paper, we consider the problem caused when a connection-oriented ATM network supports connectionless IP traffic in a buffer usage aspect. In processing cells in conventional ATM network, GPS-related scheduling schemes are used to satisfy the fairness principle. We argue that GPS-related scheduling disciplines are good in pure ATM networks, but in supporting IP traffic these disciplines lead to inefficiency, high cell loss rate and much delay. We propose an alternative scheduling discipline in which we schedule cells with respect to IP packets and weight the priority of cells in the same IP packet until the end cell of a packet is processed. We show that this shortens the time in which IP packets stay in networks, thus can lower the usage of buffers. We demonstrate the effect of our scheduling principle through simulation.

I. 서 론

널리 쓰이고 있는 토큰 링, FDDI, 이더넷과 같은 망들은 비연결지향 방식으로서 연결 설정 과정을 거치지 않고 전송을 시작한다. 이러한 방식에서의 각 end-system에서는 연결 관리나 라우팅 수행을 하지 않기 때문에 상대적인 부담이 적다는 장점이 있다. 반면 B-ISDN의 바탕이 되는 ATM 망은 전

송을 시작하기 전에 우선 가상 채널의 설정이 되어야 하는 연결지향방식이다. 연결지향방식에서는 라우팅이 연결설정시에 결정되므로 각 셀 순서가 유지될 뿐 아니라 각 셀에 대한 라우팅 부담이 적다는 장점이 있다. 이러한 ATM의 연결지향적인 서비스를 제공받기 위해서는 각 단말장치들이 연결 설정시 필요한 파라미터의 범위 명시나 요구되는 행동 규칙들을 준수할 수 있어야 하지만 오늘날의 대부분의 사용자들은 이러한 ATM의 혜택을 받을 수

* 서울대학교 전기공학부 (sseo@snu.ac.kr)

논문번호: 99128-0330, 접수일자: 1999년 3월 3일

※ 본 연구는 2000년도 두뇌한국21사업에 의하여 지원수행되었습니다.

없는 처지이다. 따라서 ATM망과 기존의 망이 연결될 경우 데이터 전송을 위해서는 UBR 등의 서비스를 이용해야 하며 이는 비연결지향적인 트래픽의 경우 AAL5 프로토콜 프레임으로 맵핑된 후 ATM 셀로서 분할/재조립되는 과정을 거치게 된다. ITU-T는 ATM 망에서 비연결지향적 서비스를 제공하기 위해서 I.211과 I.364를 제시하였으며, 그 기본적인 형태는 그림 1과 그림 2와 같다^[1].

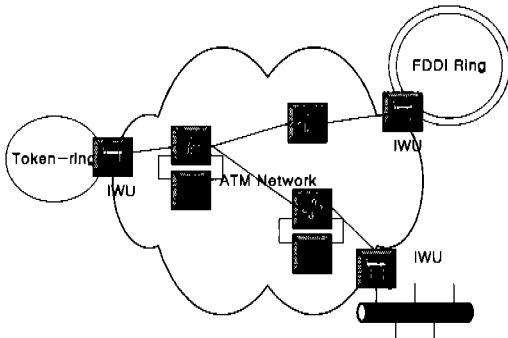


그림 1. Direct Approach

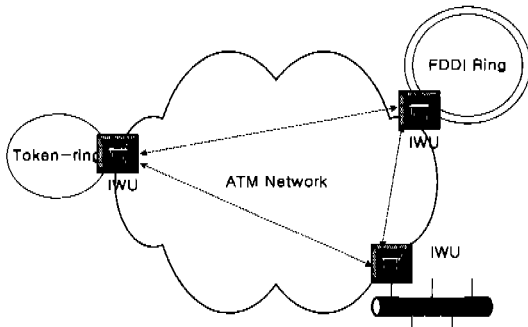


그림 2. Indirect Approach

그림 1,2 에서 보듯이 기존 망에서의 패킷은 IWU(InterWorking Unit)나 CLS(ConnectionLess Server)에서 라우팅을 위하여 AAL5 frame으로 분할/재조립을 반복하게 된다. 이때 프레임의 마지막 셀이 도착하기 전까지의 셀들은 재조립 과정에서 버퍼에 계속 저장되어야 하는 상황이 발생하며 이는 IWU나 CLS에서의 버퍼 점유율을 높게 되는 문제점이 있다.

이런 문제점을 극복하기 위한 방법으로 본 논문에서는 기존의 GPS 계열의 스케줄링에서 벗어난, 프레임 단위의 스케줄링 방식을 제안한다. 비연결지향적인 트래픽의 경우 AAL5 프로토콜을 이용해서 ATM 셀로 전송이 되는데, ATM 셀은 표 1과 같은 5바이트의 헤더로 구성이 되어 있으며 헤더는 ATM

계층에서 48바이트의 payload 데이터와 결합되어 전송되게 된다. 특히 AAL5 프로토콜의 경우에는 세 비트로 구성된 PT의 마지막 비트를 프레임의 마지막 셀임을 표시하는 데 사용한다. 이는 ATM 계층에 AAL 계층의 정보를 제공하는 것으로 프로토콜의 계층 구조를 약간 위반함으로써 PPD(Partial Packet Discard)나 EPD(Early Packet Discard) 등에서 프레임을 구분하기 위해 사용하기도 한다. 본 연구에서 제안하는 스케줄링 방식에서도 PT 정보를 사용하여 프레임 단위의 효율적인 스케줄링 방식을 구현한다.

