

論文2002-39TC-4-4

ATM ABR의 공정성들을 위한 새로운 스케줄링 알고리즘

(New Scheduling Algorithm for Fairness Criteria of ATM ABR)

鄭炅澤 * 朴浚盛 ** 朴 玄 ** 田炳實 **

(Kyung Taek Chung, Jun Seong Park, Hyun Park, and Byoung Sil Chon)

요 약

WRR 스케줄링 알고리즘은 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어서 고속 패킷 스위칭 네트워크에서 널리 쓰이고 있지만 버스티한 트래픽에 대해서는 입력 트래픽을 일정 비율로 스케줄링하기 때문에 효율성이 낮다는 문제점이 있다. 또한, WRR 알고리즘은 ABR 서비스 클래스의 공정성 기준인 MCR plus equal share와 Maximum of MCR or Max-Min share 공정성을 만족시키지 못한다. 또한 Nabeshima et al의 기법은 여분 대역에 대한 weight 값을 보정하지 않고 RR 방식으로 각 VC에 할당을 해주기 때문에 네트워크의 변화에 신속하게 적응하지 못할 뿐 만 아니라 대역폭을 효율적으로 이용하지 못한다. 따라서 ABR 서비스를 위한 공정성 기준을 만족시키고 빠르게 적용할 수 있는 스케줄링 알고리즘이 필요하다. 본 논문에서는 ABR 서비스를 위한 6가지 공정성 기준들 중 MCR plus equal share와 Maximum of MCR or Max-Min share 두 기준을 만족시키는 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘이 공정성 기준을 만족시키고, 네트워크 자원을 각 ABR VC들에게 신속하고 공정하게 할당해 주는지를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 WRR, Nabeshima et al 알고리즘들과 비교, 분석한다.

Abstract

The WRR scheduling algorithm is widely used in ATM networks due to its simplicity and the low cost of hardware implementation. It guarantees minimum cell rate according to the weight of each queue. The fairness is a important factor for ABR service. That is, scheduling algorithm allocates network resources fairly to each VC. However, WRR algorithm shows worse performance on bursty traffic. Because it schedules input traffics according to predetermined weight, it can not satisfies fairness criteria, MCR plus equal share and Maximum of MCR or Max-Min share, defined by ATM Forum TM 4.1 specification. The Nabeshima et al algorithm is not adapt to network status rapidly because it is not compensate the weights of unused bandwidth to VCs and assign the unused bandwidth to VCs by RR method. In this paper, we propose a scheduling algorithm for satisfying the two fairness criteria, MCR plus equal share and Maximum of MCR or Max-Min share, among the six criteria defined by ATM Forum TM 4.1 specification. The WRR, Nabeshima et al, and the proposed scheduling algorithms are compared with respect to fairness and convergence time throughout experimental simulation. According to the simulation results, the proposed algorithm shows higher fairness and more rapid convergence than other algorithms.

Key words : ABR, ATM, Scheduling, WRR, Fairness

* 正會員, 群山大學校 電子情報工學部
(School of Electronic and Information Engineering,
Kunsan National Univ.)

** 正會員, 全北大學校 電子情報工學部

(School of Electronic and Information Engineering,
Chonbuk National Univ.)

※ 본 논문은 2001년도 전북대학교 학술연구비의 일부
지원에 의하여 수행되었음.

接受日字:2001年3月18日, 수정완료일:2001年3月25日

I. 서 론

ATM(Asynchronous Transfer Mode) Forum에서는 현존하는 다양한 통신 서비스들을 전송율(Bit rate)과 QoS(Quality of Services)의 요구에 따라 CBR(Constant Bit Rate), rt-VBR(real time Variable Bit Rate), nrt-VBR(non-real time Variable Bit Rate), UBR(Unspecified Bit Rate), ABR(Available Bit Rate) 등과 같이 5가지 서비스 클래스로 나누어 정의하였다. 모든 서비스 클래스는 동일한 물리 링크를 공유하는데 CBR과 VBR의 서비스 클래스는 보장된 셀 전송율과 대역을 사용하여 전송을 하고, UBR 서비스 클래스는 어떠한 대역이나 셀 전송율을 보장받지 못하며 빈번한 셀 손실로 인한 사용자 터미널간의 재전송 기능이 가능한 애플리케이션에 유용한 서비스이다. ABR 서비스 클래스는 CBR과 VBR 서비스 클래스가 사용하고 남은 대역폭을 사용하며, 전송 지연 시간에 대해서는 민감하지 않으나 매우 적은 셀 손실률을 요하는 애플리케이션 사이에 귀환 흐름 제어 알고리즘을 사용하여 전송 대역을 공평하고 효율적으로 분배하고자 하는 서비스 클래스이다. 지연에 대한 엄격한 제한이 요구되지 않는 FTP(File Transfer Protocol), MPEG(Moving Picture Experts Group) 데이터와 같은 서비스의 경우 ABR 트래픽을 사용하는 것이 바람직하다. ATM이 지향하는 목표인 다양한 서비스 요구 조건과 특성을 갖는 사용자 트래픽을 수용하고 ABR 트래픽과 같은 버스티(bursty)하고 예측 불가능한 자원의 효율적인 사용을 위해서 집중적으로 연구되고 있다.

ABR 흐름 제어의 중요한 요구조건은 ABR 버퍼의 안정도, 높은 수율, 낮은 셀 손실율, 대역 이용의 공평성, 신속한 응답 특성, 변동하는 망 환경에의 적응성, 알고리즘 구현의 용이성 등이 있다.

트래픽 흐름 제어와 더불어 스위치의 출력에서 각 VC(Virtual Connection)에게 공평한 대역을 할당하기 위한 트래픽 스케줄링 알고리즘이 필수적이다. 트래픽 스케줄링 알고리즘은 지연, 구현 복잡도, 대역할당의 공평성 등이 고려되어 설계된다. 특히, ABR 서비스 클래스를 제공하는 시스템에 사용하기 위한 스케줄링 알고리즘에서 중요한 부분은 공평성 측면이다. 즉, 각 VC들에게 사용 가능한 대역을 공평하게 할당해줘야 한다¹⁻³⁾

ATM Forum TM 4.1 규정에서⁴⁾ ABR 서비스 클래스를 위한 공평성 기준들을 만족하는 스케줄링 알고리즘이 요구된다. 규정에서 정의된 6가지 공평성 기준들 중 본 논문에서는 다음과 같은 두 가지의 기준을 만족하는 알고리즘을 제안한다.

ABR 소스의 공평성 기준을 정의하기 위한 파라미터들은 다음과 같다.

- A : 현재의 링크에서 모든 ABR VC가 사용 가능한 전체 대역
- U : 다른 링크에서 병목된 ABR VC들의 대역의 합 (PCR(Peak Cell Rate)에 의해 제약받는 VC들도 포함)
- B : (= A - U), 현재의 링크에서 사용하지 않는 ABR VC들에 의해 공유되는 대역
- N : 현재 링크의 ABR VC의 수
- N' : 다른 링크에서 병목된 active ABR VC의 수
- n : (= N - N'), 현재의 링크에서 active ABR VC의 수
- M : n개의 active ABR VC들의 MCR의 합
- B(i) : ABR VC(i)의 공평한 할당 대역
- MCR(i) : ABR VC(i)의 MCR(Minimum Cell Rate)

1) MCR plus equal share

하나의 ABR VC에 대한 공평 대역할당은 자신의 MCR과 병목된 ABR VC들의 대역을 제외한 현재 링크의 사용 가능 대역을 현재 링크의 active VC의 개수로 나눈 동등한 대역 값을 합한 값이다.

$$B(i) = MCR(i) + (B - M)/n \quad (1.1)$$

모든 VC의 MCR 값들이 0에 가까워지면 이 조건은 Max-Min 공평성 기준으로 수렴된다.

