

논문 2004-41TC-12-3

PNNI 망에서 인터넷 트래픽 서비스를 위한 효율적 셀 제어 기법

(An Efficient Cell Control Scheme for Internet Traffic Service in PNNI Networks)

김 변 곤*

(Byun-Gon Kim)

요 약

PNNI 망에서 대역보장 기법은 인터넷에 기초를 둔 비실시간 트래픽을 지원할 수 있어야 된다. 또한, 대역보장 기법은 프레임 레벨에서 최소 수율을 보장 할 뿐만 아니라 가용자원의 공평성을 보장한다. 본 논문에서는 인터넷 트래픽의 효율적인 전송을 위하여 비실시간 트래픽의 특성을 고려한 트래픽 제어를 통하여 공평성과 수율을 향상시킬 수 있는 셀 제어 기법을 제안하였다. 제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위하여 시뮬레이션을 통하여 공평성과 수율을 기존의 기법과 비교하였다. 시뮬레이션 결과 제안된 기법이 기존의 기법보다 공평성과 수율면에서 향상되었음을 확인 할 수 있었다.

Abstract

The Guaranteed Bandwidth Rate scheme has been designed to accommodate non-real-time applications, such as Internet based traffic in PNNI networks. The Guaranteed Bandwidth Rate scheme not only guarantees a minimum throughput at the frame level, but also supports a fair share of available resources. In this paper, we propose a cell control algorithm which can improve the fairness and the throughput through the traffic control in PNNI networks. For the evaluation of the proposed scheme, we compare proposed scheme with the existing scheme in the fairness and the throughput. Simulation results show that proposed scheme can improve the fairness and throughput than the existing scheme.

Keywords : PNNI, bandwidth allocation, QoS

I. 서 론

PNNI(Private Network-to-Network Interface)에서는 ATM(Asynchronous Transfer Mode)망을 기반으로 계층적 라우팅 방법을 채택함으로써, 경로설정에 필요한 라우팅 테이블의 규모, 주기적인 갱신 비용을 줄일 수 있다. 또한 라우팅 테이블 프로세스의 자동화 및 QoS(Quality of Service) 보장할 수 있어 대규모 망으로의 확장을 가능하게 하였다. PNNI 망은 계층구조를 이루고 있으며 각 레벨마다 여러 개의 PG(Peer Group)으로 구성되고, 각 그룹 내의 PGL(Peer Group Leader)은 상위나 하위레벨과 토폴로지 정보 및 네트워크 자원 정보를 주고받아 각 레벨에서 사용가능한 정보를 모든

레벨의 노드들이 알 수 있도록 전달한다^[1]. 이러한 정보를 기반으로 소스 노드에서는 이들 정보를 이용하여 소스 라우팅(source routing)을 하게 된다. 소스 라우팅은 연결 설정 단계에서 각 PG의 요약정보를 기반으로 이루어지기 때문에 실제의 네트워크 자원과 차이가 있고, 요약정보는 일정 시간을 주기로 갱신되기 때문에 특정 링크에 트래픽이 급증할 수 있다. 또한, 인터넷 트래픽의 버스트한 특성으로 인하여 체증이 발생하게 된다. 이러한 환경에 효율적으로 적응할 수 있고, 인터넷 트래픽 특성에 적합한 대역관리 기법은 PNNI와 같은 대규모 망에서 중요한 연구 과제이다^[1].

PNNI 망에서 인터넷 트래픽의 효율적인 서비스를 위해서, 사용자에게 최소 서비스를 보장하고 여분의 대역을 공평하게 할당할 수 있는 GFR 서비스를 제공하고 있다. GFR 서비스는 UBR 서비스를 향상시키고, VC의 AAL5(ATM Adaptor Layer) 프레임에 대하여 최소 서비스를 보장할 수 있도록 한 서비스이다. GFR 서비

* 정회원, 전북대학교 전자정보공학부
(Division of Electronics & Information Engineering,
Chonbuk national University)
접수일자: 2004년10월7일, 수정완료일: 2004년11월29일

스는 최대 패킷 크기를 초과하지 않는 최소 패킷레벨 보장을 위한 패킷 스트리밍을 지원한다. 또한 사용자에게 의해 설정된 프레임의 우선순위 표시를 소스 노드에서 순응 검사 등을 통해 임의로 바꿀지의 여부에 따라 다시 GFR.1과 GFR.2로 구분된다. GFR.1의 경우 초과 전달된 프레임은 순응 검사에서 폐기하도록 하며, GFR.2의 경우 CLP(Cell Loss Probability) 비트를 1로 태깅하여 프레임의 우선순위를 낮출 수 있도록 하고 있다.