표 1. ATM 셀 헤더

7	6	5	4	3	2	1	0
GFC/VPI				VPI			
VPI				VCI			
VCI							
VCI						CLP	
HEC							

II. Best Effort 서비스의 스케줄링

CBR이나 rt-VBR 같은 서비스, 혹은 망 관리를 위한 셀들은 시간적 제한을 갖게 되므로 일반 데이터 서비스 셀들과는 달리 우선순위에서 높은 순위를 갖게 된다. 반면 데이터 셀들은 시간적 제한 보다는 셀 손실이 좀더 중요한 관심사로서 TCP 패킷의 경우 한 셀의 손실은 전체 패킷의 손실을 의미하며, 곧 자원의 낭비를 초래하여 낮은 효율의 원인이 되기도 한다^[2]. 즉, CBR이나 rt-VBR과 같은 서비스에서의 스케줄링 방식에서는 보장해 줄 수 있는 시간지연이 중요하며, 데이터 서비스들은 이와는 달리 공정성(fairness)과 셀손실 확률이 중요한 요소가 된다. 이러한 데이터 서비스를 위한 스케줄링 방식으로는 GPS(Processor Sharing)방식이 가장 이상적이라고 인식되고 있으며 또한 널리 쓰이고 있다^[3].

GPS 스케줄링 방식은 $\phi_1, \phi_2, \dots, \phi_N$ 으로 특징지어질 수 있는 N 개의 연결이 하나의 출력 단자를 경쟁할 경우, 어떤 i 에서도 식(1)을 만족하는 경우를 나타낸다^[13].

$$\frac{W_i(t_1, t_2)}{W_j(t_1, t_2)} \geq \frac{\phi_i}{\phi_j}, \quad j=1,2,\dots,N \quad (1)$$

단, $W(i, t_2)$ 는 연결 i 가 $[t_1, t_2]$ 사이에서의 서비스받은 양

그러나 GPS방식은 하나의 이상적인 모델로서 구현이 불가능하므로 에플레이션 정도에 따라서 WFQ (Weighted Fair Queuing), WF^2Q (Weighted Fair Square Queuing) 등의 여러 스케줄링 방식이 제안 되어 왔다^[12]. ATM 네트워크에서는 전송 단위로 53 바이트의 셀을 사용하므로 에플레이션 모델에서는 셀 단위로 스케줄링을 시도하게 되며 공평성을 보장하는 것은 식 (2) 시간 단위 이상에서만 가능하다.

$$\max \left(\sum_{j \in B} \phi_j \times \frac{1}{\phi_1}, \sum_{j \in B} \phi_j \times \frac{1}{\phi_2}, \sum_{j \in B} \phi_j \times \frac{1}{\phi_3}, \dots \right) \quad (2)$$

단, B 는 현재 연결 세션의 집합

그러나 이러한 기존의 스케줄링 방식에서의 주안점은 순수 ATM 망을 가정하고 있으므로 앞서 보인 비연결지향적인 네트워크와의 연동을 고려하고 있지 못하고 셀단위에서의 스케줄링에 초점을 맞추고 있으므로 GPS에서 제공하는 공평성을 구현하면서 동시에 셀단위가 아닌 프레임 단위의 스케줄링을 제공하는 것이 필요하다 하겠다.

III. Frame-Weighted Scheduling

본 연구에서 제안하는 스케줄링 방식(Frame Weighted Scheduling ; 이하 FW)은 기본적으로 태그에 의한 우선순위 스케줄링 방식이다. 각 세션별로는 FCFS(First Come First Served) 방식의 셀들의 리스트를 구성하고 있으며 세션 간에는 헤더 셀 중에서 가장 우선순위가 높은 셀이 먼저 서비스되고, 스케줄러에 들어오는 입력 셀들은 우선순위에 해당하는 태그 값을 계산한 후 리스트에 입력되게 된다. 세부적인 알고리즘은 표 2에 나타내었다.

ATM은 셀 기준에서 동기적인 시스템이기 때문에 본 알고리즘에서는 한 셀의 처리시간을 단위시간으로 정했다. 기본적으로 본 논문에서 제안하는 FW 스케줄링은 스케줄러가 판단할 수 있도록 내부 우선순위를 계산하여 각 셀마다 태그로서 붙여주는 방식이다.

