

# Maximum of MCR or Max-Min Share 공평성을 만족하는 개선된 WRR 스케줄링 알고리즘

정회원 정 경 태\*

## Modified WRR Scheduling Algorithm for Satisfying Maximum of MCR or Max-Min Share Fairness Criterion

Kyung-Taek Chung\* *Regular Member*

### 요 약

WRR 스케줄링 알고리즘은 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어 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 공평성 기준의 하나인 Maximum of MCR or Max-Min share 공평성을 만족시키지 못한다. 따라서 ABR 서비스를 위한 공평성 기준을 만족시키는 스케줄링 알고리즘이 필요하다.

따라서, 본 논문에서는 ABR 서비스를 위한 5가지 공평성 기준들 중 Maximum of MCR or Max-Min share를 만족시키는 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안된 알고리즘이 공평성 기준을 만족시키고, 네트워크 자원을 각 ABR VC들에게 공평하게 할당해 주는지를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 WRR 알고리즘과 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 five fairness criteria for ABR service were defined by ATM Forum TM 4.0 specification. 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 a fairness criterion, Maximum of MCR or Max-Min share, of the five criteria for ABR service on ATM Forum TM 4.0 specification.

In this paper, we propose a scheduling algorithm for satisfying the fairness criterion, Maximum of MCR or Max-Min share. Throughout experimental simulation, WRR and the proposed scheduling algorithms are compared with respect to fairness index and discrimination index. According to the simulation results, the proposed algorithm shows higher fairness than WRR algorithm.

### 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

\* 군산대학교 전자정보공학부 부교수(eoe604@kunsan.ac.kr)

논문번호 : K01073-0216, 접수일자 : 2001년 2월 16일

\* 본 논문은 2001년도 두뇌한국 21 사업에 의하여 일부 지원되었음

정의하였다. 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. 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 할당해야 한다<sup>[1,3]</sup>.

ATM Forum TM 4.0 규정에서 ABR 서비스 클래스를 위한 5가지의 공평성 기준이 정의되었는데, 이러한 공평성 기준들을 만족하는 스케줄링 알고리즘이 요구된다. ATM Forum TM 4.0 규정에서 정의된 5가지 공평성 기준은 다음과 같다<sup>[4]</sup>.

**1) 공평성 기준 1(Max-Min)**

사용 가능한 대역 B는 그 링크의 n개의 active VC에 의해 동등하게 공유된다.

$$B(i) = B/n \quad (1.1)$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 ABR VC들이 공유할 수 있는 대역을 의미하고, 모든 접속들은 가중치(weight)가 없거나 동등한 가중치를 갖는 zero-MCR(Minimum Cell Rate)이다. 공유 환경에서 각 소스의 처리율은 다른 소스들의 요구에 의존한다. 사용 가능한 대역을 소스들 중 활성중이고 병목되지 않은 모든 소스들에게 같은 대역을 할당하는 것이다. 네트워크 환경에서 각 소스들에게 대역을 할당하기 위해 주로 사용되는 기준은 Max-Min 공평성이다.

**2) 공평성 기준 2(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.

$$B(i) = MCR(i) + (B - M)/n \quad (1.2)$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 ABR VC들에 의해 공유되는 대역이고, M은 n개의 active ABR VC들의 MCR의 합을 의미하며, 모든 MCR 값들이 0에 가까워지면 이 조건은 Max-Min 공평성 기준으로 수렴된다.

**3) 공평성 기준 3(Maximum of MCR or Max-Min share)**

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

$$B(i) = \max(MCR(i), Max - Min share) \quad (1.3)$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 ABR VC들이 공유할 수 있는 대역을 의미하고, n은 그 링크의 active VC들의 개수이다. 모든 VC들의 MCR이 0에 접근하면서 Max-Min 공평성 기준으로 수렴된다.

**4) 공평성 기준 4(Allocation proportional to MCR)**

하나의 VC에 대한 대역할당은 MCR에 비례하여 가중된다.

$$B(i) = B * (MCR(i) / M) \quad (1.4)$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 ABR VC들에 의해 공유되는 대역이고 M은 n개의 active ABR VC들의 MCR의 합을 의미하며, 이 기준은 zero-MCR을 가진 VC에게는 적용되지 않는다.

