

ATM 망에서 GFR 서비스를 위한 효율적인 셀 스케줄링 기법

정회원 곽현민*, 김남희**

An Efficient Cell Scheduling Scheme for GFR Service in ATM Networks

Hyun-Min Kwak*, Nam-Hee Kim** *Regular Members*

요약

본 논문에서는 ATM 계층에서 GFR 서비스의 공정성 기준을 만족시키고, 효율적인 셀 서비스를 위한 버퍼관리 및 스케줄링 기법을 제안하였다. 시뮬레이션을 통한 성능 분석 결과 기존의 WRR 방식에서 만족하지 못하는 공정성 기준 2(MCR plus equal share)를 만족시킬 수 있었다. 또한 수율면에서도 제안된 알고리즘이 기존의 WRR보다 약 29% 향상되었고 공정성 지표에서는 WRR보다 제안된 알고리즘이 더 우수함을 확인할 수 있었다.

ABSTRACT

In this paper, we proposed a new buffer management and cell scheduling scheme for GFR service in ATM networks. The proposed scheme is able to satisfy fairness criteria and efficient cell service in GFR. Performance analysis through the simulation presents that the proposed scheme can meet fairness 2(MCR plus equal share), which are not met by conventional scheduling mechanisms such as WRR. Also, the proposed scheme is superior to WRR about 29% in throughput and more efficiency in fairness criteria.

I. 서론

ATM(Asynchronous Transfer Mode)은 다양한 특성을 갖는 서비스들을 유연하게 수용할 수 있고, 가변 전송률의 트래픽을 통계적 다중화함으로써 효율적인 정보 전달을 제공한다^[1]. 현재 ATM 포럼에서는 다양한 특성의 서비스들을 적절하게 수용하기 위해 트래픽의 특성과 서비스 품질 (Quality of Service : QoS)에 따라 ATM 계층 서비스 등급을 CBR(Constant Bit Rate), VBR(Variable Bit Rate), ABR(Available Bit Rate), UBR(Unspecified Bit Rate)로 구분하고 있다. 지연에 대한 제약이 거의 없고 bursty한 특성을 갖는 비실시간 데이터 트래픽의 경우, ATM은 nrt-VBR(non-realtime VBR), ABR 및 UBR 서비스를 이용하도록 권하고 있다.

그러나 대다수 종단의 사용자는 동작이 복잡하고 파라미터 설정이 어려운 VBR 및 ABR 서비스를 사용하기가 쉽지 않다. 또한 UBR 서비스는 best-effort 서비스이기 때문에 다른 서비스가 사용하고 남은 잉여 자원이 부족할 경우 원하는 서비스 품질을 얻기가 불가능하다. 이에 따른 문제를 해결하기 위해 고속의 데이터를 ATM망을 통해 비교적 용이하게 전송하기 위한 새로운 ATM 계층 서비스로 GFR(Guaranteed Frame Rate) 서비스가 제시되어 ATM 포럼 및 ITU-T에서 표준으로 채택하였다^[2].

GFR 서비스는 사용자가 프레임 형태의 데이터를 ATM 망으로 전송할 경우 최소한의 전송률을 보장하며, 보장 가능한 MCR(Minimum Cell Rate)이상의 프레임에 대해 잉여 망 자원이 있을 경우 각 GFR VC(Virtual Connection)에 망 자원을 공평히

* 한국표준과학연구원 인간·정보그룹
논문번호 : 020182-0418, 접수일자 : 2002년 4월 18일

** 군산대학교 컴퓨터정보과학과

나누어 최대한 전송할 수 있도록 한다. GFR 서비스의 구현을 위한 세 가지의 기본적인 기법으로는 순응검사에 따른 태깅 부분, 스위치의 버퍼 관리 부분, GFR VC 사이의 스케줄링 부분으로 나눌 수 있다^[3,4,5]. 스케줄링 알고리즘에 대해서 ATM Forum에서는 공정한 대역폭 할당을 가진 각 VC를 제공하는 방안을 정의하였다. ATM Forum에서 정의한 GFR 서비스를 위한 공평성 기준의 예는 다음과 같다^[2].