우선 위의 알고리즘을 살펴보면, 프레임 내의 셀이 들어올 경우 식 (4)에 의해 그 프레임 내의 마지막 셀 전까지는 우선순위값을 점점 증가시켜 프

표 2. FW스케줄링 알고리즘

```

[전역 변수]
 $N(t) = \sum_{i \in B(t)} 1$  단  $B(t)$ 는 현재 백로그된 세션의 집합
 $C(t)$  : 현시간
[세션 변수]
 $P_i^a$ :  $a$  queue에서의  $i$  번째 cell의 Priority
 $D_i^a$ :  $a$  queue에서의  $i$  번째 cell의 Deficit
 $C^a$ :  $a$  queue에서의 직전 cell의 도착시간
[Algorithm]
When 셀이 스케줄러에 들어올때
 $D_i^a = \max\{0, D_{i-1}^a + N(t)/\phi_a - (C(t) - C^a)\}$  (3)
 $P_i^a = \max\{\min(0, P_i^a + C(t) - C^a), P_i^a + 1\}$  (4)
 $C^a = C(t)$  (5)
If 프레임의 맨 처음 셀이라면
 $P_i^a = -D_i^a$  (6)
end if
end
    
```

레이프 내의 셀들간에 연속성을 준다. 즉, 이는 세션간의 셀들이 서로 섞이는 것을 방지하기 위한 것으로, 각 세션간의 셀들이 섞일 경우 중간 노드에서는 프레임의 마지막 셀이 도착하기 전까지 프레임 내의 셀들이 계속 IWU의 버퍼속에 저장되어 자원의 낭비를 초래하기 때문이다.

P_i^a 는 순간적인 세션의 우선순위값이라면 D_i^a 는 세션간의 공평성을 유지하기 위해 세션의 자원점유율을 저장하는 값이다. 식 (3)에서는 매번 새로운 셀이 스케줄러에 도착할 때마다 그 전 셀과의 시간 간격과 현재 연결되어 있는 세션들을 고려하여 해당 세션의 자원 점유도를 계산한다. 프레임의 마지막 셀이 전송된 후에는 그 세션은 할당된 용량 이상의 대역폭을 사용하지 않으므로 식 (6)에 의해 D_i^a

표 3. 그림 3의 P_i^a 와 D_i^a 값

	i	1	2	3	4	5	6
세션1	P_i^1	0	1	2	3	4	-10
	D_i^1	0	2	4	6	8	10
세션2	P_i^2	0	1	2	3	4	-10
	D_i^2	0	2	4	6	8	10
세션3	P_i^3	0	1	2	3	4	-10
	D_i^3	0	2	4	6	8	10

에 저장된 deficit 값으로 우선순위값을 조정해서 다른 세션에게 우선권을 넘긴다. 모든 세션이 같은 ϕ_i 를 갖는 한 예를 GPS 계열의 라운드로빈 스케줄링 방식과 비교하여 그림 3에 도시하였다. 표 3에는 그림 3에서 FW 스케줄링의 세션 변수값을 나타내었다.

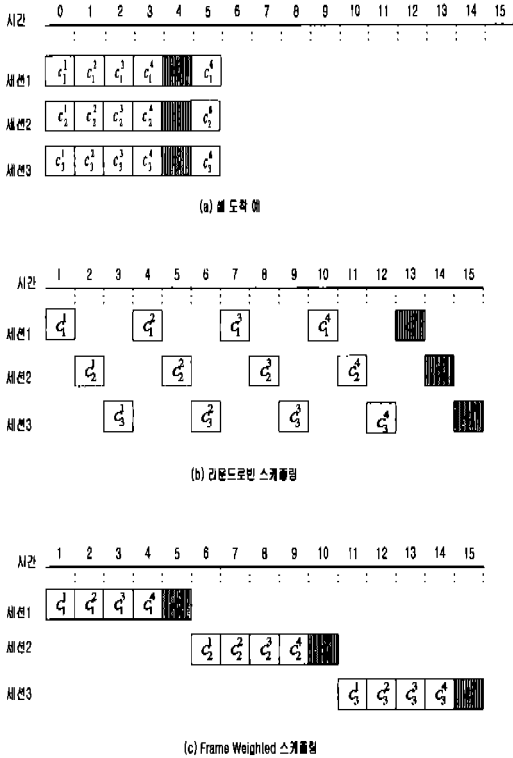


그림 3. 스케줄링 예 : c_j^i 는 i 세션의 j 번째 셀

시간 1에서 세 세션 모두 같은 우선순위 태그를 갖는 셀이 있으므로, 임의의 세션을 선택해서 전송하게 된다. 그림 3에서는 세션 1을 선택하였으며, 그 다음 시간에는 세션 1의 두번째 셀의 우선순위가 다른 두 세션의 맨 처음 셀보다 우선순위가 높으므로 전송된다. 이런 방식으로 스케줄링이 프레임의 마지막 셀까지 전송이 이루어지며 그 이후 도착하는 새로운 프레임의 셀은 우선순위가 -10이 되어 버리며, 다른 세션(본 예에서는 세션 2)의 우선순위가 0인 셀이 전송되게 된다. AALS 프레임의 경우 프레임의 마지막 셀이 도착하기 전까지의 셀들은 IWU에서 버퍼에 저장되므로 결국 효율적인 프레임 전송이란 마지막 셀을 효과적으로 보내는 것을 의미한다. 즉, 그림 3에서 보듯이 라운드