**5) 공평성 기준 5(weighted allocation)**

하나의 VC에 대한 대역할당은 미리 정해진 가중치, w(i),에 비례한다.

$$B(i) = B * (w(i) / \sum w(i)) \quad (1.5)$$

B는 현재의 링크에서 ABR VC들에 의해 공유되는 대역을 나타내고, 모든 접속들이 동등한 가중치를 가진 특별한 경우가 Max-Min 기준이다. 가중치는 MCR의 값에 독립적이거나 비독립적일 수 있다. per-VC 큐잉을 사용하는 스케줄링 알고리즘 중에서 확고한 성능 보장을 하는 간단한 스케줄링 알고리즘이 WRR(Weighted Round Robin) 알고리즘이다<sup>[2,4]</sup>. WRR 알고리즘은 ATM과 같은 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어 고속 패킷 스위칭 네트워크에서 셀 스케줄링 알고리즘으로 널리 쓰인다.

이 알고리즘은 특정 큐의 서버에 대한 접근 시간

의 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<sup>[1,3]</sup>.

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<sup>[7,8]</sup>.

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, 3이고, 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. 그러므로, 위와 같은 상황이 발생했을 때에도 공평성 기준을 만족시킬 수 있는 새로운 스케줄링 알고리즘이 요구된다.

위에서 서술한 5가지 공평성 기준들 중 두 번째 기준인 MCR plus equal share 공평성을 만족시키는 알고리즘은 이미 제안되었다<sup>[8]</sup>.

따라서 본 논문에서는 ABR 서비스 클래스를 위한 공평성 기준들 중 세 번째 기준인 Maximum of MCR or Max-Min share 공평성을 만족시키는 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 그리고 제안된 알고리즘이 공평성 기준을 만족하고, 네트워크 자원을 각 ABR VC들에게 공평하게 할당해 주는지를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 분석한다. 본 논문의 2장에서는 WRR 스케줄링 알고리즘에 대하여 알아보고, 3장에서는 제안된 스케줄링 알고리즘에 대하여 상술하고 4장에서는 제안된 알고리즘의 시뮬레이션 및

결과에 대해서 분석한다. 그리고 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

## II. WRR 스케줄링 알고리즘

WRR 알고리즘은 ATM과 같은 고속 패킷 스위칭 네트워크에서 계산의 단순성과 저 비용 구현의 장점을 가지고 있어 스케줄링 알고리즘으로 널리 쓰인다. 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 VC의 큐는 자신이 보낼 수 있는 패킷의 수를 계산 할 수 있는 카운터를 가지고 있다. 이 카운터의 값은 각 VC에 할당된 가중치 값으로 초기에는 동등하게 된다. 각 VC의 셀들은 '0'보다 큰 카운터 값을 가지고 있는 VC의 큐의 헤더로부터 한 사이클 안에 보내어진다. 패킷을 보낸 후 VC의 카운터 값은 1이 감소된다. 모든 VC의 카운터 값 또는 큐의 길이가 '0'에 도달하게 되면 모든 카운터 값이 원래의 가중치 값으로 복구된다<sup>[3]</sup>.

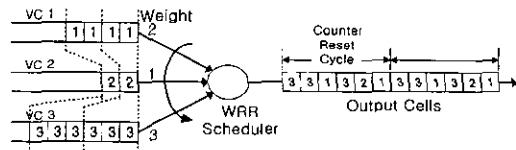


그림 2.1 WRR 알고리즘의 구조

그림 2.1은 WRR 알고리즘을 나타내는데, 각각의 큐 1, 2, 3에 할당된 가중치 값은 2, 1, 3이다. 그림 2.1에서 '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.

그러나, WRR 알고리즘은 버스티한 트래픽에 대해서 낮은 효율성의 문제점이 있다. 또한 WRR 알고리즘은 입력 트래픽을 일정율로 스케줄링하기 때문에 ABR 서비스 클래스의 공평성 기준을 만족시

킬 수는 없다. 따라서 ABR VC들의 서비스를 위한 공평성 기준을 만족시키는 스케줄링 알고리즘이 필요하다.