GFR에서는 가용 대역폭에 대한 공평성 있는 대역할당을 지원해야 하기 때문에 버퍼관리를 통한 셀 폐기와 셀 스케줄링이 중요한 요소이다. 스케줄링은 연결된 VC들에 저장된 셀의 전송순서에 따라 셀을 전송하는 개념으로 현재 교환기에서 많이 쓰이는 방식으로는 WRR(Weighted Round Robin) 방식과 WFQ(Weighted Fair Queuing)방식이 있다^[3].

기존의 버퍼 관리 메카니즘에는 Double-EPD, WFBA (Weighted Fair Buffer Allocation), DFBA (Differential Fair Buffer Allocation)등의 기법이 제안되었다. D-EPD방식의 경우 F-GCRA를 이용해 도착한 셀에 대한 순응 검사를 실시하여 태깅하고, 두개의 임계치를 사용하는 EPD 방법을 FIFO 큐에 적용하는 기법으로 셀이 FIFO 큐에서 전송될 때는 현재 버퍼에 저장된 셀의 수를 나타내는 QT를 1씩 감소시키게 된다. 이와 같이 태깅과 FIFO 큐를 이용하여 GFR을 구현하는 경우, 구현은 간단하지만 잉여 대역폭을 각 VC들에 공평성 있게 분배할 수 없는 문제점이 나타난다^[4]. 그리고 DFBA 기법에서의 셀의 폐기는 결국 LBO를 넘어서야 폐기가 발생함으로써 셀 폐기 기법은 tagged 셀에 대해 LBO 임계치의 이하에서 공평성을 위배하는 셀에 대해서도 폐기가 되지 않고 무조건 버퍼에 진입하게 됨으로서 대역의 낭비를 초래하게 되고, 이는 결국 공평성의 저하를 가져올 수 있다. 기존의 버퍼 관리 알고리즘은 TCP 트래픽의 "burstness" 특성으로 인해 CLP가 0인 AAL-5 PDU의 손실 없는 전송만으로는 GFR이 요구하는 최소 전송률 보장과 공평성을 제공하기 어렵고, 연결된 VC의 지연 시간이나 패킷의 크기가 서로 다른 경우에도 최소 전송률 보장과 공평한 대역 할당을 못하는 단점이 있다. 따라서 본 논문에서는 효율적인 버퍼관리를 함으로서 수율과 대역할당의 공평성을 향상시킬 수 있는 버퍼관리 기법을 제안하였다. 제안된 버퍼관리 기법에서는 CLP 비트가 0인 untagged 셀에 대해서는 DFBA 기법을 적용하고 DFBA의 단점인 LBO이하에서의 tagged 셀의 무조건적인 진입을 억제하고 공평성을

만족하는 셀에 대해서만 진입을 허용하기 위해서 CLP 비트가 1인 tagged 셀에 대해 공평성 대역을 초과하지 않은 셀은 버퍼에 진입시키고 공평성 대역을 초과한 셀에 대해서는 폐기 할 수 있도록 함으로서 각 VC에서의 버퍼 점유율을 제어함으로써 네트워크의 효율을 향상시킬 수 있고, 셀의 폐기를 효율적으로 제어하여 TCP의 버스티한 트래픽에 대해서 공평성 있게 대역을 할당함으로써 공평성을 향상시킬 수 있도록 하였다.

본 논문의 구성은 서론에 이어 제 II장에서는 제안된 버퍼관리 기법에 대한 알고리즘에 대해 설명하고 제 III장에서는 제안된 기법의 성능을 평가하기 위하여 파라미터 등 시뮬레이션 환경 및 제안된 기법과 기존 기법과의 성능을 비교하기 위하여 goodput과 fairness에 대해 시뮬레이션을 통한 결과를 분석하고 마지막으로 제 IV장에서 결론을 내렸다.

II. 관련연구

현재 인터넷 트래픽의 체증을 해결하는 방법은 이미 발생한 체증에 반응하여 송신 호스트의 윈도우크기를 통해 전송률을 조절하는 소스 기반의 방법이 사용되고 있다. 하지만 이 방법은 이미 발생한 체증에 대하여 수동적으로 동작하고 모든 송신 호스트들이 거의 동시에 윈도우 크기를 줄이는 "slow start" 단계에 들어가게 하여 일시적으로 링크 사용율을 떨어뜨리는 "global synchronization"이 발생하게 된다. 이러한 문제를 해결하기 위해서는 현재의 소스 기반의 체증 제어와 함께 망 중간 노드에서 버퍼를 관리하여 체증이 발생하기 전에 능동적으로 대처하는 방안이 필요하다. 이러한 목적으로 중간 노드의 버퍼 관리를 통한 체증 제어를 수행하는 방식으로 제안된 것으로 Double EPD, WFBA, DFBA 등이 있다.