로빈의 경우에는 각 셀 단위의 공정성이 보장이 되지 않던 결국 프레임 전송은 세션 1의 경우 13에, 세션 2의 경우는 14, 그리고 세션 3의 경우는 15에 마치게 된다. 그러나 제안한 Frame Weighted 스케줄링의 경우에는 세션1의 경우 5, 세션 2의 경우에는 10에, 그리고 세션 3의 경우 15에 전송을 마치게 되므로 그만큼 버퍼에 저장되어 있는 셀의 수를 줄일 수 있을 뿐 아니라 프레임 전송시 발생하는 프레임 지연을 줄일 수 있다. 또한 프레임 단위로 전송하는 관례로 발생하는 비공평성(unfairness) 문제는 deficit 카운터 D_i 를 돌 두었기 때문에 그만큼 다음 프레임 전송시 벌칙을 감수해야 하므로 프레임 시간 단위에서의 공정성은 보장된다. 데이터 통신, 특히 비연결성 데이터 전송은 시간에 민감한 서비스가 아니고 손실에 민감한 서비스인 점을 상기한다면 이러한 trade-off는 의미가 있다고 할 수 있다.

IV. 성능 분석

1. 모델

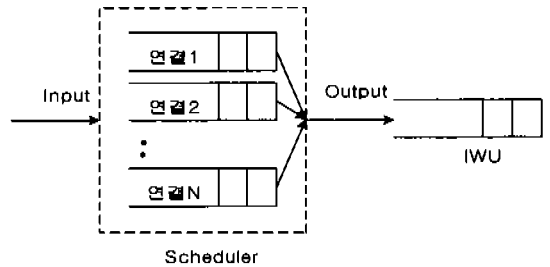


그림 4. 실험 모델

본 실험에서 사용하는 모델은 그림 4와 같다. 각각의 세션들은 세션별 버퍼에 입력되고 스케줄링 방식에 따라서 IWU의 버퍼에 출력링크를 통해서 들어가게 된다.

각각의 세션에서의 셀들의 생성은 프레임의 길이를 염두에 두기 위한 이산시간 Markov 모델을 사용한다. 각각의 세션을 위한 생성 모델은 그림 5와 같다.

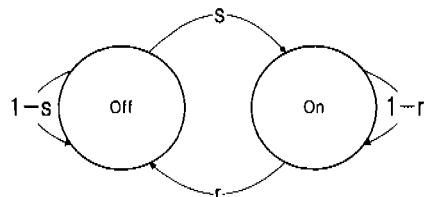


그림 5. 세션별 소스 모델

2. 셀 레벨

본 논문에서 제안하는 FW 스케줄링은 일반 GPS 계열 스케줄링 방식과 마찬가지로 처리해야 할 셀이 있을 경우 스케줄링을 수행하는 work-conserving 방식이다. 이러한 work-conserving 방식은 스케줄링 방식과는 관계없이 셀의 평균 지연은 동일하다는 "conservation law"를 만족하게 된다^[3]. 따라서 FW 스케줄링 방식과, 동일한 ϕ_i 를 갖는 세션간의 라운드로빈 스케줄링 방식간의 셀 차원에서의 셀 지연은 동일하다.

그림 5에서 r 과 s 는 각각 ON 상태에서 OFF로, OFF에서 ON 상태로 한 시간 슬롯동안 상태변경하는 확률로서 이 경우 한 프레임의 평균 길이는 $1/r$ 이 된다. 또한 각각의 세션에서의 ON 상태와 OFF 상태일 때의 확률은 다음과 같다.

$$P[On] = \frac{\frac{1}{r}}{\frac{1}{s} + \frac{1}{r}} = \frac{s}{r+s} \quad (7)$$

$$P[OFF] = \frac{\frac{1}{s}}{\frac{1}{r} + \frac{1}{s}} = \frac{r}{r+s} \quad (8)$$

셀 손실이 없을 경우에는 입력 부하가 결국 효율이 되기 때문에 한 세션의 부하는 $P[ON]$ 과 같으며, 전체 세션의 수를 N 이라고 한다면 전체 시스템에서의 부하는 다음과 같다.

$$\rho = N \times P[ON] = \frac{Ns}{r+s} \quad (9)$$

서로 같은 ϕ_i 값을 갖는 N 개의 세션을 상정하고 각각의 세션 사이에서는 서로 독립적이며, ON 상태의 경우에는 한 시간 슬롯동안 한 개의 셀을 생성한다고 가정한다. 현재 ON 상태에 있는 세션의 수를 상태로 정의하고 i 상태에서 j 상태로 전이될 확률을 구하기 위해 ON에서 OFF로 상태가 전이하는 세션의 수를 k 라고 하자. 따라서 OFF에서 ON으로 상태가 전이하는 수는 $j-i+k$ 가 된다.