### III. 제안된 스케줄링 알고리즘

#### 1. Maximum of MCR or Max-Min Share 기준

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 링크에서 병목된 VC들이란 할당 받을 대역이 주어진 링크에서만 병목되는 VC를 말하고, 다른 링크에서 병목된 VC들이란 할당받을 대역이 주어진 링크 이외의 다른 링크에서 병목되는 VC를 말한다. 그림 3.1과 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.

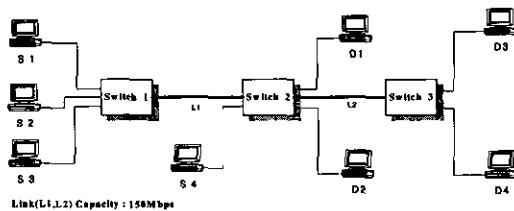


그림 3.1 3개의 노드로 구성된 모델

ABR 소스의 공평성 기준을 명확히 하기 위해 다음과 같은 파라미터들을 정의한다.

- A : 현재의 링크에서 모든 ABR VC가 사용할 수 있는 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

B(i) : ABR VC(i)의 공평한 할당 대역

MCR(i) : ABR VC(i)의 MCR

#### 1) Maximum of MCR or Max-Min Share 기준

하나의 VC(i)에 대한 대역 할당은 MCR(i)와 Max-Min share(B/n) 중에서 큰 값으로 결정된다.

$$B(i) = \max(MCR(i), Max-Min share) \quad (3.1)$$

이 조건은 모든 MCR(i)가 0이 된다면 Max-Min 기준이 된다.

#### 2. 제안된 스케줄링 알고리즘

공평성 기준은 식 3.1과 같이 표현된다. 즉,

$$B(i) = \max(MCR(i), Max-Min share)$$

이다. 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 알고리즘은 새로운 VC가 연결을 요구하거나 연결된 VC가 연결을 제거하는 네트워크의 VC들의 변화가 발생하지 않는다고 가정하고, 연결되어 있는 VC들 중에서 일시적으로 inactive, 서비스 할 셀이 큐에 없는 경우, 상태가 발생했을 때에 공평성을 만족시키기 위한 알고리즘이다. 따라서 inactive 상태에 있는 VC의 셀 타임 슬롯을 active VC들에게 빌려주고, inactive VC가 다시 active VC로 활성화되었을 때 빌려준 타임 슬롯만큼 셀을 더 전송해 줌으로써 공평성을 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 공평성을 완벽하게 만족시킬 수 있다.

제안된 알고리즘에서 사용되는 파라미터를 다음과 같이 정의한다.

- $w(i)$  : 각 ABR VC(i)의 가중치
- $w_{mcr}(i)$  : MCR에 대한 각 ABR VC(i)의 가중치 증가 값
- $w_{mm}(i)$  : Maximum of MCR or Max-Min share에 대한 각 ABR VC(i)의 가중치 증가 값
- $t(i)$  : ABR VC(i)의 셀 도착 시간
- $mcr(i)$  : 각 ABR VC(i)의 MCR
- $mm(i)$  : 각 ABR VC(i)의 Maximum of MCR or Max-Min share
- $t_{mcr}(i)$  : MCR에 대한 각 ABR VC(i)의 마지막 가중치 갱신 시간
- $t_{mm}(i)$  : Max-Min share(B/n)에 대한 각 ABR VC(i)의 마지막 가중치 갱신 시간
- $w_{lim}(i)$  : 각 ABR VC(i) 가중치의 상한 값
- $count(i)$  : 가중치가 '0'보다 큰 모든 VC들의 큐가 비어 있을 때 가중치가 '0'인 다른 VC의 셀이 전송된다. 그때 서비스된 ABR

VC(i)의  $count(i)$ 를 '1' 증가시킨다.