2) Maximum of MCR or Max-Min share

하나의 VC에 대한 대역할당은 MCR과 Max-Min share 중 큰 값이다.

$$B(i) = \max [MCR(i), Max - Min share] \quad (1.2)$$

모든 VC들의 MCR이 0에 접근하면서 Max-Min 공평성 기준으로 수렴된다. 여기에서 B는 현재의 링크에서 ABR VC들에 의해 공유되는 대역이고, n은 그 링크의 active VC들의 개수이며, M은 n개의 active ABR VC들의 MCR의 합을 의미한다.

per-VC 큐잉을 사용하는 스케줄링 알고리즘 중에서 성능 보장을 하는 간단한 스케줄링 알고리즘이 WRR (Weighted Round Robin) 알고리즘이다^{6~7)}. WRR 알고리즘은 ATM과 같은 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어서 고속 패킷 스위칭 네트워크에서 셀 스케줄링 알고리즘으로 널리 쓰인다. 이 알고리즘은 특정 큐의 서버에 대한 접근 시간의 양을 제어함으로써 대역을 할당한다.

WRR 알고리즘은 각 큐에 가중치를 할당하여 가중치에 따라 최소 대역을 보장한다. 따라서, 지연에 민감하지 않고 larger delay bounds에 부합되는 ABR 서비스 클래스에 WRR 알고리즘을 사용하면 계산의 단순성과 적은 구현 비용으로 ABR VC들에게 공평한 대역을 할당할 수 있다.

그러나, WRR 알고리즘은 버스티한 트래픽에 대해서 낮은 효율성의 문제점이 있다. 또한, WRR 알고리즘은 입력 트래픽을 일정 비율로 스케줄링하기 때문에 ABR 서비스 클래스의 공평성 기준을 만족시킬 수 없다. 예를 들어, 네 개의 ABR VC가 있고, 모든 VC에 할당될 수 있는 전체 사용 가능한 대역이 150Mbps라고 가정한다. 각 ABR VC1, VC2, VC3, VC4의 MCR이 50Mbps, 40Mbps, 20Mbps, 10Mbps이고 모든 VC들의 전송할 셀이 큐에 항상 있다고 가정하면, Maximum of MCR or Max-Min share의 공평성 기준에 근거하여 각 VC의 공평한 대역 할당은 50Mbps, 40Mbps, 30Mbps, 30Mbps이다. 따라서, 각 VC의 가중치는 각각 5, 4, 3, 3 이고, 위의 공평성 기준은 만족된다.

그러나, 만약에 VC1의 큐에 전송할 셀이 일시적으로 전혀 없다고 가정하면, 위의 공평성 기준에 근거하여 VC2, VC3, VC4의 공평한 대역할당은 각각 50Mbps, 50Mbps, 50Mbps이다. 그러나, WRR 스케줄링 알고리즘에 의한 VC2, VC3, VC4의 대역할당은 각각 60Mbps, 45Mbps, 45Mbps이다. 따라서 WRR 스케줄링 알고리즘은 위의 공평성 기준을 만족시키지 못한다. 또한 Nabeshima et al 알고리즘⁸⁾은 여분 대역에 대한 weight 값을 보장하지 않고 RR 방식으로 각 VC에 할당을 해주기 때문에 네트워크의 변화에 신속하게 적응하지 못한다. 그러므로, 위와 같은 상황이 발생했을 때에도 공평성 기준을 만족시키면서 빠르게 적응할 수 있는 스케줄링 알고리즘이 필요하다.

따라서 본 논문에서는 ABR 서비스 클래스를 위한 공평성 기준들 중 MCR plus equal share와 Maximum

of MCR or Max-Min share 공평성 기준을 만족시키면서 수렴속도가 빠른 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 그리고 제안된 알고리즘이 공평성 기준을 만족하고, 네트워크 자원을 각 ABR VC들에게 빠르고 공평하게 할당해 주는지를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 비교, 분석한다. 본 논문의 2장에서는 기존의 WRR, Nabeshima et al 알고리즘에 대하여 알아보고, 3장에서는 제안된 스케줄링 알고리즘에 대하여 상술하고 4장에서는 시뮬레이션 및 결과에 대해서 분석한다. 그리고 5장에서는 결론을 맺는다.

II. 기존의 스케줄링 알고리즘

1. WRR 알고리즘

WRR 알고리즘은 ATM과 같은 고속 패킷 스위칭 네트워크에서 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어 스케줄링 알고리즘으로 널리 쓰인다^{6,9)}. 이 알고리즘은 특정 큐의 서버에 대한 접근 시간의 양을 제어함으로써 대역을 할당한다. 또한, WRR은 각 큐에 대역을 보장해 주기 때문에 스케줄링 알고리즘으로 많이 사용되었다. WRR은 각 큐에 가중치를 할당하여 가중치에 따라 최소 대역을 보장한다. 따라서, 지연에 민감하지 않은 ABR 서비스 클래스에 WRR을 응용한 알고리즘을 사용하면 계산의 단순성과 적은 구현 비용으로 ABR VC들에게 공평한 대역 할당을 할 수 있다. WRR 알고리즘은 RR(Round Robin) 스케줄링 알고리즘의 확장된 알고리즘이다. 각 접속(connection)의 큐는 자신이 보낼 수 있는 패킷의 수를 계산 할 수 있는 카운터를 가지고 있다. 이 카운터의 값은 각 접속에 할당된 가중치 값으로 초기에는 동등하게 된다. 각 접속의 셀들은 '0'보다 큰 카운터 값을 가지고 있는 접속의 큐의 헤더로부터 한 사이클 안에 보내어진다. 패킷을 보낸 후 접속의 카운터 값은 1이 감소된다. 모든 접속의 카운터 값 또는 큐의 길이가 '0'에 도달하게 되면 모든 카운터 값이 원래의 가중치 값으로 복구된다.

그림 1은 WRR 알고리즘을 나타내는데, 각각의 큐 1, 2, 3에 할당된 가중치 값은 2, 1, 3이다. 그림 1에서 '0' 이상의 카운터 값을 가지고 있는 큐의 셀들은 순환적으로 보내어지고 여섯 개의 패킷을 보내고 카운터는 복구된다. 그래서 각각의 큐에 대해서 2/6, 1/6, 3/6 의 최소대역이 할당된다.

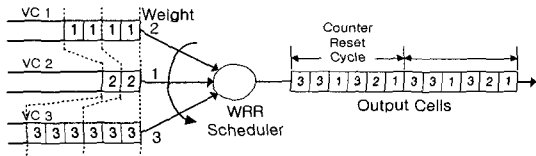


그림 1. WRR 알고리즘의 구조
Fig. 1. WRR Scheme.

그러나, WRR 알고리즘은 버스티한 트래픽에 대해서 낮은 효율성의 문제점이 있다. 또한 WRR 알고리즘은 입력 트래픽을 일정한 비율로 스케줄링하기 때문에 ABR 서비스 클래스의 공평성 기준을 만족시킬 수는 없다. 따라서 ABR VC들의 서비스를 위한 공평성 기준을 만족시키는 스케줄링 알고리즘이 필요하다.

2. Nabeshima et al 알고리즘

per-VC 큐잉을 가정하였고 셀이 도착한 시간 $t(i)$ 에서 $LCT(i)$ (Last Compliance Time)를 뺀 값이 $1/mcr(i)$ 보다 클 경우에만 각 VC의 가중치를 증가시켜 주고, 빈 슬롯에 대해서는 RR 방식을 채택하여 각 VC에게 대역을 할당해 주는 방식이다. 따라서 Nabeshima et al 기법은 ABR 트래픽을 위한 공평성 기준들 중 MCR plus equal share와 Maximum of MCR or Max-Min share 기준을 만족시키지만 스위치에 모든 VC의 셀이 각 per-VC 큐에 항상 존재할 때를 가정하여 성능을 측정하였고, 여분 대역에 대한 가중치 값을 증가시키지 않고 RR 방식으로 각 VC에 할당을 해주기 때문에 네트워크의 변화에 빠르게 적응하지 못하고 대역폭을 효율적으로 사용하지 못한다.