1. Double EPD

이 방식은 F-GCRA를 이용해 도착한 셀에 대한 순응 검사를 실시하여 태깅하고, 두 임계치를 갖는 EPD 방법을 FIFO 큐에 적용하도록 하는 것이다^[3]. 각 VC에 대한 구분이 없는 FIFO 큐를 사용하므로 협상된 서비스 품질을 보장하기 위해서는 품질 보장이 가능한 셀을 구분하기 위한 태깅이 반드시 필요하다. 셀이 FIFO 큐에서 전송될 때는 현재 버퍼에 저장된 셀의 수를 나타내는 QT를 1씩 감소시키게 된다. 이와 같이 태깅과 FIFO 큐를 이용하여 GFR을 구현하는 경우, 구현은 간

단하지만 잉여 대역폭을 각 VC들에 공평히 분배할 수 없는 문제점이 나타난다.

2. Weighted Fair Buffer Allocation(WFBA)

WFBA 버퍼 관리 알고리즘은 perVC-accounting에 기초한 것으로 FIFO 기반 스위치에 적용될 수 있다. 버퍼의 사용 가능한 공간을 활성화한 VC에 각 VC의 가중치에 비례하여 할당한다. WFBA는 K, R의 두 개의 버퍼 임계치 변수를 가지며, K는 EPD 임계치와 같다. 버퍼 점유율(Bocc)가 R 임계치 이하이면, 스위치는 폭주 상태가 아니라고 판단하고, 각 VC의 이용율에 관계없이 도착하는 모든 AAL-5 PDU를 수용한다. 버퍼 점유율이 임계치 이상이면, 도착하는 AAL-5 PDU는 VC의 현재 버퍼 점유율과 가중치에 따라 수용되거나 폐기된다. 이를 위해 WFBA는 각 VC의 버퍼의 셀 수를 저장하며, 조정 파라미터 Z(0<Z<1)를 사용한다. WFBA는 GFR 트래픽 계약의 MBS 파라미터를 지원하지 않으며, 낮은 MCR이나 MCR이 0인 GFR VC를 지원하기 위한 문제가 있으므로 GFR 서비스를 완전하게 지원하기 어렵다^[3].

3. Differential Fair Buffer Allocation(DFBA)

DFBA는 R. Goyal에 의해 제안된 방식으로 perVC-accounting에 기반으로 다수의 TCP 연결을 다중화된 VC에 대해서 MCR을 보장한다. Double EPD 방식과 같은 두 개의 전역 임계치인 L과 H를 사용한다. 전체 버퍼점유량 X가 L이상이 되면 CLP=1인 프레임은 폐기되고, CLP=0인 프레임은 해당 VC의 버퍼 점유율과 전체 버퍼 점유율 X에 따른 확률 값에 따라 폐기된다. 버퍼의 큐 길이 및 각 VC의 버퍼의 점유량에 따라 네 가지의 영역으로 나누어 서로 다른 셀의 수용여부를 판별하는 방식이다. FIFO 버퍼의 큐 길이 및 도착한 셀이 속한 VC의 큐 길이에 따른 DFBA 방식의 서로 다른 셀 수용 동작 영역을 나타낸다. 프레임을 구성하는 첫 번째 셀이 도착했을 때 셀 수용 여부를 판별하는 방식에 따라 각 동작 영역이 결정된다^[4].

III. 제안된 대역관리 기법

1. 기존 DFBA기법의 문제점 분석

II장의 관련연구에서 나타내 보여지듯이 DFBA 기법은 tagged 셀에 대해서는 LBO의 임계치를 두어 임계치

까지는 받아들이고 임계치를 넘어서면 무조건 폐기할 수 있도록 하고 untagged 셀에 대해서는 LBO 이하에서는 무조건 받아들이고 LBO와 HBO 사이에서는 확률 함수에 의해 확률적인 폐기를 시키고 HBO를 넘어서면 EPD를 적용하여 무조건 폐기할 수 있도록 한 기법이다. 따라서 DFBA 기법에서 셀의 폐기는 결국 LBO를 넘어서야 폐기가 일어날 수 있다. 그러나, 이와 같은 셀 폐기 기법은 tagged 셀에 대해 LBO 임계치의 이하에서 공평성을 위배하는 셀에 대해서도 폐기가 되지 않고 무조건 버퍼에 진입하게 됨으로서 대역의 낭비를 초래하게 되고, 이는 결국 공평성의 저하를 가져올 수 있다. 또한 버퍼용량이 LBO 이하에서 많은 시간을 보내게 되어 높은 MCR을 요구하는 TCP 소스들에 대해 적절한 공평성 대역 할당을 못하게 되며 이는 결국 수율과 공평성 저하의 문제점을 일으킬 수 있다.

