

# 클라이언트-서버 환경에서 슬롯 재사용 분산-큐 이중-버스의 공정성 제어를 위한 빌림과 반환 방식

(Borrowing and Returning Mechanism for Fairness Control  
of DQDB-SR on Client-Server Environments)

김정홍<sup>†</sup> 권오석<sup>††</sup>  
(JeongHong Kim) (OhSeok Kwon)

**요약** 본 논문에서는 클라이언트-서버 환경에서 DQDB-SR 네트워크 대역폭을 모든 스테이션에게 공평하게 할당하기 위한 새로운 방식을 제안하였다. 제안한 방식은 클라이언트-서버 부하 패턴의 특성을 따르는 접근 임계값과 대역폭 빌림과 반환 방식을 사용하여 DQDB-SR에게 공평한 대역폭 제어 기능을 제공한다. 이를 구현하기 위해 DQDB-SR의 처리 용량을 최대로 하는 소거 노드의 위치와 접근 임계값을 구하였다. 제안한 방식이 과부하시 클라이언트-서버 부하 패턴에 대하여 네트워크 처리 능력을 저하시키지 않고, 패킷 전송 성공률과 평균 패킷 전달 지연 시간에 있어 다른 공정성 제어 방식들 보다 우수하다는 것을 시뮬레이션 결과를 통하여 확인하였다.

**Abstract** In this paper, a new fairness control method is proposed to distribute DQDB-SR (Distributed-Queue Dual-Bus with Slot Reuse) network bandwidth fairly to all stations on client-server environments. By using an access limit that follows a characteristic of client-server load patterns and a bandwidth borrowing and returning mechanism, the proposed mechanism imparts fairness bandwidth control capability to DQDB-SR. To implement the proposed mechanism, we find the optimal placement of erasure nodes that maximizes network capacity for DQDB-SR, and calculate the access limit. At overload conditions, simulation results show that the proposed mechanism does not deteriorate network throughput, and outperforms other fairness control mechanisms in a success rate and an average packet transfer delay.

## 1. 서론

DQDB(Distributed-Queue Dual-Bus)는 분산 큐 알고리즘을 구현하는 매체 접근 제어 프로토콜에 기반을 둔 이중-버스 구조로 되어 있으며, 네트워크 대역폭을 스테이션에게 나누어주기 위하여 단순 접근 방식을 사용하지만 버스의 길이와 매체의 전송 속도에 상관 없이 전송 대역폭을 충분히 이용할 수 있는 장점을 지니고 있다. 도시 이상의 넓은 지역을 담당하는 통신망에 대한

요구가 증대함에 따라 IEEE 802.6 위원회에서도 DQDB를 도시 망에 적합한 공유매체 기반의 고속 통신망으로 권고하고 있다[1-2]. 초고속통신 기술의 발달로 현재 근거리 통신망에서 도입되고 있는 ATM(Asynchronous Transfer Mode)망이 고속 도시 망과 광대역 종합통신망으로 발전하겠지만, DQDB는 경제성과 편리성으로 인해 여전히 고속 LAN/MAN 이나 가입자 액세스 망에서 중요한 역할을 담당할 것으로 기대되고 있다.

그러나 DQDB는 단 방향 버스 구조를 갖는 망의 특성으로 인해 버스에 접속된 스테이션들의 위치에 따라 대역폭 사용과 패킷 전달 지연에 있어 불공정성이 발생되며 이를 해결하기 위해서 많은 연구가 수행되었다[3-8]. 불공정성 문제를 해결하기 위해서 기본 DQDB를