예를 들어, 하나의 VC가 앞에 위치한 스위치의 폭주 때문에 MCR로 셀이 도착하여 큐가 일시적으로 비어서 서비스를 받지 못할 때, 그 VC의 대역은 다른 VC들에게 공평하게 할당된다. 그러나 그 이후 모든 VC의 셀들이 할당된 대역만큼 스위치에 도착하여 큐에 셀이 있을 때에도 역시 RR 방식으로 모든 VC들에게 대역을 할당해준다. 그러므로 폭주 상황에서 서비스를 받지 못했던 대역을 보상해 주어야 함에도 불구하고 보상받지 못한다.

III. 제안된 스케줄링 알고리즘

네트워크의 주어진 링크에서 대역을 위해 경쟁하는 VC들은 두 개의 그룹으로 분리된다. 첫 번째 그룹은

주어진 자신의 링크에서 병목(bottleneck)된 VC들이고, 두 번째 그룹은 다른 링크에서 병목된 VC들이다. 주어진 자신의 링크에서 병목된 VC들이란 할당받은 대역이 주어진 링크에서만 병목되는 VC를 말하고, 다른 링크에서 병목된 VC들이란 할당받은 대역이 주어진 링크 이외의 다른 링크에서 병목되는 VC를 말한다. 그림 2와 같이 150Mbps의 링크로 연결된 세 개의 스위치를 가진 네트워크를 가정하자. 이때 소스(VC)들의 가중치를 고려하지 않는다면, 소스 S1, S2, S3는 첫 번째 링크 L1을 공유하고 소스 S3, S4는 두 번째 링크 L2를 공유한다. 먼저 링크 대역을 경쟁하는 소스들에게 공평하게 분배한다. 링크 L1에서는 세 개의 경쟁 소스(S1, S2, S3)들에게 각각 50Mbps를 할당할 수 있고, 링크 L2에서는 두 개의 경쟁 소스(S3, S4)들에게 각각 75Mbps를 할당할 수 있다. 그러나, 소스 S3에게 링크 L2에서 75Mbps를 할당할 수 없다. 왜냐하면 링크 L1에서 50Mbps로 대역이 병목(bottleneck)되었기 때문이다. 그러므로 소스 S3에게 50Mbps를 할당하고, 소스 S4에는 링크 L2의 나머지 대역 100Mbps를 할당한다.

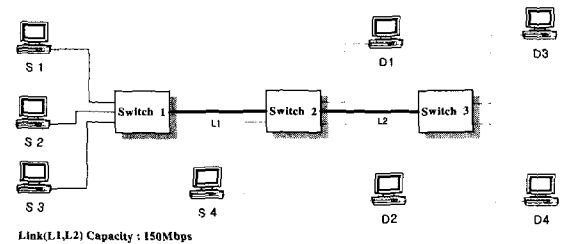


그림 2. 3개의 노드로 구성된 모델
Fig. 2. Network Model with 3 Nodes.

1. MCR plus equal share를 위한 제안된 스케줄링 알고리즘
공평성 기준은 식 3.1과 같이 표현된다.

$$B(i) = MCR(i) + (B - M) / n \tag{3.1}$$

예를 들어, 네 개의 ABR VC가 있고, 모든 ABR VC에게 할당될 수 있는 전체 사용 가능한 대역이 150Mbps라고 가정한다. VC1, VC2, VC3, VC4의 MCR이 각각 50M, 30M, 20M, 10Mbps이고, 모든 VC들의 큐에 항상 전송할 셀이 있다고 가정하면, MCR plus equal share의 공평성 기준에 따라 각 VC의 공평한 대역 할당은 60M, 40M, 30M, 20Mbps이다. 따라서, VC들의 weight는 각각 6, 4, 3, 2이고, 위의 공평성 기준

은 만족된다.

그러나, 만약에 VC1의 큐에 전송할 셀이 일시적으로 전혀 없다고 가정하면, 즉, 일시적인 inactive VC가 존재한다면, 위의 공평성 기준에 근거하여 VC2, VC3, VC4의 공평한 대역할당은 각각 60M, 50M, 40Mbps이다. 그러나, WRR 스케줄링 기법에 의한 VC2, VC3, VC4의 대역할당은 각각 66.7M, 50M, 33.3Mbps이다. 따라서 WRR 스케줄링 기법은 위의 공평성 기준을 만족시키지 못한다. 그러므로, 위의 공평성 기준을 만족하는 새로운 스케줄링 기법이 요구된다.

제안된 스케줄링 기법에서 사용되는 파라미터는 다음과 같다.

- $w(i)$: 각 ABR VC(i)의 가중치
- $w_{mcr}(i)$: MCR에 대한 각 ABR VC(i)의 가중치 증가 값
- $w_{eq}(i)$: equal share에 대한 각 ABR VC(i)의 가중치 증가 값
- $q(i)$: 각 ABR VC(i)의 queue size
- $Q(i)$: 각 ABR VC(i)에 할당된 queue
- $t(i)$: 각 ABR VC(i)의 셀 도착 시간
- $mcr(i)$: 각 ABR VC(i)의 MCR
- $eq(i)$: 각 ABR VC(i)의 equal share
- $t_{mcr}(i)$: MCR에 대한 각 ABR VC(i)의 마지막 가중치 갱신 시간
- $t_{eq}(i)$: equal share에 대한 각 ABR VC(i)의 마지막 가중치 갱신 시간
- $w_{lim}(i)$: 각 ABR VC(i)의 가중치 상한 값
- $count(i)$: 가중치가 '0'보다 큰 모든 ABR VC들의 큐에 셀이 존재하지 않을 때 가중치가 '0'인 다른 VC의 셀이 전송된다. 그때 서비스된 ABR VC의 count(i)를 '1' 증가시킨다.

ABR VC에 대한 셀 스케줄링은 다음의 4단계로 구성이 된다.

1) 초기 단계

모든 값들을 초기화시킨다. 스위치에서 equal share의 값을 계산하여 스케줄링 서버에 알려준다. 서버는 이 equal share 값을 사용하여 가중치를 갱신한다.

2) 셀 도착 단계

각 VC의 셀이 도착했을 때 셀 도착 시간을 저장하고 셀이 입력될 버퍼가 남아 있다면 셀을 각 VC의 큐에

입력시킨다.

3) 셀 스케줄링 단계

$w(i)$ 값이 0보다 큰 VC들 중 하나를 선택하여 셀을 전송한다. 이때 셀 선택 정책은 가장 큰 가중치를 가진 VC를 선택하여 큐에 셀이 있는지 검색한 후 셀이 있으면 그 VC의 셀을 전송하고 만약에 셀이 없으면 다음의 가중치 값을 가진 VC를 선택하여 셀이 있는지 검색한다. 이와 같은 순서로 계속해서 가중치 값이 '0'보다 크

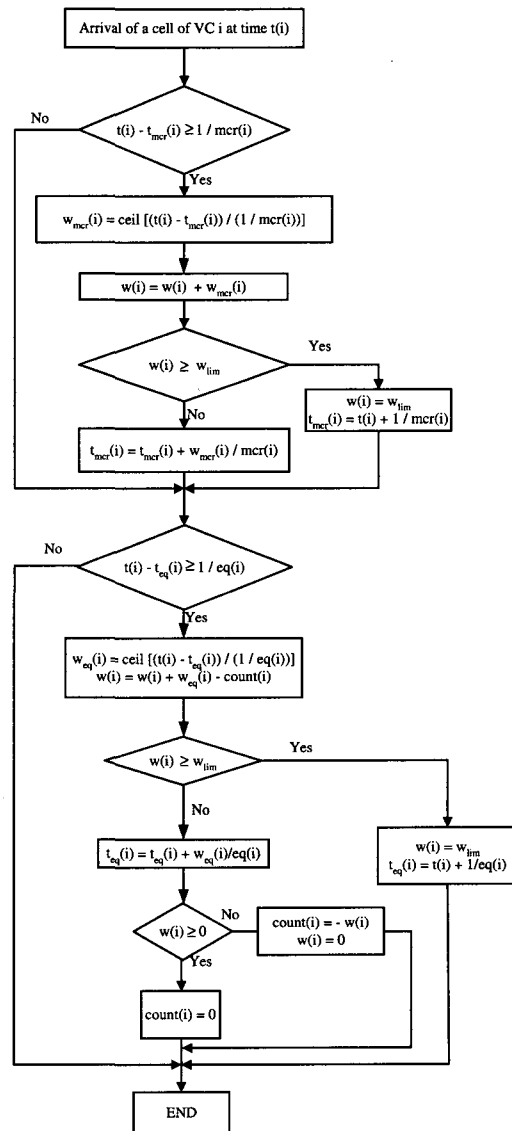


그림 3. 제안된 알고리즘의 흐름도(MCR plus equal share)

Fig. 3. Flowchart of Proposed Algorithm(MCR plus equal share)

고 셀이 있는 큐를 검색하여 큐에 셀이 있는 VC의 셀을 전송한다. 만약에 가중치가 '0'보다 큰 VC의 큐에 셀이 없거나 모든 VC의 가중치가 '0'일 때에는 RR방식으로 하나의 VC의 큐를 선택하여 셀을 전송한다.