2. 공평성 향상을 위한 알고리즘 제안

앞서 언급한 DFBA에서의 tagged 셀에 대한 무조건적인 버퍼로의 진입으로 인한 공평성 저하 문제를 해결하기 위해서 본 논문에서는 LBO의 임계치 이하에서 공평성에 위배되는 tagged 셀을 폐기하고 이를 가용자원으로 활용 할 수 있도록 할 수 있는 기법을 제안한다. 제안된 기법의 버퍼구조는 CLP 비트가 0인 untagged 셀에 대해서는 DFBA 기법을 적용하고 DFBA의 단점인 LBO이하에서의 tagged 셀의 무조건적인 진입을 억제하고 공평성을 만족하는 셀에 대해서만 진입을 허용하기 위해서 CLP 비트가 1인 tagged 셀에 대해 공평성 대역을 초과하지 않은 셀은 버퍼에 진입시키고 공평성 대역을 초과한 셀에 대해서는 폐기 할 수 있도록 하였다.

이를 위해 각 VC별로 진입되는 셀의 도착율을 측정하기 위해 arrival rate estimator를 두어 각 VC당 진입되는 셀의 일정시간 간격 동안의 도착율을 식 1과 같이 설정하여 측정할 수 있도록 하였고 도착된 셀의 도착율에 대한 공평대역 할당율은 fair share estimator를 두어 식 2와 같이 설정하여 측정할 수 있도록 하였다.

$$r_i = (1 - \alpha) \frac{l_i^k}{T_i^k} + \alpha \cdot r_{i-1} \tag{1}$$

$$fair_i = MCR_i + \frac{C_{GFR} + \sum_j^{ActiveVC} MCR_j}{N} \tag{2}$$

$$TL_i = \frac{MCR_i + (C_{GFR} - \sum_{j=1}^n MCR_j)}{W} \times \frac{(HBO - LBO)}{2} \quad (3)$$

식 (1)에서 r_i 는 i -번째 VC의 서비스 속도이고, l_i^k 는 k 번째 AAL5-PDU의 크기이다. T_i^k 는 AAL5-PDU의 도착 간격으로 $T_i^k = t_i^k - t_i^{k-1}$, K 는 상수로 일반적으로 300 - 500 msec로 설정하여 실제 서비스에 근접한 측정치를 구할 수 있다. α 는 지수 가중치며 0에서 1사이의 값을 가지며 지수 가중치로 설정하여, T_i^k 에 따라 α 가 변하게 되고, 교환기에 AAL5-PDU의 첫 번째 셀이 도착할 때마다 측정이 이루어진다.

식 (2)과 식 (3)에서 W 는 활성화된 VC의 총 대역을, MCR_i 는 각 VC의 최소 셀 율을 나타내고, HBO와 LBO는 스위치 출력버퍼에서의 임계값을 나타내고, C_{GFR} 은 VC의 총용량을 나타낸다. 그리고 N 은 활성화된 VC의 총 개수이고, W_i 는 VC의 가중치를 나타낸다. 그리고 식 (2)의 공평대역 할당율은 GFR 서비스를 위해 제시한 공평성 원칙 2에 기반한 MCR+Equalshare를 적용하여 식에 보여지듯이 MCR를 보장해주고 나머지 대역을 활성화된 VC의 개수인 N 으로 나눈값으로 설정하였다.

제안된 공평성 대역할당을 위한 알고리즘이 그림 1에 나타나 있고 이에 대한 알고리즘 흐름에 대한 간략한 설명은 다음과 같다.