† 정 회 원 : 상주대학교 컴퓨터공학부 교수  
jhkim@sangju.ac.kr

†† 비 회 원 : 충남대학교 정보통신공학부 교수  
oskwon@cnu.ac.kr

논문접수 : 2000년 12월 11일  
심사완료 : 2001년 6월 5일

수정된 여러 가지 방식들이 제안되었으며, 그 중에서도 역분의 빈 슬롯을 사용하여 스테이션들간에 균등한 전송 기회를 보장하는 BWB(BandWidth Balancing mechanism)가 IEEE 802.6 표준에 반영 되었다[9-11]. 포스테이션의 요구 대역폭에 따라 대역폭을 할당하는 PA(Proportional Assignment scheme)[4], 스테이션들의 위치와 대역폭 요구량에 따라 접근 보호 임계값을 구하여 이를 기준으로 하여 대역폭 할당을 보장하는 APS(Access Protection Scheme)[5,6,12-14], APS가 공정성을 보장하기 어려운 요구 대역폭에 대하여 공평하게 대역폭을 제공할 수 있는  $\alpha$ -tuning(Alpha Tuning Mechanism)[7,15-18] 등이 제안되었다. 이러한 대역폭 제어 연구는 대부분 특정 부하 패턴인 대칭형 부하 패턴, 평형 부하 패턴과 역 대칭형 부하 패턴을 대상으로 하였다[5,6,18]. 최근에 클라이언트-서버 부하 패턴을 가진 DQDB에서 공정한 대역폭 할당을 위한 BTM(Bandwidth Tuning Mechanism)이 제안되었다[19].

공정성 문제와 더불어 DQDB의 처리 능력 한계를 극복하기 위해서 목적지에 도착한 패킷을 슬롯에서 소거하여 다른 패킷의 전달에 재사용하는 슬롯 재사용 방식이 도입되었다.[20-27] 슬롯 재사용을 허용하는 DQDB를 DQDB-SR(DQDB with Slot Reuse)이라 하며, DQDB-SR은 DQDB에 슬롯 소거 기능을 갖는 소거 노드를 도입하여 구현한다. DQDB-SR은 높은 처리능력을 가지게 되나 여전히 대역폭 할당에 있어 불공평성이 있고, 특히 과부하시에는 슬롯 재사용 효율성이 떨어져 네트워크 처리 능력이 저하되는 문제가 발생한다. 지금까지 대부분의 공정성 제어 연구는 DQDB에 대하여 이루어져 왔으며, 최근에서야 DQDB-SR의 공정성 제어를 위해 특정 부하 패턴에 대하여 APS 방식을 확대 적용한 연구가 발표되었다[6].

본 논문에서는 클라이언트-서버 부하 패턴을 가진 DQDB-SR에 대한 공정성을 제어하기 위한 방식을 제안한다. 제안한 방식은 사용자 요구 대역폭으로부터 직접 접근 임계값을 구하여, 이 값을 기준으로 하여 하단 스테이션의 빈 슬롯 요청 계수 값에 따라 대역폭 빌립과 반환을 통하여 대역폭을 각 스테이션에게 공평하게 할당한다. 과부하시 클라이언트-서버 부하 패턴에 대하여 네트워크의 처리 능력을 저하시키지 않고 지금까지 연구된 공정성 제어 방식들 보다 우수하다는 것을 시뮬레이션 결과를 통하여 확인하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 DQDB와 DQDB-SR의 동작과 불공정성 및 지금까지 연구된 공정성 제어 방식에 대하여 간단히 설명한다. 3장에서는

DQDB-SR에 대하여 제안한 공정성 제어 방식과 이를 구현하기 위한 방안에 대하여 기술한다. 4장에서는 제안한 방식의 성능을 평가하기 위하여 지금까지 연구된 다른 공정성 제어 방식들과 함께 시뮬레이션한 결과를 제시하고, 마지막 5장에서 본 논문의 결론을 맺는다.

## 2. 관련 연구

### 2.1 DQDB의 동작과 불공정성

DQDB-SR의 동작을 설명하기 위해 먼저 DQDB의 동작을 알아보기로 한다. DQDB에서 각 버스의 HOB(Head Of Bus)는 빈 슬롯을 버스에 연결된 스테이션들에게 제공하며, 각 스테이션들은 지나가는 빈 슬롯에 자신이 발생한 패킷을 실어 목적지로 전송한다. 버스에 연결된 스테이션의 위치에 따라 한 스테이션을 기준으로 하여 다른 스테이션들을 상단 스테이션 혹은 하단 스테이션이라 구분한다.