1) 공평성 기준 1(Max-Min)

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

$$B(i) = B/n \tag{1}$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 VC들이 공유할 수 있는 대역을 의미하고, 모든 접속들은 가중치(weight)가 없거나 동등한 가중치를 갖는 zero-MCR이다. 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 VC에 대한 공평 대역 할당은 자신의 MCR과 병목된 VC들의 대역을 제외한 현재 링크의 사용 가능 대역을 현재 링크의 active VC의 개수로 나눈 동등한 대역 값을 합한 값이다.

$$B(i) = MCR(i) + (B - M)/n \tag{2}$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 VC들에 의해 공유되는 대역이고, M은 n개의 active 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.

$$B(i) = \max(MCR(i), Max - Min share) \tag{3}$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 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.

$$B(i) = B*(MCR(i)/M) \tag{4}$$

여기에서 B는 현재의 링크에서 VC들에 의해 공유되는 대역이고 M은 n개의 active 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.

$$B(i) = B*(w(i)/\sum w(j)) \tag{5}$$

B는 현재의 링크에서 VC들에 의해 공유되는 대역을 나타내고, 모든 접속들이 동등한 가중치를 가진 특별한 경우가 Max-Min 기준이다. 가중치는 MCR의 값에 독립적이거나 비독립적일 수 있다.

6) 공평성 기준 6(MCR plus weighted share)

연결을 위한 대역폭 할당은 그것의 MCR에 제거된 MCR을 사용하는 대역폭 B의 공유 가중치를 더한다.

$$B(i) = MCR(i) + (B - M)*(W(i)/sumW(j)) \tag{6}$$

그러나 위와 같은 공평성 기준 중 공평성 기준 2(MCR plus equal share)는 Weight Round Robin(WRR)과 같은 스케줄링 기법에 의해서 만족되지 않는다. 예를 들어, 네 개의 ABR VC가 있고, 모든 VC에 할당할 수 있는 전체 사용 가능한 대역이 150Mbps라고 가정하자. 각 GFR VC1, VC2, VC3, VC4의 MCR이 50M, 30M, 20M, 10Mbps이고, 모든 VC들이 전송할 셀이 항상 큐에 존재한다고 가정하면, MCR plus equal share 공평성 기준에 근거하여 각 VC의 공평한 대역 할당은 60M, 40M, 30M, 20Mbps이다. 따라서, 각 VC들의 weight는 각각 6, 4, 3, 2이고, 위의 공평성 기준은 만족된다.

그러나, 버스트 특성 때문에 만약에 VC1의 큐에 전송할 셀이 일시적으로 전혀 없다고 가정하면, 위

의 공정성 기준에 근거하여 VC2, VC3, VC4의 공평한 대역할당은 각각 60M, 50M, 40Mbps이 되어야 하지만 WRR 스케줄링 기법에 의한 VC2, VC3, VC4의 대역할당은 각각 66.7M, 50M, 33.3Mbps이 되기 때문에 WRR 스케줄링 기법은 위의 공정성 기준을 만족시키 못한다. 또한, GFR에서는 서비스 특성상 서비스 보장에 적합한 프레임 전달을 위해 그렇지 않은 프레임에 대한 셀들을 적절하게 폐기하는 것이 무엇보다 중요한 문제이다.

따라서 본 논문에서는 GFR 서비스를 위한 공정성 기준을 만족시킬 뿐만 아니라 공정성 지표를 WRR 기법에 비해 상당히 높일 수 있는 셀 폐기 기법 및 셀을 보다 효율적으로 서비스 할 수 있는 셀 스케줄링 기법을 제안하였다. 그리고 제안된 기법의 성능을 검증하기 위해 시뮬레이션을 통해 WRR 기법과 셀 전송율, 셀 손실율, 수율 및 공정성을 비교하였다.