스위치에 프레임의 처음 셀이 진입하였을 때 그 셀이 우선순위가 낮은 CLP 비트가 1인 tagged 셀일 경우 현재 버퍼에 들어있는 전체 셀의 개수가 LBO보다 작고 VC에 있는 셀의 개수가 TL_i 보다 작고, 셀의 도착율이 공평대역 할당을 보다 작을 때는 받아들이고, PS (Packet State) 비트를 0으로 셋팅 한다. PS 비트를 0으로 셋팅 하는 이유는 패킷의 첫 번째 셀이 받아들이면 후에 오는 첫 번째 셀이 속한 패킷의 완전한 전송을 보장하기 위해서이다. 그리고 그 외의 경우는 폐기시키고 PS 비트를 1로 셋팅 시키는데 이는 앞서 기술한바와 같이 패킷의 첫 번째 셀이 폐기되었으므로 이에 속하는 후에 오는 셀들을 폐기하기 위해서이다. 이렇게 함으로서 DFBA에서 버퍼의 셀이 LBO보다 작을 때는 무조건 받아들이고 LBO를 넘으면 폐기함으로써 버퍼용량이 LBO의 임계치 이하에서 많은 시간을 보내게 되므로 높은 MCR을 요구하는 TCP 패킷들은 공평성의 저하를 가져와 QoS의 만족시킬 수 없다는 결점을 보완 할 수 있도록 하였다.

표 1. 제안된 알고리즘에 사용된 변수

Table 1. Variable used in proposed algorithm.

Attributes	Descriptions
X	the length of current buffer
X_i	the length of current buffer in VC _i
LBO	Low Buffer Occupancy
HBO	High Buffer Occupancy
W_i	the weight of VC _i
W	the sum of weight
TL_i	the threshold of VC _i for tagged cell
TH_i	the threshold of VC _i for untagged cell
r_i	The arrival rate
$fair_i$	The fair share rate
N	Number of Active VC

스위치로 우선순위가 높은 CLP 비트가 0인 untagged 셀이 도착하였을 때는 현재 버퍼에 들어있는 전체 셀의 개수가 LBO보다 작을 때는 무조건 받아들인다. 그리고 버퍼에 있는 셀의 개수가 LBO보다 크고 HBO보다 작으면 버퍼에 들어있는 전체 셀의 개수가 TH_i 보다 작고 셀의 도착율이 공평대역 할당을 보다 작을 때는 받아들인다. 그리고 버퍼의 전체 셀의 개수가 HBO를 넘어서면 EPD를 적용할 수 있도록 하였다. 이와 같이 함으로서 각 VC에 있어서 공평성을 최대한 보장 할 수 있다.

셀이 프레임의 첫 번째가 아닌 subsequent 셀일 경우 PS(Packet state)가 0인 경우에는 첫 번째 셀이 진입한 경우이므로 받아들일 수 있도록 하고 PS가 1일 경우에는 첫 번째 셀이 폐기된 경우이므로 폐기할 수 있도록 함으로서 완전하지 않은 프레임에 대한 폐기를 보장할 수 있다.

본 논문의 알고리즘에 사용된 속성과 의미는 표 1과 같다.

IV. 성능평가 및 결과분석

1. 시뮬레이션 모델

제안 알고리즘의 성능분석을 위한 시뮬레이션 모델은 그림 2 처럼 트래픽 소스 터미널들이 두 개의 PNNI 망의 경계 스위치에 peer-to-peer 방식으로 연결되어 있다. 각 터미널에서는 TCP 소스를 발생시킨다. 스위치의 각 출력 포트의 전송 속도는 51.84Mbps이고, 셀 전송시간은 $2.73\mu s$ 이다. 각 소스 터미널에서의 TCP/IP 트래픽 제어는 RENO 버전을 이용하였으며, 스위치는 연결된 패킷을 다중화하여 전송한다. 전송된 프레임은 UNI의 F-GCRA 테스트를 통해 CLP 태깅이 수

```

when a cell from VCi arrives to the switch
if the cell is the first cell of a packet
if (CLP bit of cell == 1) { /* the cell is tagged */
    if (X < LBO) {
        /* Arrival Ratei <= Fair Share Ratei */
        if ( ri <= fairi ) { then accept the cell;
            /* ensure the subsequent cell's acceptance */
            PS[i]=0;
            Xi++, X++; }
        else { discard the cell;
            PS[i]=1; }
        else { discard the cell;
            PS[i]=1; }
    /* the cell is untagged */
    else (CLP bit of cell == 0) {
        if(X < LBO) { then accept the cell;
            PS[i]=0;
            Xi++, X++; }
        else if (L < X < H) AND (Xi > X*Wi/W) {
            Discard the cell with
            Pdrop = Zi * ( α * (Xi - X * Wi/W) / (X(1 - Wi/W)) + (1 - α) * (X - L) / (H - L) )
        }
    }
}
if the cell is the subsequent cell of a packet
if (PS[i]=0 and X > 0) { accept the cell;
    Xi++;
    X++; }
else { drop the cell;
    PS[i]=1;
}
    
```

그림 1. 제안된 알고리즘의 의사코드
 Fig. 1. A Pseudo code of proposed algorithm.