$$P[i \text{에서 } k \text{ 세션 OFF}] = \binom{i}{k} r^k (1-r)^{i-k} \quad (10)$$

$$P[N-i \text{에서 } j-i+k \text{ OFF}] = \binom{N-i}{j-i+k} s^{j-i+k} (1-s)^{N-j-k} \quad (11)$$

k 는 0부터 i 까지 존재할 수 있으므로 상태 전이 확률은 다음과 같다.

$$P_{ij} = \sum_{k=0}^i \binom{i}{k} r^k (1-r)^{i-k} \binom{N-i}{j-i+k} s^{j-i+k} (1-s)^{N-j-k} \quad (12)$$

위 확률로부터 steady-state 확률 벡터 π 을 구하기 위해서는

$$\pi = P\pi$$

를 만족해야 하며 확률 벡터 π 의 모든 요소들의 합은 1인 제한 조건을 이용하면 유일한 벡터를 구할 수 있다.

위 확률을 이용하면 기본적으로 G/D/1 모델이 되며, [5]에 따른 방법을 이용하면 버퍼의 큐의 Z 변환 식을 다음과 같이 얻을 수 있다.

$$Q(z) = \frac{(1-\rho)(z-1)}{z - I(z)} \quad (13)$$

단, $I(z)$ 는 π 의 Z 변환

모든 세션의 ϕ_i 가 같다는 조건하에서, ATM 망의 경우 모든 셀의 길이가 53바이트로 같으므로 라운드로빈 스케줄링 방식은 GPS 스케줄링을 효과적으로 에뮬레이트할 수 있다. $N=8, r=0.9$ 일 때의 시뮬레이션과 비교한 결과는 그림 6과 같다.

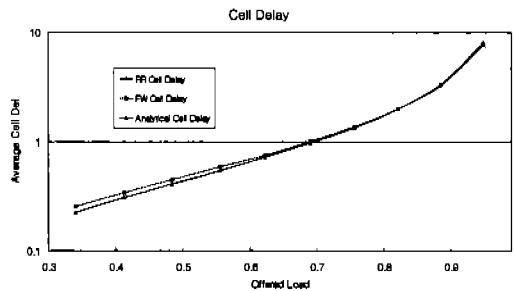


그림 6. $r=0.9$ 일 때의 셀 지연 결과

그러나, 위의 분석 결과는 프레임의 길이가 1 셀에 가까울 경우에 정확한 결과를 보여 줄 수 있지만 프레임의 길이가 커지면서 모의실험 결과와는 큰 오차를 보이게 된다. 그 이유로는 steady-state 확률 분포를 얻어낸 후 G/D/1 결과를 적용했을 때 i.i.d.(identical independent distributed) 프로세스라고 가정하기 때문에 시간축 상에서의 상호연관관계

(autocorrelation)를 무시하기 때문이다. 따라서, 프레임의 길이가 길어질 경우에는 정확한 분석 대신 지연 한계를 계산하는 것이 바람직하다.

한 셀이 시스템에 들어올 경우 ON 상태에 있는 세션의 수는 $\frac{s}{r+s} \times N = \rho$ 개이며 동시에 서비스를 요구하는 셀의 수를 Q 라고 한다면

$$E[Q] \leq \frac{\rho}{r}$$

의 한계를 갖게 된다.

반면, 현재 출력 용량 중 ρ 는 다른 연결에서 점유중이므로 여유 용량은 $1 - \rho$ 가 되어 셀 지연 평균 한계는 다음과 같이 구해질 수 있다.

$$E[W] \leq \frac{\rho}{r(1-\rho)} \quad (14)$$

세션의 수 $N=8$ 이고 $r=0.2$ 일 경우, 즉 프레임의 평균 길이가 5셀인 경우의 실험 결과는 그림 7과 같다.

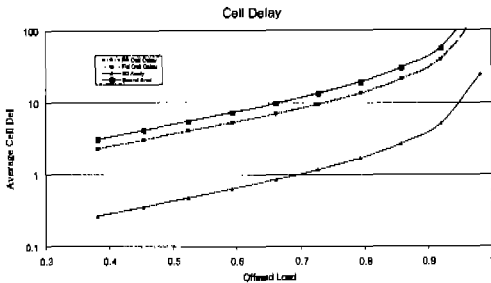


그림 7. $r=0.2$ 일 때의 셀 지연 결과

3. 프레임 레벨

1) 프레임 지연

앞서 언급했듯이 비연결지향적인 트래픽의 경우 ATM 망을 경유할 때 AAL5 프레임의 마지막 셀이 도착하기 전까지는 버퍼에 계속 저장되게 된다. 따라서 이미 보낸 셀에 따른 가중치를 두는 것이 전체 망 내의 버퍼의 효율성을 높이는 방법이 될 수 있다. 2)에서의 셀 지연의 경우에는 work-conserving 방식인 경우 스케줄링과는 무관하게 다른 스케줄링 방식 간에도 같은 셀 지연 결과를 보이게 되지만 프레임 지연의 경우에는 스케줄링 방식에 따라 다른 결과를 보이게 된다.