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 공평 대역 할당 값이 MCR로 되는 경우와 두 번째는 각 VC의 Max-Min share의 값이 MCR 값보다 커서 공평 대역할당 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

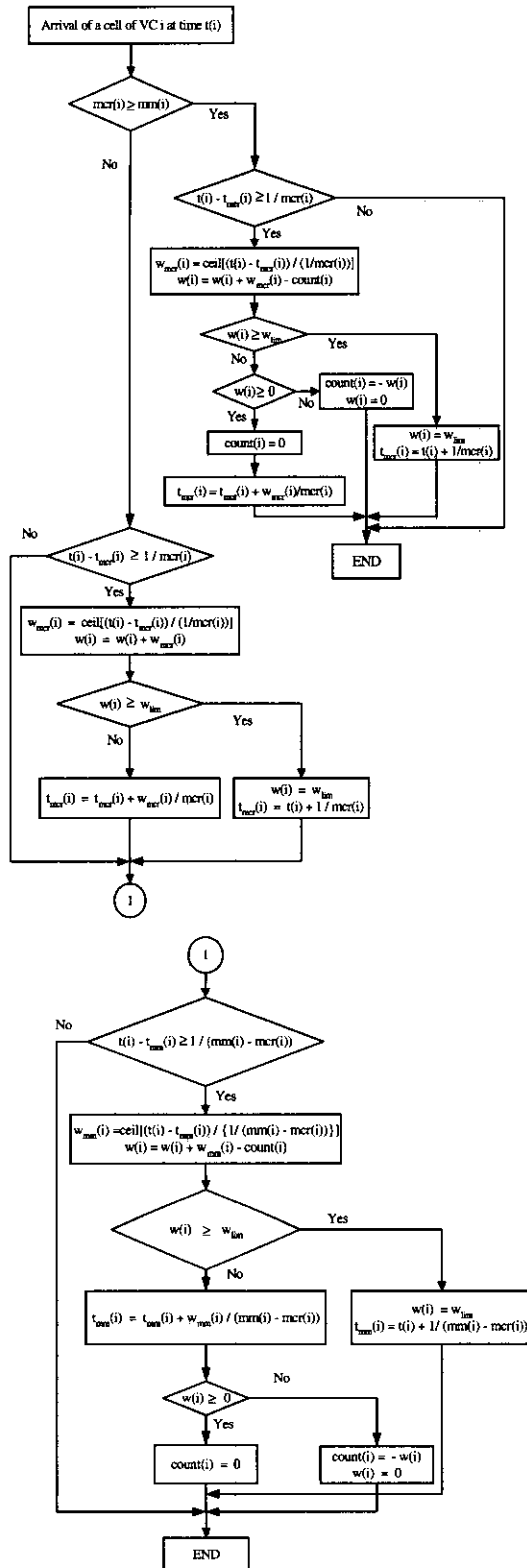


그림 3.2 제안된 알고리즘의 흐름도

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,  $t_{mmm}(i)$ ,와의 차이가  $1/(mm(i) - mcr(i))$ 보다 크다면 각 VC의 가중치값은 현재의 가중치,  $w(i)$ ,를  $w_{mmm}(i) =$

$\lceil \{ (t(i) - t_{mmm}(i)) / (1/(mm(i) - mcr(i))) \} \rceil$  만큼 증가시킨 후  $count(i)$ 값을 뺀다.  $w(i) \geq w_{lim}$ 이면  $w(i)$ 값을  $w_{lim}$ 값으로 갱신하고,  $t_{mmm}(i)$ 를 새로운 값,  $t_{mmm}(i) = t(i) + \{1/(mm(i) - mcr(i))\}$ 로 갱신한다.  $w(i) < w_{lim}$ 이면,

$t_{mmm}(i) = t_{mmm}(i) + \{w_{mmm}(i) / (mm(i) - mcr(i))\}$ 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 3.2는 제안된 스케줄링 알고리즘의 흐름도이다.

#### IV. 시뮬레이션 및 결과

##### 1. 시뮬레이션 환경

본 논문에서 제안된 알고리즘의 시뮬레이션을 위

한 네트워크 모델은 그림 4.1과 같이 5개의 소스와 5개의 목적지를 갖는다.