4) 가중치 갱신 단계

각 VC의 셀 도착시간, $t(i)$,와 MCR에 대한 마지막 가중치 갱신 시간, $t_{mcr}(i)$ 와의 차이가 $1/mcr(i)$ 보다 크다면 가중치는 현재의 가중치, $w(i)$ 를 $w_{mcr}(i) = \lceil (t(i) - t_{mcr}(i)) / (1/mcr(i)) \rceil$ 만큼 증가시킨다. $w(i)$ 값을 w_{lim} 과 비교하여 $w(i) \geq w_{lim}$ 이면 $w(i)$ 값을 w_{lim} 값으로 갱신하고, $t_{mcr}(i)$ 를 새로운 값 $t_{mcr}(i) = t(i) + (1/mcr(i))$ 로 갱신한다. $w(i) < w_{lim}$ 이면 $t_{mcr}(i) = t_{mcr}(i) + \{w_{mcr}(i)/mcr(i)\}$ 로 갱신한다. 또한, 셀 도착 시간, $t(i)$ 와 equal share에 대한 가중치 갱신 시간, $t_{eq}(i)$ 와의 차이가 $1/eq(i)$ 시간보다 크다면 $w(i)$ 는 $w_{eq}(i) = \lceil (t(i) - t_{eq}(i)) / (1/eq(i)) \rceil$ 만큼 증가시킨 후 $count(i)$ 값을 뺀다. $w(i)$ 값을 w_{lim} 과 비교하여 $w(i) \geq w_{lim}$ 이면 $w(i)$ 값을 w_{lim} 값으로 갱신하고, $t_{eq}(i)$ 를 새로운 값 $t_{eq}(i) = t(i) + \{1/eq(i)\}$ 로 갱신한다. 반대로 $w(i) < w_{lim}$ 이면 $t_{eq}(i) = t_{eq}(i) + \{w_{eq}(i)/eq(i)\}$ 로 갱신한다.

즉, 제안된 스케줄링 기법은 각 VC의 셀들을 최소한 MCR을 보장하면서 equal share로 서비스해 주기 때문에 공평성 기준을 만족한다. 그림 3은 MCR plus equal share를 위한 제안된 알고리즘의 흐름도이다.

2. Maximum of MCR or Max-Min share를 위한 제안된 스케줄링 알고리즘
공평성 기준은 식 3.2와 같이 표현된다.

$$B(i) = \max [MCR(i), Max - Min share] \quad (3.2)$$

각 VC의 공평 할당 대역 값은 각 VC의 MCR 값과 Max-Min share 값 중에서 큰 값으로 정해진다. 예를 들어, 네 개의 ABR VC가 있고, 모든 VC에 할당될 수 있는 전체 사용 가능한 대역이 150Mbps라고 가정한다. 각 ABR VC1, VC2, VC3, VC4의 MCR이 각각 50Mbps, 40Mbps, 20Mbps, 10Mbps이고 모든 VC들이 항상 전송할 셀이 큐에 있다고 가정하면 Maximum of MCR or Max-Min share의 공평성 기준에 근거하여 각 VC의 공평한 대역 할당은 50Mbps, 40Mbps, 30Mbps, 30Mbps이다. 따라서, 각 VC의 가중치는 각각

5, 4, 3, 3이고, 위의 공평성 기준은 만족된다.

그러나 만약에 VC1의 큐에 전송할 셀이 일시적으로 전혀 없다고 가정하면 즉, 일시적인 inactive VC가 존재한다면, 위의 공평성 기준에 근거하여 VC2, VC3, VC4의 공평한 대역할당은 각각 50Mbps, 50Mbps, 50Mbps이다. 그러나, WRR 스케줄링 알고리즘에 의한 VC2, VC3, VC4의 대역할당은 각각 60Mbps, 45Mbps, 45Mbps이다. 따라서 WRR 스케줄링 알고리즘은 위의 공평성 기준을 만족시키지 못한다. 이와 같이 네트워크에 연결되어 있는 ABR VC들이 모두 active 상태라면 WRR과 제안된 알고리즘은 공평성을 만족한다. 그러나 위에서 언급한 것처럼 연결되어 있는 ABR VC들 중 1개 이상의 ABR VC들이 일시적으로 전송할 셀이 없어 inactive 상태가 된다면, WRR 알고리즘은 공평성을 만족하지 못한다. 그러므로, 위와 같은 상황이 발생했을 때 위의 공평성 기준을 만족시키는 새로운 스케줄링 알고리즘이 요구된다.

제안된 알고리즘에서 사용되는 파라미터를 다음과 같이 정의한다.

- $w_{mm}(i)$: Maximum of MCR or Max-Min share에 대한 각 ABR VC(i)의 가중치 증가 값
- $mm(i)$: 각 ABR VC(i)의 Maximum of MCR or Max-Min share
- $t_{mm}(i)$: Max-Min share(B/n)에 대한 각 ABR VC(i)의 마지막 가중치 갱신 시간

ABR VC들에 대한 셀 스케줄링은 다음의 4단계로 구성이 된다.

1) 초기 단계

초기 단계에서는 모든 값들을 초기화시킨다. 스위치에서 공평성 기준에 의하여 공평 대역 할당 값을 계산하고 스케줄링 서버에 알려준다. 서버는 이 할당 값을 이용하여 가중치를 갱신한다.

2) 셀 도착 단계

각 VC의 셀이 도착했을 때, 셀 도착 시간을 저장하고 셀이 입력될 버퍼가 남아 있다면 셀을 각 VC의 큐에 입력시킨다.

3) 셀 스케줄링 단계

가중치, $w(i)$ 값이 0보다 큰 VC들 중 하나를 선택하여 셀을 전송한다. 이때 셀 선택 정책은 가장 큰 가중치를 가진 VC를 선택하여 큐에 셀이 있는지 검색한 후, 셀이 있으면 그 VC의 셀을 전송하고 만약 셀이 없으면

가중치가 그 다음으로 큰 값을 가진 VC를 선택하여 셀이 있는지 검색한다. 계속해서 가중치 값이 '0'보다 크고 셀이 있는 큐를 검색하여 큐에 셀이 있는 VC의 셀을 전송한다.

4) 가중치 갱신 단계

가중치를 갱신할 때 두 가지의 상황으로 분류할 수 있다. 첫 번째는 각 VC의 MCR이 Max-Min share의 값보다 커서 공정 대역 할당 값이 MCR로 되는 경우와 두 번째는 각 VC의 Max-Min share의 값이 MCR 값보다 커서 공정 대역 할당 값이 Max-Min share가 되는 경우이다.

i) 첫 번째 경우 ($mcr(i) \geq mm(i)$)의 ABR VC의 가중치 갱신은 다음과 같다.