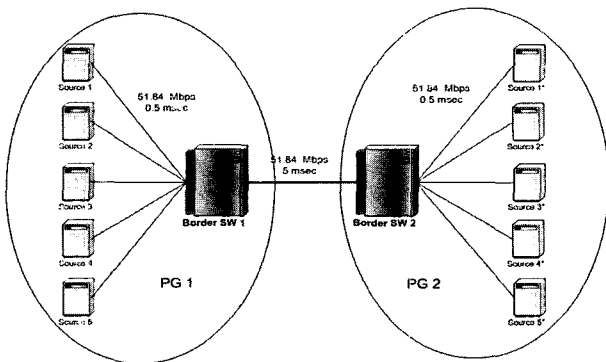


그림 2. 시뮬레이션 환경
 Fig. 2. Configuration of Simulation.

행된다. 네트워크의 각 링크는 OC-1인 51.84 Mbps이며 링크 전송지연 시간은 5 msec이고 소스와 스위치간의

지연은 0.5 msec이다. TCP의 세그먼트 크기는 512바이트이고, 이는 AAL5 PDU의 568바이트에 해당된다. 최대 세그먼트 크기는 960바이트이다. 타임 슬라이딩 윈도우 값은 1000 셀 타임 슬롯의 크기로 하였다.

2 성능평가 및 결과분석

TCP/IP 서비스에 대한 성능 평가기준은 TCP의 Goodput과 공평성 지표(fairness index)이다. TCP의 goodput은 TCP 계층에서 수신한 패킷을 전송율로 환산한 측정값이 된다. 공평성 지표는 각 VC들 사이의 잉여대역을 공평하게 분배하여 사용하는지를 나타내는 척도로 잉여대역을 나누는 방법에는 MCR plus equalshare, MCR plus weighted fair share, allocation proportional to MCR 등이 있으며, 본 논문에서는 MCR plus equalshare를 공평성 척도로 사용하였다. 공평성 지표는 TCP 연결상에서 처리율의 차이에 대한 함수로서 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, 공평성 지표 $F(i)$ 는 식 (4)와 같다. 각 VC에 대한 할당 값인 X_i 는 시간에 따라 변하기 때문에 공평성 지표는 0과 1 사이의 값으로서 1에 가까울수록 공평성이 높다는 의미이다. 불공평 지표 $D(i)$ 는 식 (5)와 같이 구할 수 있다^[8].

$$F(i) = \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \tag{4}$$

$$D(i) = 1 - F(i) = 1 - \frac{(\sum x_i)^2}{(n \times \sum x_i^2)} \tag{5}$$

여기에서 n은 소스의 수, Z_i 는 주어진 공평성 기준 조건에서 소스 i의 이상적인 수율, Y_i 는 소스 i의 측정된 수율을 나타내고, $F(i)$ 는 공평성 지표, $D(i)$ 는 불공평성 지표를 나타낸다. 시뮬레이션을 통한 제안된 알고리즘을 평가하기 위하여 서술한 TCP의 goodput과 공평성 지표인 fairness에 대하여, 각 VC의 MCR 총합이 30, 40, 50 Mbps일 경우와 Switch 내의 버퍼 크기를 1000 cell에서 4000 cell 까지 증가시키면서, 제안된 기법의 goodput과 fairness index를 기존의 기법인 Double-EPD, DFBA와 비교 분석하였다.

그림 3, 4, 5와 표 2는, Switch 내의 buffer 크기가

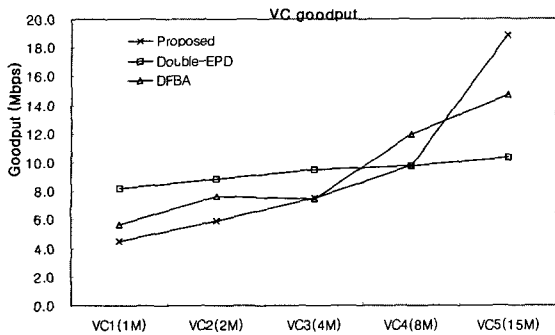


그림 3. TCP Goodput (Total MCR = 30 Mbps)
Fig. 3. TCP Goodput (Total MCR = 30 Mbps).