본 논문의 구성은 서론에 이어 2장에서 GFR 서비스를 위한 셀 태깅, 버퍼관리기법 및 효율적인 셀 서비스를 위한 셀 스케줄링 알고리즘을 제안하였으며, 제 3장에서는 제안된 버퍼관리 및 셀 스케줄링 알고리즘의 성능을 분석하기 위하여 필요한 시뮬레이션 환경 및 파라미터를 설정하였고, 이를 기반으로 성능분석을 하였다. 끝으로 결론을 맺었다.

II. GFR 서비스를 위한 제안된 버퍼관리기법 및 셀 스케줄링 알고리즘

2.1 제안된 셀 tagging 및 버퍼 관리 기법

프레임의 최초의 셀이 도착하였을 때 버킷안에 적어도 MBS(Maximum Burst Size)/2 이상의 토큰이 있다면 프레임의 모든 셀은 서비스 보장 측면에서 적합한 것으로 간주하고 각 셀은 앞으로 진행하면서 토큰을 소비한다. 그 밖의 경우에는 프레임의 모든 셀이 서비스 보장 측면에서 적합하지 않은 것으로 간주하고 어떤 셀도 앞으로 진행될 때 토큰을 소비하지 않는다. 프레임의 적합하지 않은 셀들은 태그된다.

토큰은 MCR의 비율로 보충되며, 그림 1은 이러한 규칙을 나타낸다. 주어진 프레임에서의 모든 셀은 네트워크에서 같은 등급의 서비스를 받으며, 본 논문에서의 스케줄링 기법은 이러한 tagging 규칙을 따른다.

제안된 셀 tagging에서의 버퍼 관리는 2단계 셀 폐기 기법이 적용되었다. Pushout 방식과 미리 고정된 두 개의 임계치를 사용하여 셀의 폐기를 결정한다. 두 개의 임계치는 LBO (Low Buffer

Occupancy)와 HBO (High Buffer Occupancy)로 구분한다^[6,7].

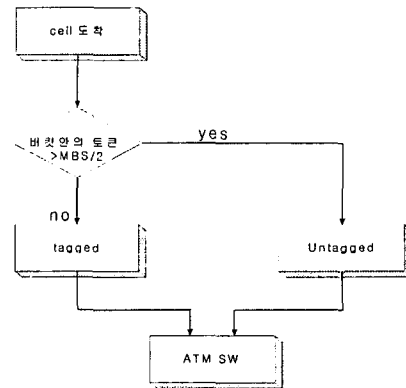


그림 1. 제안된 cell tagging 기법

ATM 스위치에 VCi의 셀이 도착하였을 때, 만약 도착한 셀이 프레임의 최초의 셀이고 그 셀이 태깅 되었으며 버퍼의 남아 있는 공간이 없을 경우에 임의로 하나의 큐를 가장 긴 큐로 결정하고 이 큐를 Longest Queue(LQ)로 설정한 후 LQ에서 셀을 폐기한다.

버퍼의 공간이 남아 있을 경우에는 미리 고정된 임계치와 비교하여 LBO보다 작을 경우에는 VC queue 안으로 셀을 받아들인다. 그 외의 경우에는 셀을 폐기한다. 또한 untagged 셀이 들어올 경우 버퍼의 남아있는 공간이 없을 경우에는 tagged 셀의 경우와 같이 임의로 하나의 큐를 가장 긴 queue로 결정하고 이 queue를 Longest Queue(LQ)로 설정한 후 LQ에서 셀을 폐기한다. 버퍼의 공간이 남아 있을 경우에는 미리 고정된 임계치와 비교하여 HBO보다 클 경우에는 셀을 폐기하고 LBO보다 작을 경우에는 셀을 받아들인다. 또한 두 임계치 사이일 경우에는 $QL_i \times (w/w_i) < QueueLength$ 조건을 만족 할 때에만 셀을 받아들인다. 그림 2는 두 임계치 사이에 있을 경우 셀을 수용하는 동작 영역을 나타낸다.