각 스테이션들은 카운트 다운(count down) 상태와 휴지(idle) 상태의 두 가지 상태를 가진다. 카운트 다운 상태는 스테이션이 패킷을 전송하기 위하여 버스에 연결된 상단 스테이션들에게 빈 슬롯을 요구한 후, 빈 슬롯이 도착하기를 기다리는 상태이다. 휴지 상태는 전송할 패킷이 없어 버스에 접근할 필요가 없는 상태이다. 분산 큐의 동작을 위해 각 스테이션들은 RQ(ReQuest counter)와 CD(Count Down counter)를 갖는다. RQ는 버스에 연결된 하단 스테이션들이 패킷을 전송하기 위하여 요청한 빈 슬롯 수인 요청 계수를 나타내며, CD는 자신이 전송할 패킷 앞에서 대기하고 있는 하단 스테이션들의 전송 대기 패킷 수인 카운트 다운 계수이다. 한 스테이션이 패킷을 전송하기 위해서는 상단 스테이션에게 자신이 사용할 빈 슬롯을 역 방향 버스의 슬롯을 통하여 예약하여야 한다. 스테이션이 휴지 상태에서 카운트 다운 상태로 바뀔 때 DQDB 프로토콜에서 정의한 스테이션에서의 버스 접근 루틴은 다음과 같다.

```
if  $\{(CD_i=0)\}$ 
   $CD_i \leftarrow RQ_i$  and  $RQ_i \leftarrow 0$ 
  카운트 다운 상태로 천이
}
```

DQDB에서는 단 방향 버스의 고유특성과 가해지는 부하 패턴의 특성 때문에 대역폭 사용과 패킷 전달 지연에 있어 불공정성이 발생한다. 정상 부하에서는 대역폭 사용 보다도 요청 신호 전달에 있어 불공정성이 나타날 수 있지만, 대부분의 패킷들이 슬롯 예약보다는 랜덤 액세스에 의해 전달되므로 불공정성은 문제가 안된다. 대역폭이 부족한 과부하 상태에서는 대역폭 사용

과 전달 지연에 있어서 DQDB의 고유특성으로 인해 심각한 불공정성이 발생하는데 이의 원인과 현상은 다음과 같다.

- (1) 요청 신호의 쇄도 : 하단 스테이션들의 빈 슬롯 요청 신호가 쇄도하게 되면 상단 스테이션들의 대역폭 사용이 어려워지고, 패킷 전달 지연 시간이 길어진다[5-7].
- (2) 요청 신호의 전달 지연 : 빈 슬롯 요청 신호를 전달 하는데 있어 상단 스테이션보다 하단 스테이션에서 더 오래 걸리기 때문에, 하단 스테이션이 빈 슬롯을 사용하는데 어려움을 겪는다 [5-7].
- (3) 초기상태 : 네트워크 전체가 과부하일 때 주로 발생한다. 과부하가 시작되는 시점의 네트워크 내부 상태에 따라 각 스테이션의 대역폭 사용이 결정된다[3].

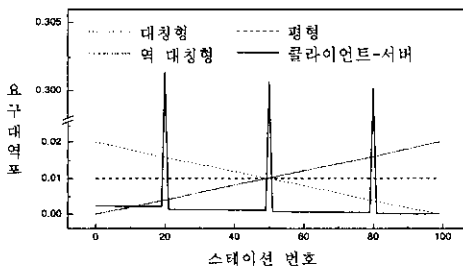


그림 1 부하 패턴

그림 1은 다양한 부하 패턴에 대한 각 스테이션들의 위치에 따른 대역폭 요구량을 나타낸다. 과부하시 DQDB 고유의 단 방향 특성 이외에도 가해지는 부하 패턴에 따라 불공정성이 발생할 수 있다. 과부하시 발생하는 불공정성은 다음과 같다.

- (1) 대칭형 부하 : 그림 1에서와 같이 한 스테이션에서 발생하는 패킷의 확률은 하단 스테이션 수에 비례한다. 과부하시 하단 스테이션의 빈 슬롯 요청에 대하여 상단 스테이션은 빈 슬롯을 하단으로 넘겨주어야 하기 때문에 하단 스테이션에 비해 전송해야 할 패킷이 많은 상단 스테이션은 대역폭 사용에 어려움을 겪는다.
- (2) 평형 부하 : 한 스테이션에서 발생하는 패킷의 확률은 그 버스에 연결된 스테이션의 위치에 관계없이 동일하다. 과부하시 DQDB의 초기상태에 따른 불공정성이 나타난다.
- (3) 역 대칭형 부하 : 한 스테이션에서 발생하는 패킷의 확률은 상단 스테이션 수에 비례한다. 과부하시 상단 스테이션은 하단 스테이션으로부터 요청 신호의 쇄도에

도 불구하고, 전송해야 할 패킷이 적기 때문에 상단 스테이션에 비해 하단 스테이션은 대역폭 사용에 어려움을 겪는다.