각 VC의 셀 도착시간, $t(i)$,와 MCR에 대한 가중치 갱신 시간, $t_{mcr}(i)$ 와의 차이가 $1/mcr(i)$ 보다 크면 현재의 가중치, $w(i)$ 를 $w_{mcr}(i) = \lceil (t(i) - t_{mcr}(i)) / (1/mcr(i)) \rceil$ 만큼 증가시킨 후 $count(i)$ 값을 뺀다. 그리고, $w(i) \geq w_{lim}$ 이면 $w(i)$ 값을 w_{lim} 값으로 갱신하고, $t_{mcr}(i)$ 를 새로운 값 $t_{mcr}(i) = t(i) + (1/mcr(i))$ 로 갱신한다. $w(i) < w_{lim}$ 이면, $t_{mcr}(i) = t_{mcr}(i) + \{w_{mcr}(i)/mcr(i)\}$ 로 갱신한다. 또한, $w(i) \geq 0$ 이면 $count(i) = 0$ 으로 리셋하고 $w(i) < 0$ 이면 $count(i) = -w(i)$, $w(i) = 0$ 으로 갱신한다.

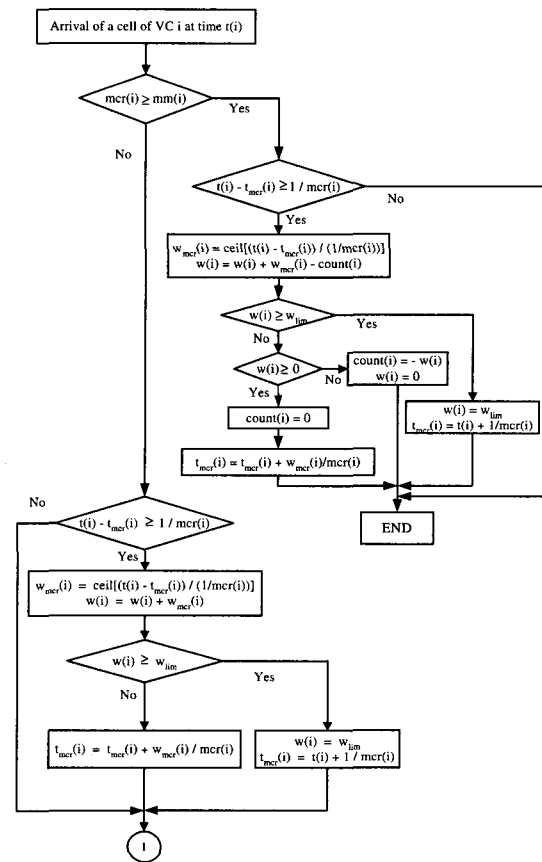
ii) 두 번째 경우 ($mcr(i) < mm(i)$)의 ABR VC의 가중치 갱신은 다음과 같다.

각 VC의 셀 도착시간, $t(i)$ 와 MCR에 대한 가중치 갱신 시간, $t_{mcr}(i)$ 와의 차이가 $1/mcr(i)$ 보다 크면 현재의 가중치, $w(i)$ 를 $w_{mcr}(i) = \lceil (t(i) - t_{mcr}(i)) / (1/mcr(i)) \rceil$ 만큼 증가시킨다. 그리고, $w(i) \geq w_{lim}$ 이면 $w(i)$ 값을 w_{lim} 값으로 갱신하고, $t_{mcr}(i)$ 를 새로운 값 $t_{mcr}(i) = t(i) + (1/mcr(i))$ 로 갱신한다. 또한, $w(i) < w_{lim}$ 이면 $t_{mcr}(i) = t_{mcr}(i) + \{w_{mcr}(i)/mcr(i)\}$ 로 갱신한다. 그리고 각 VC의 셀 도착 시간, $t(i)$ 와 Max-Min share에 대한 가중치 갱신 시간, $t_{mm}(i)$ 와의 차이가 $1/(mm(i) - mcr(i))$ 보다 크다면 각 VC의 가중치 값은 현재의 가중치, $w(i)$ 를 $w_{mm}(i) = \lceil (t(i) - t_{mm}(i)) / (1/(mm(i) - mcr(i))) \rceil$ 만큼 증가시킨 후 $count(i)$ 값을 뺀다. $w(i) \geq w_{lim}$ 이면 $w(i)$ 값을 w_{lim} 값으로 갱신하고, $t_{mm}(i)$ 를 새로운 값 $t_{mm}(i) = t(i) + \{1/(mm(i) - mcr(i))\}$ 로 갱신한다. $w(i) < w_{lim}$ 이면 $t_{mm}(i) = t_{mm}(i) + \{w_{mm}(i) / (mm(i) - mcr(i))\}$ 로 갱신한다. 또한, $w(i) \geq 0$ 이면 $count(i) = 0$ 으로 리셋하고

$w(i) < 0$ 이면 $count(i) = -w(i)$, $w(i) = 0$ 으로 갱신한다.

다시 말하면, i)의 경우 VC의 셀 도착 간격이 MCR 주기보다 크다는 것은 VC가 일시적으로 MCR보다 적게 셀이 도착한다는 것을 의미한다. 그러므로, cell time 동안, VC(i)의 셀이 없어 전송하지 못하고 대신에 가중치가 큰 다른 VC의 셀을 전송해준 만큼 VC(i)의 가중치를 갱신해 두었다가 셀이 있을 때 이를 보상해 준다. 또한 카운트는, cell time 동안, MCR보다 많이 전송 받은 셀 수의 값을 갖고 있으므로 이를 가중치에서 빼주어 평균적으로 MCR을 보장받을 수 있도록 갱신해 준다. 그리고 ii)의 경우도 마찬가지이다. 그림 4는 Maximum of MCR or Max-Min share를 위한 제안된 알고리즘의 흐름도이다.

제안된 알고리즘은 새로운 VC가 연결을 요구하거나 연결된 VC가 연결을 제거하는 네트워크의 VC들의 변화가 발생하지 않는다고 가정하고, 연결되어 있는 VC들 중에서 일시적으로 inactive 상태가, 서비스 할 셀이 큐에 없는 경우, 발생했을 때에 공정성을 만족시키기 위한 알고리즘이다. 따라서 inactive 상태에 있는 VC의



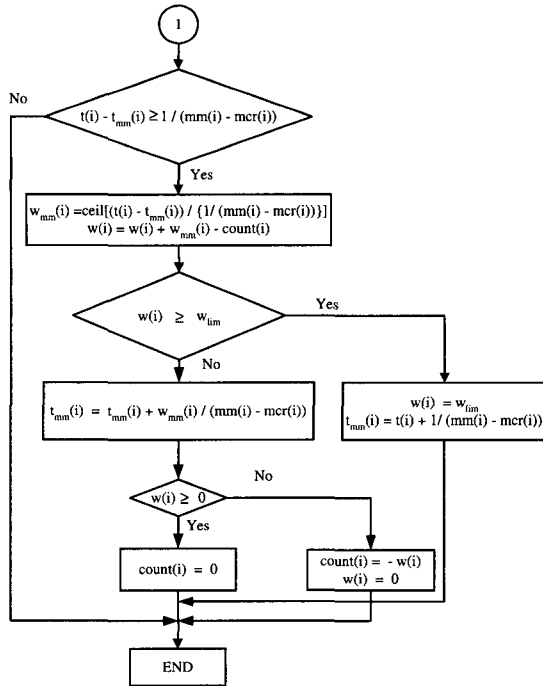


그림 4. 제안된 알고리즘의 흐름도(Maximum of MCR or Max-Min share)

Fig. 4. Flowchart of Proposed Algorithm.

셀 타임 슬롯을 active VC들에게 빌려주고, inactive VC가 다시 active VC로 활성화되었을 때 빌려준 타임 슬롯만큼 셀을 더 전송해 줌으로써 공정성을 만족시킨다. 그러므로 inactive VC와 active VC를 구분해야 하고, 타임슬롯을 빌려주고 되돌려 받기 위해서는 per-VC 큐잉이 필요하다. 또한, 빌려주고 되돌려 받기 위한 변수와 그에 따른 가중치 갱신을 위한 계산량이 약간 증가하여 계산 및 하드웨어 복잡도는 약간 증가하지만, 반면에 공정성을 거의 완벽하게 만족시킬 수 있다.