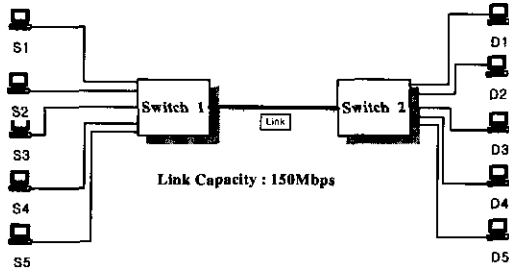


그림 4.1 시뮬레이션 네트워크 모델

성능 측정을 위하여 스위치는 그림 4.2와 같은 Banyan 구조를 갖는 non-블록킹 특성을 가지며 스위치의 출력 포트에 per-VC 버퍼를 사용한다. 그림 4.2에서 SWTP는 스위치 트래픽 관리 프로세서이다 [7]. 그리고 ABR 서비스를 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 공평성 기준에 의하여 공평성 지표를 계산하고 성능을 평가한다.

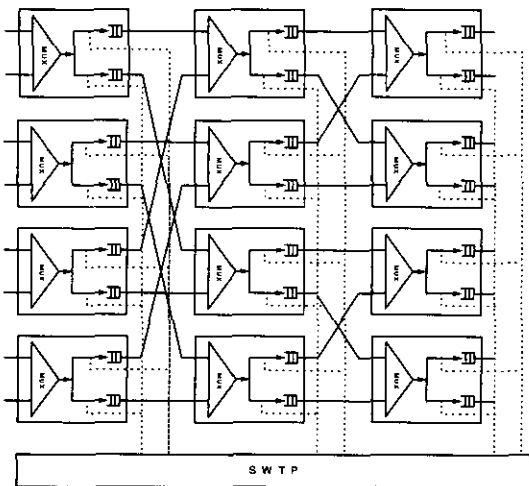


그림 4.2 Banyan 스위치 구조

## 2. 공평성 지표

스위치에 접속 설정된 각 VC에 대하여, 공평성 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 알고리즘과 제안된 스케줄링 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 할당 값을  $\{\hat{x}_1, \hat{x}_2, \dots, \hat{x}_n\}$ 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 함수로서 나타난다. 따라서, 일정 간격 동안의 처리율을 사용하여 전체 공평성 지표를 계산할 수 있다. 공평성 지표는 0과 1 사이의 값으로서 불공평 지표(discrimination index)  $D(i)$ 를 식(4.2)와 같이 구할 수 있다.

$$D(i) = 1 - F(i) = 1 - \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \quad (4.2)$$

## 3. 시뮬레이션 결과 및 분석

본 논문에서는 제안된 스케줄링 알고리즘의 성능 측정을 위해 여러 가지 상황을 고려하여 WRR 알고리즘과 비교, 분석하였다. 특히, ABR 트래픽에서 요구되는 스케줄링 알고리즘의 기준으로서 공평성 지표와 불공평 지표를 이용하여 제안된 스케줄링 알고리즘의 성능을 측정, 분석하였다.

### 1) VC의 셀 도착율 < 1 인 경우

시뮬레이션 파라미터는 공평성 기준에 대하여 VC3의 셀 평균 도착율이 Maximum of MCR or Max-Min share보다 작을 때의 상황을 고려하여 성능을 측정하였다. VC1의 OnRate는 150Mbps로 설정하였고 VC2에서 VC5까지의 OnRate는 100Mbps로 설정하였다. 스위치에서 각 VC의 평균 셀 도착

율은 다음의 식(4.3)과 같이 구할 수 있다.

$$Mean\ Cell\ rate = OnRate \times MRate \quad (4.3)$$

예를 들어, *OnRate*가 150Mbps이고 *MRate*가 0.4라면 평균 셀 도착율은 150Mbps × 0.4 = 60 Mbps가 된다. 표 4.1에서 각 단계는 4 msec마다의 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다.

표 4.1은 VC3의 셀이 스위치에 공평성 기준의 대역 할당 값보다 적게 도착할 때의 각 VC의 셀 도착율을 나타낸다.