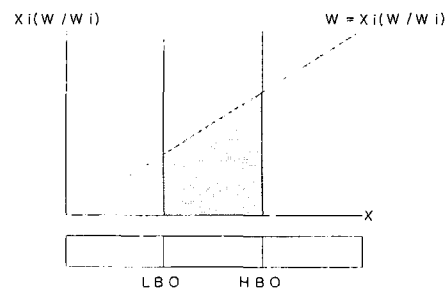


그림 2. LBO와 HBO 사이에서의 셀 수용 동작

2.2 제안된 셀 스케줄링 알고리즘

WRR이 앞서 서론에서 기술한 이유에서와 같이 공평성 기준 2(MCR plus equal share)를 만족하지 못하였으나 제안된 스케줄링 알고리즘은 공평성 기준 2를 만족할 수 있도록 하였고 충돌이 발생하는 상황에서 효과적으로 응용 될 수 있도록 하였다.

제안된 스케줄링 알고리즘은 두 개의 구조로 구성되어져 있다. 첫 번째 구조는 최소율 보장을 가진 각 VC를 제공한다. 두 번째 구조는 같은 대역폭 할당을 가진 각 VC를 제공한다. VC의 셀이 서비스 되기에 적합한지가 결정되면 스케줄링 메카니즘은 항상 첫 번째 구조에서 시작한다. VCi의 untagged 셀이 ATM switch에 도착하면 VCi의 가중치는 1 증가한다. VCi의 tagged 셀이 도착하면 VCi의 가중치는 증가하지 않는다.

처음 구조에서 스케줄러가 VC의 셀이 서비스되기에 적합할 때 가중치가 0보다 큰 VC가 있다면 그러한 VCs 사이에 VC의 셀이 서비스되고 서비스된 VC의 가중치는 1 감소한다. 만약 그러한 VCs가 없다면 스케줄링 알고리즘은 다음 구조로 이동한다. 다음 구조에서 VC의 셀이 round-robin 방식으로 서비스되기에 적합한지를 스케줄러가 결정한다.

제안된 알고리즘에서 가중치에 따라서 셀을 서비스하기 위해서는 서비스 목록을 만들어야 한다.

untagged 셀을 목록1 (L1)에 그리고 tagged 셀을 목록2 (L2)에 저장한 후 L1이 완전히 서비스 된 후 L2가 서비스되는 과정을 따른다. 그림 2.3은 제안된 기법의 예를 나타낸다. 두 개의 VC가 있고, per-VC queueing이 구현되었다. t=0에서 각 VC는 버퍼에 셀이 없고 각 VC의 가중치는 0이다.

t=1에서 VC1의 untagged 셀이 도착하면 VC1의 가중치는 1증가한다. 그런 반면에 VC2의 셀이 tagged 되었기 때문에 VC2의 가중치는 증가하지 않는다. 가중치가 증가된 untagged 셀은 L1에 저장되고 tagged 셀은 L2에 저장된다. t=2에서 VC2의

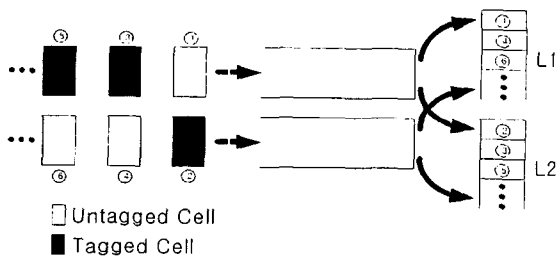


그림 3. 제안된 스케줄링 기법의 예

untagged 셀이 도착하면 L1에 저장된다. 이와 같이 가중치에 따라 셀이 목록에 저장되고 L1 목록에 저장된 셀이 모두 서비스되고 난 후에 목록 L2에 저장된 셀이 서비스된다.

제안된 셀 스케줄링을 위한 알고리즘은 다음과 같다.