- (4) 클라이언트-서버 부하 패턴 : 한 스테이션에서 발생하는 패킷의 확률은 버스에서의 위치와는 관계가 없고 그 스테이션의 역할(클라이언트 혹은 서버)에 따라 비례한다. 이 패턴에서는 서버 위치에 따라 클라이언트와 서버간에는 대칭형과 역 대칭형 부하 패턴이 나타날 수 있으며, 평형 부하도 클라이언트들 간에는 나타날 수 있다. 따라서 특정 부하 패턴에서 발생한 불공정성이 클라이언트-서버 부하 패턴에 모두 나타날 수 있다.

2.2 DQDB-SR 동작과 불공정성

DQDB에서는 목적지 스테이션에 도착한 패킷들도 모두 버스의 종단까지 이동해야 함으로 매 슬롯 당 하나의 패킷만 전달할 수 있다. 이로 인해 DQDB의 네트워크 처리 능력이 제한된다. DQDB-SR에서는 DQDB의 이러한 제약을 극복하기 위해 목적지에 도착한 슬롯 안의 패킷을 소거하여 다른 스테이션에서 재사용하도록 하여 네트워크 처리 능력을 향상시켰다[20-27]. DQDB-SR의 구성도는 그림 2와 같으며, 슬롯 재사용 방식에는 DQDB-DR(Destination Release)과 DQDB-EN(Erasure Node)이 있다[24,25]. DQDB-DR은 패킷이 전달된 목적지 스테이션에서 슬롯 안의 패킷을 소거하는 방식으로, 이를 구현하기 위해서는 모든 스테이션이 슬롯 소거 기능을 가져야 함으로 버스와 스테이션간의 정합부가 복잡해지고, 스테이션에서 슬롯 처리에 지연이 발생하는 문제가 있다. DQDB-EN에서는 소거 노드를 버스에 추가하여 그 노드 기능을 갖는 스테이션에서만 슬롯을 소거하는 방식으로 IEEE 802.6에 포함되어 있다.

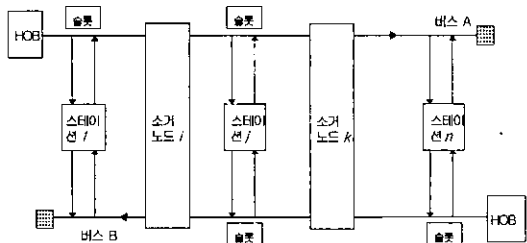


그림 2 DQDB-SR 구성도

소거한 슬롯을 사용하여 패킷을 전송할 경우, 예약 요청이 소거된 빈 슬롯에 의해 충족되었으므로 이전에 전송하였던 슬롯 요청은 취소되어야 한다. 이를 해결하기 위해 연구된 방식에는 CR(Cancelled Request) 방식과

NR(Negative Request) 방식이 있다[24,25]. CR 방식은 소거 노드에서 소거 카운터를 사용하여, 소거된 슬롯 수를 나타내는 소거 카운터의 값이 0보다 크면 하단 스테이션의 요구를 취소하고, 소거 카운터를 1씩 감소시킨다. 이 방식에서는 취소된 요구가 소거 슬롯에 의해 만족되지 않을 수도 있다는 것이 문제이다. NR 방식은 프레임에 NREQ(Negative REQuest)라는 새로운 비트를 추가하여, 슬롯이 소거될 때 반대 방향 버스를 통해 프레임 속의 NREQ 비트를 1로 설정함으로써 상단 스테이션들에게 슬롯이 소거되었음을 알린다. 이를 통지받은 상단 스테이션은 CD 값이나 혹은 RQ 값을 감소시켜 소거된 슬롯을 사용하게 될 하단 스테이션의 요구를 취소한다. 그러나 NR방식은 AFC(Access Control Field)영역의 수정을 요구하므로 본 논문에서는 CR 방식을 적용한다.

그림 2에 나타낸 DQDB-SR 구성도에서 인접한 소거 노드 사이의 구간을 소거 구간이라 하면, DQDB-SR은 다수의 소거 구간을 갖는 DQDB 구조로써 각 소거 구간은 DQDB의 동작 특성을 따른다. 과부하시 한 소거 구간에서 발생하는 빈 슬롯의 요구 수가 그 구간내의 소거 노드에서 소거되는 슬롯의 수 보다 많아지게 되면, 빈 슬롯 요구가 상단의 소거 구간으로 넘어가게 된다. 이로 인해 소거 구간 간의 불공정성이 발생하게 되어 상단 소거 구간은 대역폭 사용에 있어 하단 소거 구간보다 어려움을 겪게 된다. 또한 슬롯 재사용 효율도 저하되므로 DQDB-SR의 네트워크 처리 능력이 감소된다.