본 연구에서 사용한 프레임 지연은 그림 4에서 보인 실험 모델에서 각 세션당 헤더에 위치했을 때

부터 해당 프레임이 출력 링크를 나가기 전까지의 시간으로 정했으며, 그에 따른 가상 실험 결과를 그림 8에 제시한다.

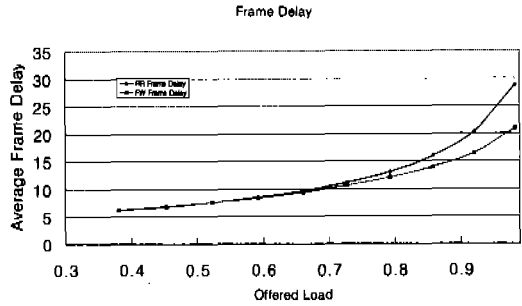


그림 8. $N=8, r=0.2$ 일 경우의 프레임 지연 가상실험결과

결과에서 보듯이 라운드로빈(RR)의 경우에는 모든 세션에 셀 단위로 스케줄링을 수행하므로 프레임 단위의 스케줄링 방식보다 입력 부하가 1에 근접할수록 프레임 지연의 결과가 길어지는 것을 알 수 있다.

2) 공평성

GPS는 하나의 이상적인 모델로서 어느 시간에서든지 식(1)을 만족시키며 각 세션에 할당된 자원의 양을 공평하게 분배할 수 있다. 그러나 실제 적용가능한 스케줄링 방법인 WFQ 계열 모델에서는 이러한 공평성을 식(2)에서 제시한 시간 간격 이상에서만 제공할 수 있다. 단, ATM 네트워크는 53바이트 셀을 기본 단위로 하기 때문에 이러한 시간 간격은 별 문제가 아닐 수 있다. 하지만, LANE(Lan Emulation) 같이 기존의 비연결지향적인 연결을 ATM에서 제공하는 서비스에서는 셀 단위의 문제가 아니라, 각 중간 스위치에서 전체 패킷을 재조립하는 과정을 거치기 때문에 식(2)에서 제시한 시간 간격 대신 다음의 식(15) 이상에서의 시간 간격에서만 공평성을 보장해 줄 수 있으며, 그림 3에서 그 예를 보였다.

$$\max \left(L_{\max} \times \sum_{j=1}^B \phi_j \times \frac{1}{\phi_1}, L_{\max} \times \sum_{j=1}^B \phi_j \times \frac{1}{\phi_2}, L_{\max} \times \sum_{j=1}^B \phi_j \times \frac{1}{\phi_3}, \dots \right) \quad (15)$$

단, L_{\max} 는 프레임의 최대길이(cell), B 는 현재 연결 세션의 집합

이러한 식(15) 시간 간격 이상에서의 공정성 보장은 본 논문에서 제안한 FW 스케줄링 방법에서도 동일하게 적용될 수 있으며, 이는 곧 세션 차원에서는 FW 스케줄링 방식이 기존의 WFQ 계열의 스케줄링 방식에 못지않게 공정성을 보장해 줄 수 있음을 의미한다. 더구나 각 홉간의 스위치에서의 자원 점유율을 획기적으로 낮출 수 있으므로 동일한 공정성을 보장해 줄 수 있다는 의미는 비연결지향 서비스를 제약없이 효과적으로 전송할 수 있다는 것을 뜻한다.

표 4. N=8, r=0.2일 경우의 세션별도의 실험결과

	처리된셀(%)		처리된프레임(%)		프레임지연(셀)		평균 큐(셀)	
	RR	FW	RR	FW	RR	FW	RR	FW
1 세션	12.50	12.50	12.50	12.49	19.00	17.00	14.54	6.21
2 세션	12.51	12.49	12.49	12.50	19.50	16.95		
3 세션	12.50	12.50	12.49	12.50	19.30	16.94		
4 세션	12.50	12.50	12.50	12.52	19.07	16.94		
5 세션	12.50	12.51	12.51	12.50	18.90	16.98		
6 세션	12.49	12.51	12.50	12.51	18.74	16.97		
7 세션	12.50	12.49	12.50	12.49	18.69	17.00		
8 세션	12.50	12.50	12.50	12.49	18.66	17.06		

표 4에서는 8개의 동등한 우선순위를 가진 세션으로 이루어진 환경에서의 각 세션별 공정성을 모의실험한 결과이다. 결과를 통해 알 수 있듯이 본 논문에서 제안한 FW 스케줄링 방식은 GPS 계열 스케줄링 방식과 마찬가지로 세션간 공정성을 지원해 줄 뿐 아니라 버퍼의 점유율을 낮춤으로써 프레임 지연을 상당히 감소할 수 있다. 이러한 장점은 네트워크 상에서 버퍼의 오버플로우로 인한 셀 손실을 줄일 수 있다는 것을 의미한다.