변수선언

QLi : virtual queue of VCi

L1, L2 : list containing the identifiers of VC's

L : low threshold

H : high threshold

LQ : longest queue

```

• when a cell of VCi arrives at an ATM SW
if the cell is the first cell of a frame and tagged then
  if buffer full
    search for an entire packet from the head of longest
    queue and drop it
    QL[LQ]=QL[LQ]-x
    discarded
  else if (QL<L)
    accept the incoming cell into the VCi queue
    QL[i]=QL[i]+1
    if (QL[LQ]<QL[i]) then LQ=i
    if(QLi=-w+1)then append i to the tail of L2
    if(QLi=1)and(i is not contained in L2)then
    append i to the tail of L2
  else
    then discard this cell
else if(the cell is the first cell of a frame and untagged)
then
  if buffer full
    search for an entire packet from the head of longest
    queue and drop it
    QL[LQ]=QL[LQ]-x
    discarded
  else if (QL<L)
    accept the incoming cell into the VCi queue
    QL[i]=QL[i]+1
    if (QL[LQ]<QL[i]) then LQ=i
    append i to the tail of L1
  else if (QL>H)
    then discard this cell
  else if (L<QL<H)
    if QLi ×(W/Wi) >QL
    then discard this cell
  else
    accept the incoming cell into the VCi queue
    QL[i]=QL[i]+1
    if (QL[LQ]<QL[i]) then LQ=i
    append i to the tail of L1
else
  if(any cell of the frame has been discard) or
  (Q=Q_max) then discard this cell
  QL[LQ]=QL[LQ]-x
  
```

```

discarded
else
  accept this cell into the queue
  QLi=QLi+1
  if (QL[LQ]<QL[i]) then LQ=i
  if(the cell is not tagged) then append i to the
tail of L1
  if(the cell is tagged) and (QLi=-w+1)then
append i to the tail of L2

```

- when a cell of the queue is serviced
 - if(L1 is not empty)then
 - let i denote the first VC identifier in L1
 - remove i to L1
 - QLi=QLi-1
 - if (QL[LQ]<QL[i]) then LQ=j;
 - else if (L2 is not empty) then
 - let j denote the first VC identifier in L2
 - remove j from L2
 - QLj=QLj-1 if (QL[LQ]<QL[j]) then LQ=j;
 - if (QLj>-w)then append j to the tail of L2

III. 제안된 알고리즘의 성능 분석

3.1 시뮬레이션 환경

제안한 알고리즘의 성능을 분석하기 위해 사용된 시뮬레이션 모델은 그림 3.1 과 같은 열 쌍의 송신원과 수신원 및 두 개의 스위치를 가지는 one-hop 모델을 사용하였다. 스위치의 각 출력 포트의 전송 속도는 155Mbps 이고 스위치 버퍼의 크기는 8000 cell이다.

또한 TCP 버전으로는 Reno가 사용되었다. 모든 링크와 모든 소스의 PCR이 155Mbps라고 가정한다. 소스 1부터 10의 MCR은 각 5, 5, 5, 5, 5, 10, 10, 10, 15, 15, 20로 가정한다. 스위치에 접속 설정된 각 VC에 대하여, 공정성 기준에 따라 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당 값을 결정할 수 있고, 일정 시간동안의 시뮬레이션에 의한 각 VC의 측정된 대역 사용량을 얻을 수 있다. 따라서 주어진 공정성 기준에 대하여 WRR 알고리즘과 제안된 스케줄링 알고리즘의 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당 값과 시뮬레이션에 의하여 측정된 대역 사용량으로부터 공정성 지표를 구할 수 있다. 성능 평가를 위한 파라미터는 표 1과 같다.

n개의 VC의 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당값을 Z_i 로 표시하고 시뮬레이션에 의하여 측정된 대역 사용량을 Y_i 로 표시한다면, 각 VC를 위한 정규화된 할당 값은 $X_i = \frac{Y_i}{Z_i}$ 로 계산 할 수 있고 공정성 지표 $F(i)$ 는 식 7과 같다. 각 VC에 대한