표 4.1 각 VC의 셀 도착율(VC3<1)

소스	Mrate	Mrate	Mrate	Mrate	Mrate
VC1	0.35	0.35	0.35	0.35	0.35
VC2	0.3	0.3	0.3	0.3	0.3
VC3	0.23	0.23	<u>0.1</u>	0.36	0.23
VC4	0.23	0.23	0.23	0.23	0.23
VC5	0.23	0.23	0.23	0.23	0.23

그림 4.3은 VC3에 대한 두 가지 스케줄링 알고리즘의 셀 서비스율을 나타낸다. 그림에서 볼 수 있듯이 VC3이 4 msec 동안 MCR로 스위치에 도착한 후에 공평성 기준에 다시 수렴하는 시간을 비교해보면 제안된 스케줄링 알고리즘이 WRR 알고리즘의 수렴시간보다 빠르다는 것을 알 수가 있다. 이는 제안된 알고리즘이 공평성 기준에 따라 inactive 상태에 있을 때 서비스를 받지 못한 대역만큼 가중치를 증가시켜 셀을 서비스해주기 때문에 수렴시간이 빠르다.

표 4.2는 제안된 스케줄링 알고리즘과 WRR 알고리즘의 공평성 및 불공평 지표 값을 나타낸다. 표에서 알 수 있듯이 제안된 알고리즘의 불공평 지표

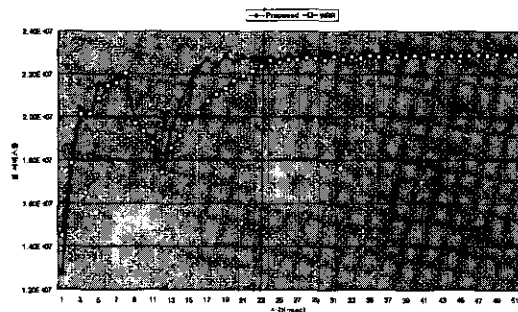


그림 4.3 각 알고리즘의 셀 서비스율(VC3, VC3<1)

값은  $5.27 \times 10^{-5}$ 인 반면, WRR 알고리즘의 불공평 지표 값은  $2.21 \times 10^{-3}$ 으로써 제안된 알고리즘의 불공평 지표 값이 WRR 알고리즘보다 매우 작은 것을 알 수 있다. 따라서, 제안된 알고리즘이 WRR 알고리즘보다 매우 높은 공평성을 갖는 것을 알 수 있다.

표 4.2 공평성 및 불공평 지표(VC3<1)

스케줄링 알고리즘	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5
공평성 기준	50,000,000	30,000,000	23,333,333	23,333,333	23,333,333
제안된 알고리즘	50,050,880	30,122,120	23,041,050	23,058,010	23,058,010
공평성 지표	0.9999473				
불공평 지표	$5.27 \times 10^{-5}$				
WRR 알고리즘	52,688,260	30,113,640	23,041,050	21,743,560	21,743,560
공평성 지표	0.9977885				
불공평 지표	$2.21 \times 10^{-3}$				

## 2) VC의 셀 도착율 > 1 인 경우

시뮬레이션 파라미터는 공평성 기준에 대하여 모든 VC의 셀 평균 도착율의 합이 링크 용량을 초과할 때의 상황을 고려하여 성능을 측정하였다. 표 4.3은 모든 VC의 셀이 공평한 대역 할당 값보다 많이 스위치에 도착할 때의 각 VC의 셀 도착율을 표현한다.

표 4.3 각 VC의 셀 도착율(부하>1)

소스	Mrate	Mrate	Mrate	Mrate	Mrate
VC1	0.5	0.5	0.5	0.5	0.5
VC2	0.5	0.5	0.5	0.5	0.5
VC3	0.5	0.5	0.5	0.5	0.5
VC4	0.5	0.5	0.5	0.5	0.5
VC5	0.5	0.5	0.5	0.5	0.5

그림 4.4는 제안된 알고리즘의 셀 서비스율을 나타낸다. 그림에서 볼 수 있듯이 모든 VC의 셀이 스위치에 Maximum of MCR or Max-Min share 값을 초과하여 도착되었을 때 모든 VC의 셀 서비스율이 공평한 대역할당 값에 수렴한다. 따라서, 제안



된 알고리즘은 ABR 트래픽의 대역 할당을 위한 공평성 기준을 만족하며 매우 높은 공평성을 보이는 것을 알 수 있다.