IV. 시뮬레이션 및 결과

1. 시뮬레이션 환경

본 논문에서 제안된 알고리즘의 시뮬레이션을 위한 네트워크 모델은 그림 5와 같이 5개의 소스와 5개의 목적지를 갖는다. 성능 측정을 위하여 스위치는 그림 6과 같은 Banyan 구조를 갖는 non-blocking 특성을 가지며 스위치의 출력포트에 per-VC 버퍼를 사용한다. 그림 6에서 SWTP(SWitch Traffic Processor)는 스위치 트래픽 관리 프로세서이다^[10]. 그리고 ABR 서비스

를 위하여 버퍼 용량은 무한대로 가정하고, 링크의 용량은 150Mbps로 가정한다. 그리고 소스들은 하나의 경로로만 전송되는 버스트 소스로 가정한다. 버스트 소스는 전송 블록들 사이의 평균값이 T_{off} 를 가지는 negative exponential distribution 특성을 가진다. 각 블록은 8kbytes로 고정되고 각 VC의 MCR은 50, 30, 10, 5, 5Mbps이다. 제안된 스케줄링 알고리즘의 공평한 대역 할당 여부를 공정성 기준에 의하여 성능을 평가한다.

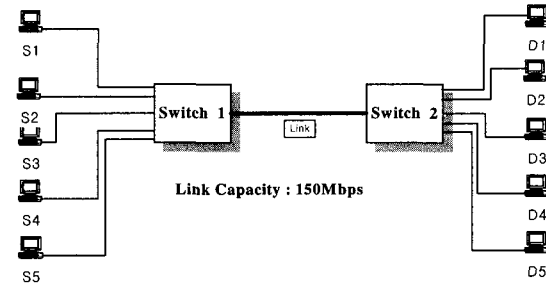


그림 5. 시뮬레이션 네트워크 모델
Fig. 5. Simulation Network Model.

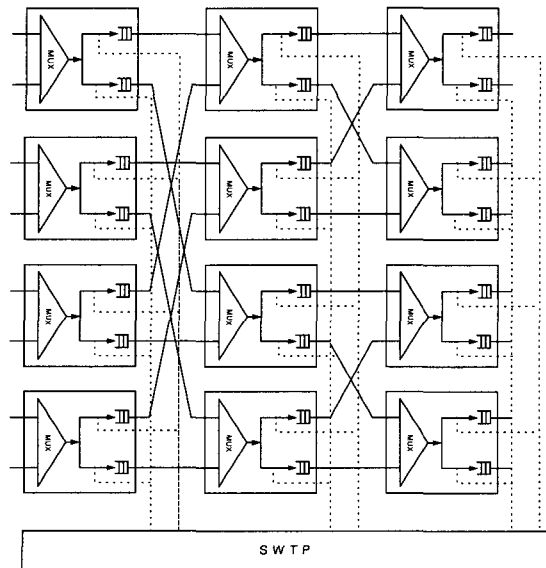


그림 6. Banyan 스위치 구조
Fig. 6. Banyan Switch Structure.

2. 공정성 지표

스위치에 접속 설정된 각 VC에 대하여, 공정성 기준에 따라, 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당 값을 결정할 수 있고, 일정 시간 동안의 시뮬레이션에 의한 각 VC의 측정된 대역 사용량을 얻을 수 있다. 따라서

주어진 공평성 기준에 대하여 WRR, Nabeshima et al, 그리고 제안된 알고리즘의 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당 값과 시뮬레이션에 의하여 측정된 대역 사용량으로부터 공평성 지표를 구할 수 있다. n 개의 VC의 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당값을 $\{\hat{x}_1, \hat{x}_2, \dots, \hat{x}_n\}$ 로 표시하고, 시뮬레이션에 의하여 측정된 대역 사용량을 $\{\bar{x}_1, \bar{x}_2, \dots, \bar{x}_n\}$ 로 표시한다면, 각 VC를 위한 정규화된 할당 값은 $x_i = \frac{\bar{x}_i}{\hat{x}_i}$ 로 계산할 수 있고, 공평성 지표(Fairness index) $F(i)$ 는 식(4.1)과 같다.

$$F(i) = \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \quad (0 \leq F(i) \leq 1) \quad (4.1)$$

각 VC에 대한 할당 값인 x_i 는 시간에 따라 변하기 때문에 공평성 지표는 시간의 함수로써 나타난다. 따라서, 일정 간격 동안의 처리율을 사용하여 전체 공평성 지표를 계산할 수 있다.

3. 시뮬레이션 결과 및 분석

본 논문에서는 제안된 스케줄링 알고리즘의 성능 측정을 위해 여러 가지 상황을 고려하여 WRR, Nabeshima et al 알고리즘과 비교, 분석하였다.

1) MCR plus equal share의 경우

가. 시뮬레이션 파라미터는 VC1의 셀 평균 도착율이 일정 기간동안 MCR plus equal share보다 작을 때의 상황을 고려하여 성능 측정을 하였다. 이때 ABR의 버스트 특성을 고려하여 각 VC의 셀은 ON-OFF 모델에 의해서 발생된다. *OnRate*는 VC가 ON상태에서의 셀 발생률이고, *MRate*는 ON-OFF 구간을 1로 했을 때 VC가 ON상태를 유지하는 비율이다. 다양한 변화를 고려하기 위해서, VC1에 대해서는 *OnRate*를 150Mbps로 설정하였고 VC2에서 VC5까지는 *OnRate*를 100Mbps로 설정하였다. 스위치에서 각 VC의 평균 셀 도착율은 다음의 식과 같이 구할 수 있다.

$$\text{Mean Cell rate} = \text{OnRate} \times \text{MRate} \quad (4.2)$$

예를 들어, VC1의 *OnRate*는 150Mbps이고 *MRate*가 0.4라면 평균 셀 도착율은 $150\text{Mbps} \times 0.4 = 60\text{Mbps}$ 가 된다. 그림 7에서는 4 msec간격으로 20msec동안 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다. 그림 7은 VC1의 셀이 스위치에 공평성 기준의 대역 할당 값보다 적게 도착할

때의 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다.

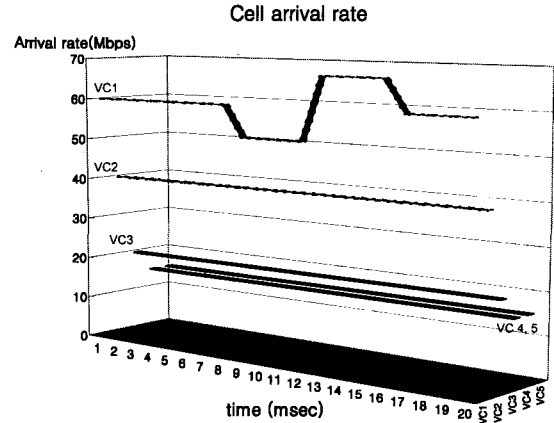


그림 7. 각 VC의 셀 도착율(VC1의 부하 < 1)
Fig. 7. Cell Arrival Rate in each VC(VC1 load < 1).

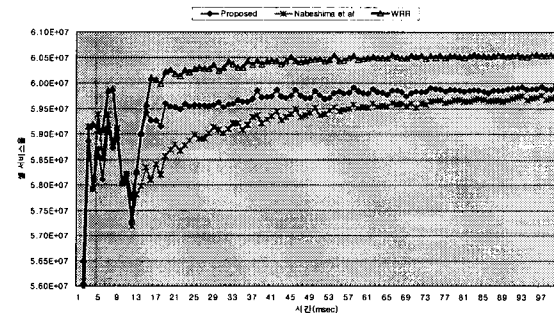


그림 8. 각 스케줄링 기법의 셀 서비스율(VC1)
Fig. 8. Cell Service Rate of each Scheduling Scheme (VC1).

그림 8은 VC1에 대한 3가지 스케줄링 기법의 셀 서비스율을 나타낸다. 그림에서 VC1이 4 msec동안 MCR로 스위치에 도착한 후에 공평성 기준에 다시 수렴하는 시간을 비교해보면 제안된 스케줄링 기법이 Nabeshima et al 기법의 수렴 시간보다 빠르고 대역 이용율이 높음을 알 수 있다. 이는 제안된 알고리즘이 공평성 기준에 따라 서비스를 받지 못한 대역만큼 가중치를 증가시켜 보상한 후 셀을 서비스해주기 때문에 수렴시간이 Nabeshima et al 기법보다 빠르다. 또한 WRR 기법은 VC1의 공평성 기준인 60Mbps 이상으로 수렴함을 알 수가 있다. 따라서, WRR 기법은 ABR 트래픽의 대역 할당을 위한 공평성 기준을 만족시키지 못하는 것을 알 수 있다.