표 1. 성능 평가를 위한 파라미터

FTP	Maximum Window size	65536 bytes
	MSS	960 bytes
	TCP version	RENO
	Retransmission Timer	2×RTT
GFR	MFS	960 bytes (20 cells)
	VC1~VC4	MCR : 5Mbps, PCR : 155Mbps
	VC5~VC7	MCR : 10Mbps, PCR : 155Mbps
	VC8~VC9	MCR : 15Mbps, PCR : 155Mbps
	VC10	MCR : 20Mbps, PCR : 155Mbps
Switch	LBO	2000 cell (106000 bytes)
	HBO	6000 cell (318000 bytes)
	Buffer Size	8000 cell (424000 bytes)

할당 값인 X_i 는 시간에 따라 변하기 때문에 공정성 지표는 0과 1 사이의 값으로서 불공평 지표 $D(i)$ 는 식 8과 같이 구할 수 있다⁸⁾.

n : 소스의 수

Z_i : 주어진 공정성 기준 조건에서 소스 i 의 이상적인 수율

Y_i : 소스 i 의 측정된 수율

X_i : Y_i / Z_i

$F(i)$: 공정성 지표

$D(i)$: 불공평성 지표

$$F(i) = \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \quad (7)$$

$$D(i) = 1 - F(i) = 1 - \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \quad (8)$$

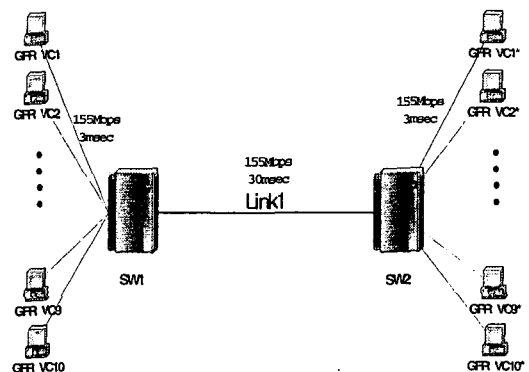


그림 4. 시뮬레이션 네트워크 모델

3.2 시뮬레이션 결과 및 분석

시뮬레이션의 결과는 제안된 스케줄링 알고리즘과 기존의 WRR 알고리즘의 공정성 지표와, 각 MCR 에 대한 수율을 비교, 분석, 평가하여 제안된 알고리즘의 우수성을 확인하였다. 그림 5, 6은 테이블 1에 나열된 데이터를 근거로 WRR과 제안된 알고리즘의 전송 패킷, tagged 셀 수를 비교한 그래프이다. WRR의 경우, 각 VC별로 전송 패킷 수는 적고, 서비스에서 우선 순위가 높은 untagged셀의 수는 많으며, tagged된 셀수는 적다. 상대적으로 제안된 알고리즘이 WRR보다 우수한 서비스가 가능하다.

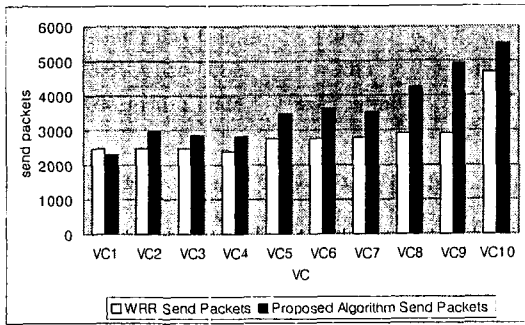


그림 5. 제안된 알고리즘과 WRR의 전송 패킷 비교

표 2는 TCP 수신기에서의 수율과 전송된 패킷 수 그리고 손실 패킷의 수를 보여주고 있다. 또한 MCR Plus equal share 공정성 기준에서의 각 VC의 이상적인 수율을 보여주고 있다.

그림 7, 8은 표 1에 나열된 데이터를 근거로 WRR과 제안된 알고리즘의 수율, 손실 패킷수를 비교한 그래프이다. WRR의 경우 수율이 낮고, 손실 패킷 수가 많다. 상대적으로 제안된 알고리즘이 WRR보다 우수한 서비스가 가능하다.