### 2.3 공정성 제어 방식

DQDB에서 발생하는 고질적인 위치 종속 불공정성 문제를 해결하기 위해 많은 연구가 수행되었으나, DQDB-SR에서의 공정성 제어는 대부분 특정 부하 패턴에 대하여 DQDB의 공정성 제어방식을 확대하여 적용하여 왔다. 여기에서는 DQDB에서 중요한 공정성 제어 방식에 대해 기본적인 동작 원리를 기술하고 문제점을 살펴본다. 네트워크의 공정성에 대하여 다양하게 정의 할 수 있지만[26], 본 논문에서는 각 스테이션이 요구하는 대역폭의 비율대로 네트워크가 처리 능력을 저하시키지 않고 균등한 전달 지연 시간 안에 대역폭 서비스를 하도록 하는 것을 공정성의 가장 중요한 목표로 정하였다. 각 스테이션이 요구한 대역폭의 비율은 그 스테이션이 서비스 받기를 원하는 대역폭의 양이 되며, 이는 네트워크 관리자가 설정한 요구 패턴과 그 스테이션의 위치 정보에 의해 미리 정해진다. 공정성 문제를 다루기 위해 본 논문에서는 두 가지 대역폭 패턴인 요구 패턴과 서비스 패턴이란 용어를 사용한다. 요구 패턴은 스테이션

이 버스에서 요구하는 대역폭이며, 서비스 패턴은 버스가 스테이션에게 할당해 주는 대역폭이다.

#### 2.3.1 BWB

모든 스테이션에게 똑 같은 대역폭을 나누어주기 위한 방식이며, IEEE 802.6에 반영되었다. 이 방식은 각 스테이션이 매  $\beta$ (BWB 계수) 번 성공적으로 패킷을 전송한 후에 다음 빈 슬롯을 하단 스테이션에게 넘겨준다. 이 방식은 평형 부하 패턴에서는 잘 동작하지만, 다른 부하 패턴에서는 공정성 제어에 문제가 있으며, 사용할 수 있는 빈 슬롯을 강제로 하단 스테이션으로 넘겨줌으로써 대역폭의 손실이 발생한다.

#### 2.3.2 APS

접근 보호 임계값을 도입하여 과부하시 대칭형 부하에서 각 스테이션에게 요구 패턴을 보장하는 방식이다. 스테이션  $i$ 가 버스에 접근하기 위해서 DQDB 접근 루틴은 다음과 같이 변경된다.

```
if (( $CD_i > 0$ ) {
     $CD_i \leftarrow \min(RQ_i, Li)$ 
    카운트 다운 상태로 천이
}
```

위의 버스 접근 루틴으로부터  $RQ_i$  값이 접근 보호 임계값 보다 작은 정상부하에서 APS에서는 항상  $RQ_i$  값이  $CD_i$ 에 기록되므로 기본 DQDB와 동일하게 동작하고, 단지  $RQ_i$  값이 접근 보호 임계값 보다 큰 과부하 상태에서만 달리 동작됨을 알 수 있다.

#### 2.3.3 $\alpha$ -tuning

APS의 단점을 보완하여 평형 부하나 역 대칭형 부하에서 하단 스테이션이 요구 패턴을 보장받을 수 있도록 상단 스테이션이 점유하는 대역폭의 일부를 하단 스테이션으로 양보하는 방식이다.  $\alpha$ -tuning은 요구 패턴과 서비스 패턴의 일치율을 위해 먼저 대칭형 부하 패턴을 만들고 이 패턴을 조절하여 요구 패턴과 일치시킨다.  $\alpha$ -tuning에서 DQDB 접근 루틴은 다음과 같이 변경된다.

```
if (( $RQ_i > 0$ ) {
     $CD_i \leftarrow RQ_i^{ATM}$ , 단,  $RQ_i^{ATM} = \min\{RQ_i, P_i^A\} + [\alpha P_i^A]$ 
     $RQ_i \leftarrow RQ_i - CD_i$ 
    카운트 다운 상태로 천이
} else {
     $CD_i \leftarrow 0$ 
    카운트 다운 상태로 천이
}
```

여기서  $P_i^A$ 는 스테이션  $i$ 의 접근 보호 임계값이며,  $\alpha P_i^A$ 는 하단 스테이션  $i$ 의 요구 패턴과 서비스 패턴을

일치시키기 위해서 하단으로 양보하는 빈 슬롯 수를 나타낸다.