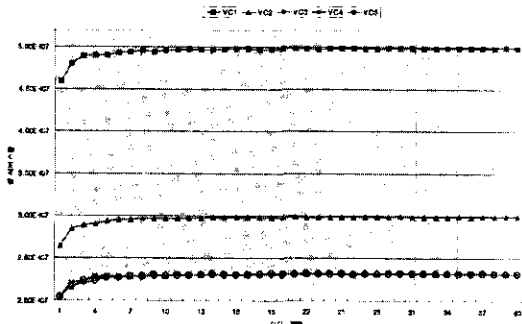


그림 4.4 제안된 알고리즘의 셀 서비스율(부하>1)

그림 4.5는 WRR 알고리즘의 셀 서비스율을 나타낸다. 그림에서 볼 수 있듯이 모든 VC의 셀이 링크 용량을 초과하여 스위치에 도착했을 때 스위치에서의 셀 서비스율은 공평성 기준을 만족시키지 못함을 알 수 있다. 이와 같은 결과는 WRR 알고리즘은 미리 정해진 가중치에 따라 셀을 서비스하기 때문이다. 즉, WRR 알고리즘은 링크 용량을 초과하여 셀이 도착하였을 때 공평성 기준을 만족시키지 못한다는 것과 매우 낮은 공평성을 갖는다는 것을 알 수 있다.

표 4.4는 제안된 알고리즘과 WRR 알고리즘의 공평성 및 불공평 지표 값을 나타낸다. 표에서 알 수 있듯이 제안된 알고리즘의 불공평 지표 값은  $1.0 \times 10^{-7}$ 인 반면, WRR 알고리즘의 불공평 지표 값은  $2.82 \times 10^{-1}$ 이므로 WRR 알고리즘의 불공평 지표 값이 매우 크다는 것을 알 수 있다. 즉, WRR 알고리즘은 ABR 트래픽을 위하여 사용하기에는 부적합하다는 것을 알 수 있다. 이는 WRR 알고리즘

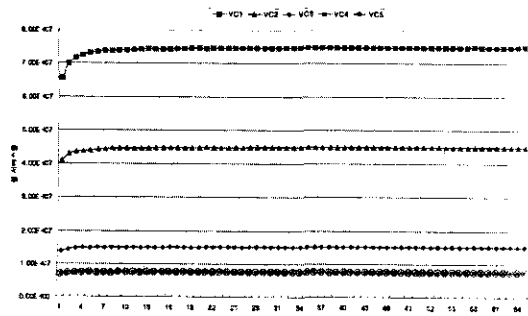


그림 4.5 WRR 알고리즘의 셀 서비스율(부하>1)

은 미리 정해진 가중치에 따라 셀을 스케줄링하기 때문이다. 따라서, 제안된 알고리즘이 WRR 알고리즘보다 매우 높은 공평성을 갖는다는 것을 알 수 있다.

표 4.4 공평성 및 불공평 지표(부하>1)

스케줄링 알고리즘	VC 1	VC 2	VC 3	VC 4	VC 5
공평성 기준	50,000,000	30,000,000	23,333,333	23,333,333	23,333,333
제안된 알고리즘	49,957,600	29,960,990	23,295,460	23,312,420	23,312,420
공평성 지표	0.9999999				
불공평 지표	$1.0 \times 10^{-7}$				
WRR 알고리즘	74,898,240	44,954,210	14,993,220	7,496,680	7,496,680
공평성 지표	0.7176777				
불공평 지표	$2.82 \times 10^{-1}$				

표 4.2, 4.4에서 볼 수 있듯이 부하가 1을 기준으로 2가지 경우의 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 만족시킨다고 볼 수 있다.