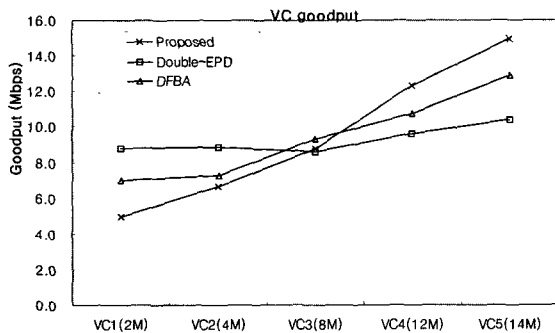


그림 4. TCP Goodput (Total MCR = 40 Mbps)
Fig. 4. TCP Goodput (Total MCR = 40 Mbps).

1000 cell이고, 각 VC의 MCR 총합이 각각 30, 40, 50 Mbps일 경우의 goodput과 Fairness Index를 보여주고 있다. 여기에서 공평성지수는 1에 근접 할수록 각 VC의 대역할당이 공평성 있게 할당했음을 의미한다. Double-EPD와 DFBA의 경우 Goodput 값이 설정된 VC의 MCR 값에 비례하지 않는 반면, 제안된 기법의 경우 각 VC의 설정 MCR 값에 비례해서 Goodput이 이상적으로 높아짐을 알 수 있다. 이는 LBO이하에서의 tagged 셀의 무조건적인 진입을 억제하고, 각 VC별로 진입되는 셀의 도착율을 식 1을 이용하여 예측하고 VC의 도착율에 대한 공평대역 할당을 식 2와 같이 계산함으로써 각 VC의 MCR를 보장했을 뿐만 아니라, tagged 셀과 untagged 셀에 대해 각 동적 임계치와 fair share에 비례한 여분의 대역이 공평히 할당되고 있다는 것을 보여준다.

표 2의 Fairness Index에서와 같이 제안된 기법의 공평성이 Double-EPD기법 보다 전체 MCR이 30 Mbps 일 때 9%, 40 Mbps일 때 15%, 50 Mbps일 때 17% 정도의 향상을 보여 평균 13%정도 향상된 결과를 보여주고 있다. 또한 DFBA 기법에 비해서는 평균 5%정도 향상된 결과를 보여주고 있다.

그림 6과 7은 Switch 내의 buffer 크기의 변화에 대

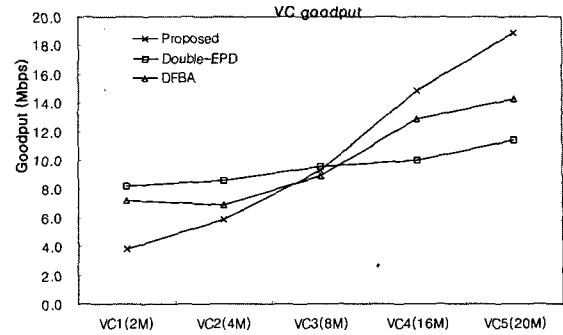


그림 5. TCP Goodput (Total MCR = 50 Mbps)
Fig. 5. TCP Goodput (Total MCR = 50 Mbps).

표 2. Fairness Index 비교

Table 2. Variable used in proposed algorithm.

Algorithm \ Total MCR	30 Mbps	40 Mbps	50 Mbps
Double-EPD	0.8943	0.8141	0.7627
DFBA	0.9482	0.9085	0.8785
Proposed	0.9852	0.9658	0.9327

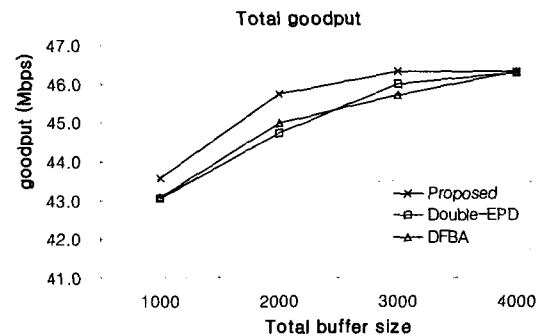


그림 6. Buffer 크기에 따른 total goodput (Total MCR = 50 Mbps)

Fig. 6. Total goodput according to the buffer size. (Total MCR = 50 Mbps)