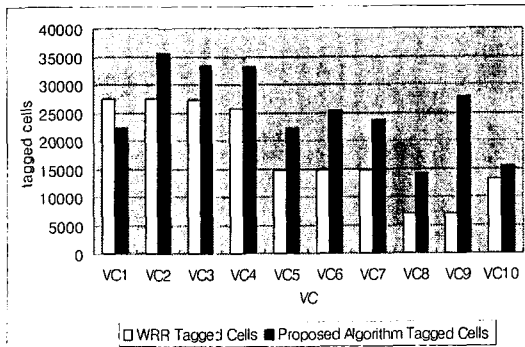


그림 6. 제안된 알고리즘과 WRR의 tagged 셀 비교

표 2. WRR과 제안된 알고리즘의 수율.

	이상적 수율	WRR			Proposed Algorithm		
		수율	수신 패킷수	손실 패킷수	수율	수신 패킷수	손실 패킷수
VC1	10.5	9.07776	2364	94	8.45568	2202	85
VC2	10.5	9.07008	2362	100	11.0477	2877	81
VC3	10.5	9.15072	2383	70	10.5984	2760	47
VC4	10.5	9.62464	2246	134	10.5101	2737	75
VC5	15.5	10.0416	2615	145	13.0022	3386	70
VC6	15.5	10.0493	2617	145	13.5744	3535	75
VC7	15.5	10.0416	2615	148	13.2403	3448	78
VC8	20.5	10.6406	2771	132	16.0013	4167	53
VC9	20.5	10.6445	2772	133	18.6394	4854	55
VC10	25.5	17.449	4544	116	20.8205	5422	41

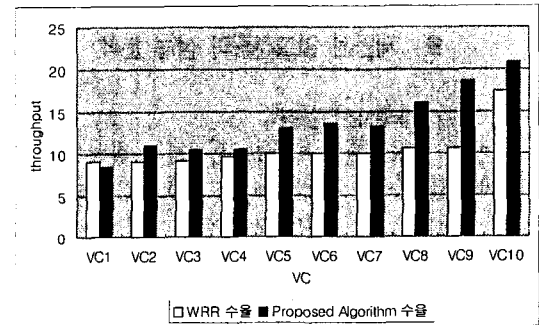


그림 7. 제안된 알고리즘과 WRR의 수율 비교

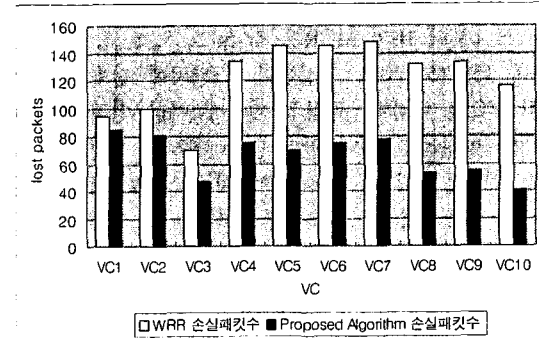


그림 8. 제안된 알고리즘과 WRR의 손실 패킷 비교

표 3은 표 2의 결과를 근거로 식 7의 공정성 지표와 식 8의 불공평성 지표를 나타낸다. 식 7에 n 개의 VC의 전체 대역에 대한 이상적인 대역 할당 값과 시뮬레이션에 의하여 측정된 대역 사용량을 각각 대입하여, 공정성 지표를 구할 수 있다. 또한 식 8에서 불공평성 지표를 구할 수 있다.

김 남 희(Nam-Hee Kim) 정회원
1992년 2월 : 군산대학교 정보통신공학과 졸업
1994년 2월 : 전북대학교 전자공학과 졸업(공학석사)
1997년 8월 : 전북대학교 전자공학과 졸업(공학박사)
1997년 9월 ~2000년 8월 : 한국표준과학연구원 인간
 정보그룹(박사후연수원)
2001년 3월 ~2002년 2월 : 전북대학교 전자정보공학
 부 계약교수
2002년 4월 ~현재 : 군산대학교 컴퓨터정보과학과 전
 임강사
<주관심 분야> ATM 트래픽제어, 컴퓨터 네트워크