표 1은 제안된 스케줄링 기법, Nabeshima et al 기

표 1. 각 VC의 서비스 셀 수(VC1의 부하 < 1)

Table 1. Number of Service Cells in Each VC(VC1 load < 1).

스케줄링 기법	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5	공평성지표
공평성 기준	6000000	4000000	2000000	1500000	1500000	1.0
제안된 기법	59971100	39998410	19895920	14954490	14957490	0.9999952
Nabeshima 기법	59676050	38984740	19784840	14882970	14882970	0.9998925
WRR 기법	60583450	40349390	20081410	14153660	14153660	0.9989799

표 2. 각 VC의 서비스 셀 수(부하>1)

Table 2. Number of Service Cells in Each VC(load>1).

스케줄링 기법	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5	공평성지표
공평성 기준	6000000	4000000	2000000	1500000	1500000	1.0
제안된 기법	59985900	39979300	19979170	14986260	14986260	0.9999999
Nabeshima 기법	59838940	39767780	19949650	14976260	14976260	0.9984999
WRR 기법	74898240	44954210	14993220	74966080	74966080	0.8749069

법, WRR 기법의 각 VC의 서비스된 셀 수를 나타낸다. 따라서, 제안된 기법이 다른 두 기법보다 공평성 기준에 거의 일치한다는 것을 알 수 있다.

표 2는 제안된 스케줄링 기법, Nabeshima et al. 기법, WRR 기법의 각 VC의 서비스된 셀 수를 나타낸다. 따라서, 제안된 기법이 다른 두 기법보다 공평성 기준에 거의 일치한다는 것을 알 수 있다.

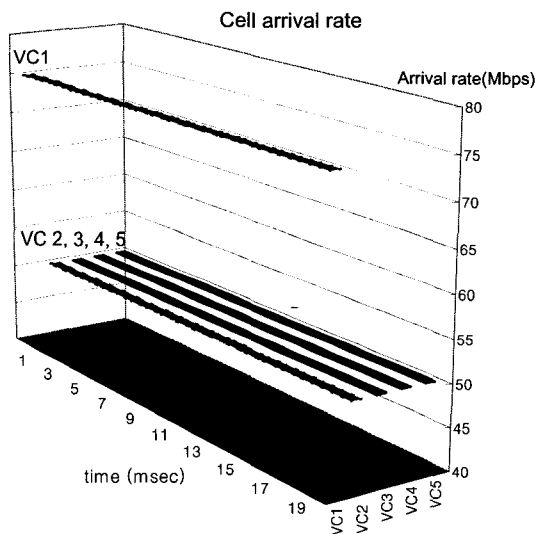


그림 9. 각 VC의 셀 도착율(부하 > 1)
Fig. 9. Cell Arrival Rate in each VC(load > 1).

나. 시뮬레이션 파라미터는 모든 VC의 셀 평균 도착율의 합이 링크 용량을 초과할 때의 상황을 고려하여 성능 측정을 하였다. 그림 9는 모든 VC의 셀이 공평한 대역할당 값 이상으로 스위치에 도착할 때의 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다.

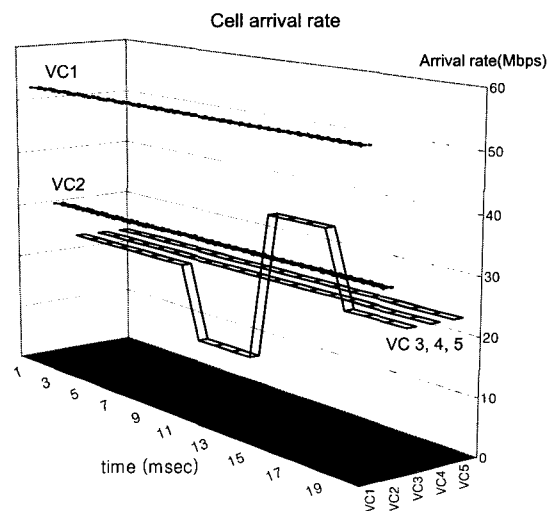


그림 10. 각 VC의 셀 도착율(VC3 load<1)
Fig. 10. Cell Arrival Rate in each VC(VC3 load<1).

2) Maximum of MCR or Max-Min share의 경우가. 시뮬레이션 파라미터는 VC3의 셀 평균 도착율이 Maximum of MCR or Max-Min share보다 작을 때의 상황을 고려하여 성능 측정을 하였다. 그림 10은 VC3

의 셀이 스위치에 대역 할당 값보다 적게 도착할 때의 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다.

그림 11은 VC3에 대한 3가지 스케줄링 기법의 셀 서비스율을 나타낸다. 그림에서 VC3이 4 msec동안 MCR로 스위치에 도착한 후에 공평성 기준에 다시 수렴하는 시간을 비교해보면 제안된 기법이 Nabeshima et al 기법과 WRR 기법의 수렴시간보다 빠르다는 것을 알 수가 있다. 이는 제안된 기법이 서비스를 받지 못한 대역만큼 가중치를 증가시켜 보상을 후 셀을 서비스해 주기 때문에 수렴시간이 Nabeshima et al 기법보다 빠르고 대역 이용율이 향상되었음을 보여준다.

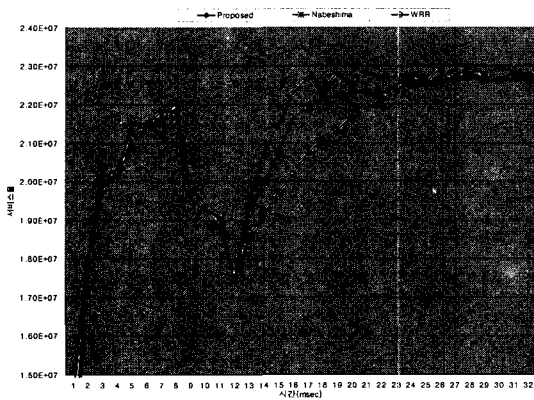


그림 11. 각 스케줄링 기법의 셀 서비스율(VC3)
Fig. 11. Cell Service Rate of each Scheduling Scheme(VC3).

표 3은 제안된 스케줄링 기법, Nabeshima et al 기법, WRR 기법의 각 VC의 서비스 셀 수를 나타낸다. 따라서, 제안된 기법이 다른 두 기법보다 공평성 기준에 거의 일치함을 알 수 있다.

나. 시뮬레이션 파라미터는 모든 VC의 셀 평균 도착율의 합이 링크 용량을 초과할 때의 상황을 고려하여 성능 측정을 하였다. 그림 12는 모든 VC의 셀이 공평

한 대역할당 값 이상으로 스위치에 도착할 때의 각 VC의 셀 도착율을 표현한다.

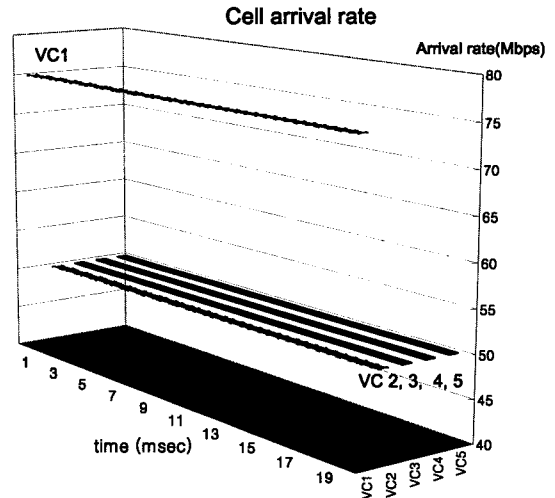


그림 12. 각 VC의 셀 도착율(부하>1)
Fig. 12. Cell Arrival Rate in each VC(Load>1).