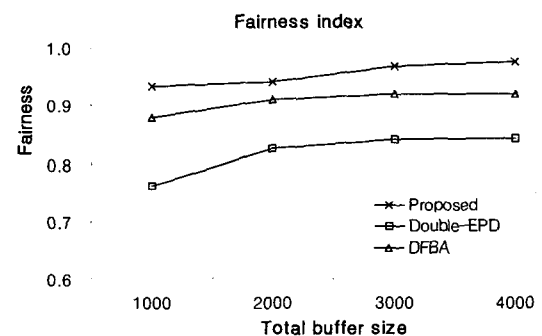


그림 7. Buffer 크기에 따른 fairness index (Total MCR = 50 Mbps)

Fig. 7. Fairness index according to the buffer size. (Total MCR = 50 Mbps)

한 알고리즘의 성능을 비교 분석하기 위하여, 전체 MCR을 50 Mbps로 할당하고 buffer 크기를 1000 cell에

서 4000 cell까지 변화시키면서 수행한 시뮬레이션 결과이다. 그림 6과 7에 보여지는 바와 같이 buffer 크기가 증가할수록 모든 기법의 goodput과 fairness index가 향상된 결과를 보이고 있으며 제안된 기법이 기존 기법에 비해 성능이 향상되었음을 확인할 수 있다. 이는 상기 기술한 바와 같이 제안된 알고리즘에서, 각 VC에 대해서 VC의 도착율을 예측하여 VC의 MCR 및 fair share 대역에 따른 대역을 할당해줌으로써 기존 기법 보다 성능을 향상시켰다.

V. 결 론

본 논문에서는 PNNI망의 GFR 서비스에서 MCR을 보장하면서 공평하게 대역을 할당하며 goodput을 높일 수 있는 효율적인 버퍼관리 알고리즘을 제안하였다. 제안된 알고리즘에서는 동적 임계치 및 버퍼내에서 tagged와 untagged 셀의 수를 이용하여, DFBA 기법의 단점을 보완하기 위하여 무조건 적인 셀의 진입을 억제하고, 각 VC의 도착율을 예측하여 공평하게 할당된 대역만큼의 셀 진입을 제어함으로써 MCR을 보장하고, goodput과 공평성을 향상시킬 수 있는 버퍼관리 알고리즘을 제안하였다. 제안된 알고리즘의 성능을 평가하기 위해 컴퓨터 시뮬레이션을 이용하여 공평성지수와 goodput을 기존의 기법과 비교 분석하였다.

성능 분석 결과 제안된 기법은 Double-EPD에 비해 평균 17% 및 DFBA기법에 비해 평균 5%의 공평성이 향상되었고, goodput 면에서도 보다 높은 성능을 유지함을 확인할 수 있었다. 향후 과제로는 상위 계층의 TCP 방식에 따라 전체 성능이 달라지게 되므로 다양한 TCP 방식을 고려한 성능 분석이 필요하다.

참 고 문 헌

- [1] "Private Network-to-Network Interface Specification Version 1.0," *ATM Forum af-pnni-0055.000*, Mar, 1996.
- [2] A. R. Rogozini, E. Al, "Analysis of the Performance of a Hierarchical PNNI Network," *Proceeding of the 1999 2nd International conference on ATM*, 1999.
- [3] Rohit Goyal and Raj Jain "Design Issues for providing Minimum Rate Guarantees to the ATM Unspecified Bit Rate Service," *Proceedings of the IEEE ATM Workshop Proceedings*, pp. 169-175, 1998.
- [4] Olivier Bonaventure and Jordi Nelissen "Guaranteed Frame Rate: A Better Service for TCP/IP in ATM Networks," *IEEE Network*, vol. 15, pp. 46-54, JAN.-Feb. 2001.
- [5] Chia-Tai Chan, Yaw-chung Chen and Pi-Chung Wang "An Efficient Traffic Control Approach for GFR Services in IP/ATM Internetworks," *IEEE GLOBECOM 98*, vol. 2, pp. 1112-1117, 1998.
- [6] Olivier Bonaventure and Jordi Nelissen "Guaranteed Frame Rate: A Better Service for TCP/IP in ATM Networks," *IEEE Network*, vol. 15, pp. 46-54, JAN.-Feb. 2001.
- [7] R. Goyal, R. Jain, S. Fahmy and B. Vandalore, "Buffer Management for the GFR Service," *ATM Forum/98-0405*
- [8] M. Hassan, M. Atiquzzaman, "Performance of TCP/IP over ATM networks", *Architecture House*, 2000.
- [9] Chia-Tai Chan, Pi-Chung Wang, Yaw-Chung Chen, "An efficient traffic control scheme for TCP over ATM GFR services," *Computer Networks*, Volume 38, April 2002.

저 자 소 개

김 변 곤(정회원)
제 41권 TC편 제 6 호 참조