## V. 결론

ATM이 지향하는 다양한 서비스 특성과 요구 조건을 갖는 사용자 트래픽을 수용하고 ABR 트래픽과 같은 버스티하고 예측 불가능한 자원의 효율적인 사용을 위해서 집중적으로 연구되고 있는 분야가 트래픽 흐름 제어 및 폭주 제어이다. 이 흐름제어와 더불어 스위치의 출력에서 각 VC에 공평한 대역을 할당하기 위한 트래픽 스케줄링 알고리즘이 필수적이다. 트래픽 스케줄링 알고리즘은 미래의 광대역 종합 정보통신망에서 QoS를 보장하기 위한 중요한 부분이다.

본 논문에서는 ABR 서비스를 위한 대역 할당의 공평성 기준인 Maximum of MCR or Max-Min share를 만족하는 스케줄링 알고리즘이 제안되었다.

여러 가지 상황을 고려하여 제안된 알고리즘과 WRR 알고리즘의 성능을 측정하였고, 비교 분석하였다.

공평성 기준에 대하여 스위치에 VC3의 셀이 MCR로 도착되었을 때, 불공평 지표 값은 WRR 알고리즘이  $2.21 \times 10^{-3}$ 인 반면에, 제안된 알고리즘이  $5.27 \times 10^{-5}$ 으로써 제안된 알고리즘이 매우 작은 값을 갖는 것을 알 수 있었다. 그리고 셀이 스위치의 링크 용량을 초과하여 도착되었을 때, 불공평 지표 값은 WRR 알고리즘이  $2.82 \times 10^{-1}$ 인 반면에, 제안된 알고리즘이  $1.0 \times 10^{-7}$ 으로써 제안된 알고리즘이 매우 작은 불공평 지표 값을 갖는 것을 알 수 있었다. 즉, 제안된 알고리즘이 매우 높은 공평성을 보이는 것을 알 수 있었고 공평성 기준을 만족하는 반면, WRR 알고리즘은 공평성 기준을 만족하지 못한다는 것을 알 수 있었다. 시뮬레이션을 통하여 각 알고리즘의 성능을 측정한 결과, 제안된 알고리즘은 신속한 응답 시간 및 WRR 알고리즘보다 공평성 지표 값이 1에 거의 근접하는 높은 공평성을 제공하여 매우 좋은 성능을 보이는 것을 알 수 있었다. 따라서, 제안된 알고리즘을 ATM 스위치에 수용하여 ABR 트래픽 서비스를 한다면 공평한 대역을 할당해 줄 수 있으며 네트워크의 어떤 상황에서도 높은 공평성을 제공할 것으로 기대된다. 또한 다중 흐름으로 구성된 네트워크 모델에서 background 트래픽을 고려하고, ABR 흐름 제어를 적용하여 MCR plus equal share, Maximum of MCR or Max-Min share와 Allocation proportional to MCR의 공평성 기준을 만족시키는 스케줄링 알고리즘들에 대한 성능 평가가 진행 중에 있다.

### 참 고 문 헌

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

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

[3] 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.

[4] ATM Forum, "Traffic Management Specification, Version 4.0," *ATM Forum Technical Committee*, April 1996.

[5] M. Nabeshima, "New Scheduling Mechanisms for Achieving Fairness Criteria," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E82-B, no. 6, pp. 962-966, June 1999.

[6] 정경택, "ATM 스위치의 폭주제어 및 최대링크 이용률을 위한 대역할당 알고리즘," *한국통신학회 논문지*, Vol. 25, No. 11, pp. 1709-1716, Nov. 2000.

[7] 조해성, 정경택, 전병실, "BSW 기반의 WRR 셀 스케줄링 알고리즘," *한국통신학회 논문지*, Vol. 25, No. 11, pp. 1717-1723, Nov. 2000.

[8] 정경택, "MCR+Equal share 공평성을 만족하는 개선된 WRR 스케줄링 알고리즘," *한국통신학회 논문지*, Vol. 26, No. 3, pp. 472-480, Mar. 2001.

정 경 택(Kyung Taek Chung)  
한국통신학회 논문지 제25권 11A호 참조  
현재: 군산대학교 전자정보공학부 부교수

정희원