표 4는 제안된 스케줄링 기법, Nabeshima et al 기법, WRR 기법의 각 VC의 서비스된 셀 수를 나타낸다. 따라서, 제안된 기법이 다른 두 기법보다 높은 공평성을 가지는 것을 알 수 있다.

표 4.1, 4.2, 4.3, 4.4에서 볼 수 있듯이 부하 1을 기준으로 2가지 경우 즉, 부하가 1보다 적을 때와 클 때의 결과에서 background traffic 즉, CBR과 VBR의 변화가 발생하여도 결국 2가지의 경우가 혼합, 반복되어 나타나기 때문에 제안된 알고리즘이 공평성 기준을 만족시킨다고 볼 수 있다. 그리고 홉 수가 증가하고 그에 따라 병목된 VC들의 수가 변하여도 결과적으로 표 4.4와 같은 과부하 상태가 많아지기 때문에 제안된 알고리즘이 공평성 기준을 만족시키고 대역을 효율적으로 사용할 수 있다고 볼 수 있다.

표 3. 각 VC의 서비스된 셀 수(VC3 load < 1)
Table 3. Number of Service Cells in Each VC(VC3 load < 1).

스케줄링 기법	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5	공평성지표
공평성 기준	50000000	30000000	23333333	23333333	23333333	0.9999473
제안된 기법	50000880	30022120	23241050	23258010	23028010	0.9999473
Nabeshima 기법	50067840	30122120	23041050	23049530	23049530	0.9985445
WRR 기법	52688260	30113640	23041050	21743560	21743560	0.9977885

표 4. 각 VC의 서비스 셀 수(부하 > 1)
Table 4. Number of Service Cells in Each VC(load>1).

스케줄링 기법	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5	공평성지표
공평성 기준	50000000	30000000	23333333	23333333	23333333	1.0
제안된 기법	49957600	29960990	23295460	23322420	23322420	0.9999999
Yamanaka 기법	48949120	28960470	23321420	23303940	23303940	0.9989978
WRR 기법	74898240	44954210	14993220	74966080	74966080	0.7176774

VI. 결 론

참 고 문 헌

본 논문에서는 ABR 서비스를 위한 대역 할당의 공평성 기준들 중 MCR plus equal share와 Maximum of MCR or Max-Min share를 만족하고 대역을 효율적으로 사용할 수 있는 스케줄링 기법이 제안되었다. 여러 가지 상황을 고려하여 제안된 스케줄링 기법의 성능을 측정하였고, Nabeshima et al 기법, WRR 기법들과 비교 분석하였다. MCR plus equal share에 대하여 스위치에 VC1의 셀이 MCR로 도착되었을 때 제안된 기법이 가장 높은 공평성과 대역 이용율을 보이는 것을 알 수 있다. 그리고, 스위치에 셀이 링크 용량 이상으로 도착하였을 때에도 제안한 기법이 높은 공평성과 이용율을 가지는 것을 알 수 있다. 또한 Maximum of MCR or Max-Min share에 대하여 스위치에 VC3의 셀이 MCR로 도착되었을 때 제안된 기법이 높은 공평성을 가지는 것을 알 수 있다. 그리고, 스위치에 셀이 링크 용량 이상으로 도착되었을 때 제안된 기법이 가장 높은 공평성을 보이는 것을 알 수 있다. 그러나, WRR 기법은 두 공평성 기준을 모두 만족하지 못하는 것을 알 수 있다.

시뮬레이션을 통하여 각 스케줄링 기법의 성능을 측정 한 결과 제안된 기법은 신속한 응답 시간 및 다른 두 기법보다 공평성에 거의 근접하는 높은 공평성을 제공하여 다른 두 기법보다 좋은 성능을 보이는 것을 알 수 있었다. 따라서, 제안된 스케줄링 기법을 ATM 스위치에 수용하여 ABR 트래픽 서비스를 한다면 각 ABR VC들에게 MCR을 보장해 줄뿐만 아니라 공평한 대역을 할당해 줄 수 있으며 네트워크의 어떤 상황에서 서도 높은 공평성을 제공할 것으로 기대된다.

[1] Y. T. Hou, H. H. Y. Tzeng, S. S. Panwar, and V. P. Kumar, "Fair Network Bandwidth Allocation with Minimum Rate Guarantee and Its ABR Implementations," ICC'97, 1997.

[2] N. Matsufuru, K. Nishimura, "Comparative Evaluation of Resource Allocation Strategies Using Weighted Round Robin Scheduler in ATM Switches," *EICE Trans. Commun.*, Jan. 1999.

[3] U. Briem, E. Wallmeier, C. Beck, and F. Matthesen, "Traffic Management for an ATM Switch with Per-VC Queueing: Concepts and Implementation," *IEEE Commun. Magazine*, pp. 88~93, 1998.

[4] ATM Forum, "Traffic Management Specification, Version 4.1," *ATM Forum Technical Committee*, Mar. 1999.

[5] Chiung-Shien Wu, "Link-sharing Method for ABR/UBR Services in ATM Networks," *Computer Communications 21*, pp. 1131~1142, 1998.

[6] M. Katevinis, S. Sidiropoulos, C. Courcoubetis, "Weighted Round-robin Cell Multiplexing in a General-purpose ATM Switch Chip," *IEEE J. on Sel. Area in Commun.*, Sep. 1991.

[7] Y. T. Wang, T. P. Lin, K. C. Gan, "An Improved Scheduling Algorithm for Weighted Round-robin Cell Multiplexing in an ATM Switch," *Proc. of IEEE ICC'94*, pp. 1032-1037, May 1994.

- [8] M. Nabeshima, N. Yamanaka, "New Scheduling Mechanisms for Achieving Fairness Criteria," *IEICE Trans. Commun.*, Vol. E82-B, No. 6, pp. 962~966, June 1999.
- [9] 조해성, 정경택, 전병실, "BSW 기반의 WRR 셀 스케줄링 알고리즘," *한국통신학회 논문지*, Vol. 25, No. 11, pp. 1717~1723, Nov. 2000.
- [10] 정경택, "ATM 스위치의 폭주제어 및 최대링크 이용률을 위한 대역할당 알고리즘," *한국통신학회 논문지*, Vol. 25, No. 11, pp. 1709~1716, Nov. 2000.

저 자 소 개



鄭旻澤(正會員)

1982년 2월 : 전북대학교 전자공학과(공학사). 1984년 2월 : 전북대학교 대학원 전자공학과(공학석사). 1994년 2월 : 전북대학교 대학원 전자공학과(공학박사). 1995년 11월~1997년 1월 : 영국 Loughborough

University 초청 연구원. 1990년 4월~현재 : 군산대학교 전자정보공학부 교수. <주관심분야 : 교환 및 전송, packet 통신망, 무선 LAN>



朴 玄(準會員)

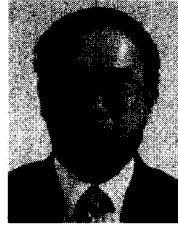
1999년 8월 : 여수대학교 전자통신공학과(공학사). 2002년 2월 : 전북대학교 대학원 전자공학과(공학석사). 2002년 3월 : 전북대학교 대학원 전자공학과 박사과정 입학. <주관심분야 : ATM 트래픽 제어, 무선

LAN>



朴 浚 盛(準會員)

1996년 2월 : 군산대학교 전자공학과(공학사). 1998년 2월 : 전북대학교 대학원 전자공학과(공학석사). 2000년 8월 : 전북대학교 대학원 전자공학과 박사과정 수료. <주관심분야 : 무선 ATM, 무선 LAN>



田 炳 實(正會員)

1967년 2월 : 전북대학교 전자공학과(공학사). 1970년 8월 : 전북대학교 대학원 전자공학전공(공학석사). 1976년 8월 : 전북대학교 대학원 전자공학전공(공학박사). 1979년~80년 : 미국 University Notre Dame

객원교수. 1971년~현재 : 전북대학교 전자공학과 교수. 1998년~2000년 : 전북대학교 학생처장. <주관심분야 : ATM 교환기술, Interconnection Network, ATM트래픽 제어, 무선 ATM>