3) 버퍼이용 효율성

앞서 언급했듯이 ATM 망에서 비연결성 트래픽의 경우 프레임의 마지막 셀이 도착하기 전까지는 시스템 내에 머물러 IWU나 CLS의 버퍼 공간을 차지

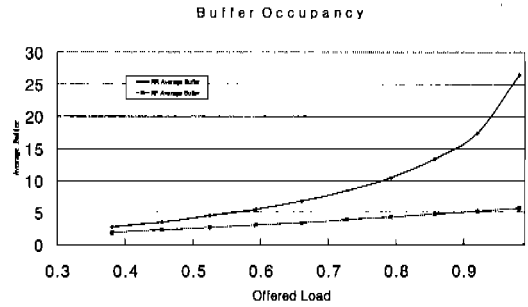


그림 9. N=8, r=0.2 일 때의 버퍼이용률 모의실험 결과

하게 된다. 따라서 셀 손실 확률이 그만큼 높아지게 되며 한 셀의 손실은 전체 프레임의 손실을 의미하므로 원활한 서비스 제공의 장애로 이어지게 된다. 따라서 버퍼의 효율적 이용은 데이터 트래픽 서비스 시 중요한 요인이 되며, 본 연구에서 제안한 스케줄링 방식에서는 프레임 단위의 전송을 하므로 그만큼 비연결성 트래픽이 ATM 망에서 버퍼 공간을 차지하는 시간이 절약되게 된다. 가상 실험에서의 라운드로빈과의 비교는 그림 9와 같다.

즉 결과에서 보듯이 셀 단위 전송의 라운드로빈 스케줄링 경우보다 IWC에서의 버퍼 공간 점유도가 부하가 커질 경우 더욱 효율적임을 알 수 있다.

4) Long-range dependence 트래픽

앞서 언급했듯이 TCP를 기반으로 한 현 인터넷 트래픽의 경우에는 long-range dependence 성질을 보인다. Long-range dependence 성질이란 달리 말하면 각각의 패킷들의 길이의 분산이 매우 크다는 것으로 인터넷의 경우 아주 짧은 ACK 패킷으로부터 MTU에 해당하는 긴 패킷에 이르기까지 패킷의 길이가 양극화되어 있다는 의미이다. 이러한 long-range dependence 성질을 갖는 트래픽을 모델링 하기 위해 앞에서 보인 ON/OFF 소스 모델링에서 Bernoulli trial 확률 분포가 아닌 Pareto 분포를 갖는 모델을 이용한다.

Pareto 확률변수의 분포를 보면 다음과 같다.

$$F(x) = P[X \leq x] = 1 - \left(\frac{k}{x}\right)^\alpha$$

[4]에 따르면 실제 네트워크에서 IP 패킷이 AAL5 프레임으로 변환되는 평균길이는 6개의 셀이며, Pareto 분포의 경우 평균은 $k/(a-1)$ 이다. 즉 6개의 셀 길이를 갖는 프레임 환경에서의 모의 실험을 위해 $a=1.2$ 로 설정하였으

며 그림 10에 그 결과를 제시한다.

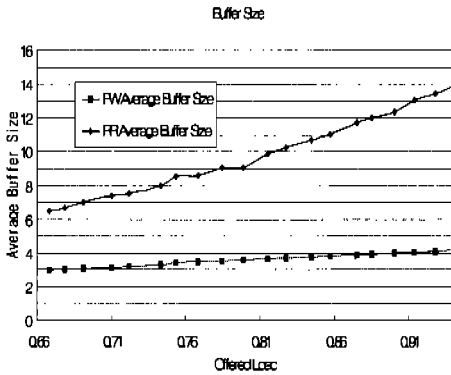


그림 10. N=4, 프레임길이가 평균 6일 때의 버퍼 상태

그림 9와 10에서 확인할 수 있듯이 제안된 스케줄링 방식으로 서비스된 시스템의 경우 버퍼의 점유율이 매우 낮음을 알 수 있다. 이는 결국 낮은 셀 손실 확률로 이어져서 비연결성 트래픽의 효율을 높이게 되는 결과를 얻을 수 있다.

V. 결론

ATM은 다양한 서비스를 각각의 요구사항을 수렴하여 하나의 망으로 통합하려는 시도로서 시간에 민감한 CBR, VBR 등의 서비스 뿐만 아니라 정보의 무손실을 중요시하는 UBR 등의 데이터 서비스를 연결지향적인 방식으로 제공한다. 그러나 인터넷을 비롯한 대다수 기존의 망은 비연결성 구조로 이루어져 있기 때문에 ATM에서는 직간접적인 방법을 통해서 비연결성 서비스를 연결성 구조 위에서 제공한다.

본 논문에서는 이러한 비연결성 서비스를 ATM에서 효과적으로 처리하기 위하여 Frame-Weighted 스케줄링 방식을 제안하였다. 이 방식은 기존의 GPS 계열이 갖는 단점인 셀 단위가 아닌 프레임 단위에서 스케줄링을 시도함으로써 셀이 네트워크 내에 머무르는 시간과 공간을 절약하여 네트워크 내에서의 버퍼 사용의 효율성을 높혀 낮은 셀 손실을 유도함과 동시에 프레임 지연 역시 줄일 수 있음을 여러 모의실험을 통하여 증명하였다. 또한 공평성 문제에 있어서도 GPS 계열과 동일한 최소 시간단위 공평성을 제공할 수 있어 각 세션간 리소스를 균등하게 배분할 수 있음을 보였다.

참고 문헌

- [1] B. Vickers and T. Suda, "Connectionless service for public ATM networks," IEEE Communications Magazine, vol. 32, no. 8, 1994
- [2] A. Romanow and S. Floyd, "Dynamics of TCP traffic over ATM networks," Proceedings of SIGCOMM '94, Sep. 1994.
- [3] S. Keshav, "An engineering approach to computer networking," Addison Wesley, pp. 209-264, 1997
- [4] I. Widjaja & A. I. Elwalid "Performance issues in VC-merge capable 20switches for IP over ATM networks," IEEE Proc, INFOCOM, 1998
- [5] M. Schwartz, "Broadband Integrated Networks," Prentice-Hall, Upper Saddle River, NJ. 1996.
- [6] W.E. Leland, M. S. Taqqu, W. Willinger, and D. V. Wilson, "On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version)," IEEE Trans. on Networking, vol. 2, pp. 1-15, 1994.
- [7] M. E. Crovella and A. Bestavros, "Self-similarity in world wide web traffic: Evidence and possible causes," IEEE Trans. on Networking, vol. 5, pp. 835-845, Dec. 1997.
- [8] V. Paxson and S. Floyd, "Wide-area traffic: The failure of poisson modeling," IEEE Trans. on Networking, vol. 3, pp. 226-244, June 1995.
- [9] B. Tsybakov, and N. D. Georganas, "On self-similar traffic in ATM queues: definition, overflow probability bound, and cell delay distribution," IEEE Trans. on Networking, vol. 5, pp. 397-408, Jun. 1997.
- [10] I. Norros, "On the use of fractional brownian motion in the theory of connectionless networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 13, pp. 953-962, Aug. 1995.
- [11] W. Willinger, M. Taqqu, R. Sherman and D. Wilson, "Self-similarity through high-variability: Statistical analysis of ethernet LAN traffic at the source level," IEEE Trans. on Networking, vol. 5, pp. 71-85, Feb., 1997.
- [12] J. C. R. Bennett and H. Zhang, "WF²Q: Worst-case Fair Weighted Fair Queuing," Proc.

INFOCOM,1996.

[13] A. Parekh, "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks," PhD dissertation, M.I.T. Feb. 1992.

호 경 중(Ho Kyung Joong)

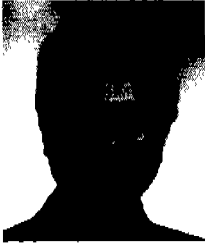
1998년: 서울대학교 전기공학부 학사

2000년: 서울대학교 전기공학부 석사

<주관심 분야> 고속 교환망, Qos Routing

서 승 우(Seung Woo, Seo)

정회원



1987년: 서울대학교

전기공학과 학사

1989년: 서울대학교

전기공학과 석사

1993년: 미국 펜실베니아

주립대학 전기공학과

박사

1993년 8월~1994년 7월: 미국 펜실베니아 주립대학 전산공학과 조교수

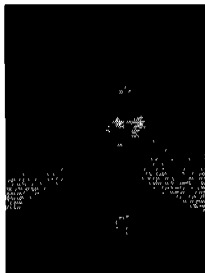
1994년 8월~1996년 7월: 미국 프린스턴 대학 전기공학과 및 POEM연구소 연구원(미국 과학재단 선발연구원)

1996년 9월~현재: 서울대학교 전기공학부 조교수

<주관심 분야> 고속통신망, 광 통신망, 유/무선 교환시스템

김 성 철(Seong-Cheol Kim)

정회원



1984년: 서울대학교

전기공학과, 학사

1987년: 서울대학교

전기공학과, 석사

1995년: Polytechnic

University, 박사

1995년 8월~1999년 2월:

AT&T Bell Labs

1999년 3월-현재: 서울대학교 전기공학부, 조교수

<주관심 분야> 유무선 통신 채널 모델링, 전파환경 통신 시스템성능분석,