### 2.3.4 BTM

대칭형 패턴을 사용하여 대역폭 양보를 통하여 공정성을 제어할 수 있는 요구 패턴에만  $\alpha$ -tuning을 적용할 수 있다. 또한 시스템의 위치에 따른  $\alpha$ 값을 허용하지 않기 때문에 각 스테이션에 적합한 값의 사용이 어렵다. 그러므로 클라이언트-서버 부하 패턴 환경하에서  $\alpha$ -tuning을 사용하여 요구 패턴대로 공평하게 서비스 패턴을 제공하기가 어렵다. BTM은 DQDB 네트워크에서 클라이언트-서버 부하 패턴을 갖는 요구 패턴으로부터 중간 패턴을 먼저 구하고, 하단 스테이션에게 대역폭을 양보하거나 대역폭을 빌려오므로써 중간 패턴이 요구 패턴과 일치하도록 조절한다. BTM에서 스테이션  $i$ 가 버스에 접근하기 위한 접근 루틴은 다음과 같다.

```

if ( $RQ_i > 0$ ) and ( $CD_i = 0$ ) {
   $CD_i \leftarrow RQ_i^{BTM}$ ; 단,  $RQ_i^{BTM} = \min\{RQ_i, P_i^A\} + \beta(RQ_i, L_i) \alpha_i L_i$ 
   $RQ_i \leftarrow RQ_i - CD_i$ 
  카운트 다운 상태로 천이
} else if ( $RQ_i \leq 0$ ) and ( $CD_i = 0$ ) {
  카운트 다운 상태로 천이
}

```

여기서  $\alpha_i$ 값이 양인 경우에는 스테이션  $i$ 가 하단 스테이션으로 양보하는 빈 슬롯 수를, 음인 경우에는 하단 스테이션으로부터 빌려오는 빈 슬롯 수를 나타내는 파라미터이다. 적용함수  $\beta(RQ_i, L_i) \alpha_i L_i$ 는 역분의 빈 슬롯 수를 줄이기 위한 함수이며,  $L_i$ 는 접근 임계값이다. 이 방식은 접근 임계값을 중간 패턴으로부터 구하였다. 그러나 적합한 중간 패턴과 적용함수를 구하기 어려우며, 이를 구하기 위해서는 시뮬레이션에 의존해야 하는 어려움이 있다. 더구나 과부하시  $RQ$  값이 중간 패턴의 접근 임계값 보다 작을 때는 빈 슬롯을 먼저 사용하지 않음으로 인해 하단 스테이션이 대역폭 사용에 있어 상단 스테이션 보다 어려움을 겪는다.

## 3. DQDB-SR의 공정성 제어 방식 제안

지금까지 DQDB-SR에서의 공정성 제어는 대부분 특정 부하 패턴에 대하여 DQDB의 공정성 제어방식을 확대하여 적용하여왔다. 이 장에서는 DQDB-SR에 가해진 클라이언트-서버 부하 패턴에 대하여 접근 임계값을 기준으로 각 스테이션에게 공평한 대역폭을 할당하는 대역폭 빌림과 반환 방식(Borrowing and Retuning

Mechanism)을 제안하고 이를 구현하기 위한 방안에 대하여 기술한다.

### 3.1 BRM의 개요

제안한 방식은 클라이언트-서버 부하 패턴을 갖는 DQDB-SR에서 네트워크의 처리 능력을 최대한으로 할 수 있도록 소거 노드의 위치를 찾고 난 후에 서비스 패턴이 요구 패턴에 일치할 수 있도록 접근 임계값을 구한다. 이 접근 임계값을 기준으로 하여 하단 스테이션의 빈 슬롯 요청 개수인  $RQ$  값에 따라 DQDB-SR의 대역폭 할당을 제어한다. 스테이션  $i$ 에서 버스 접근은  $CD_i$ 가 0일 때만 가능하며 버스 접근 루틴은 다음과 같다

```

if ( $CD_i = 0$ ) {
   $CD_i \leftarrow RQ_i^{BRM}$ ; 단,  $RQ_i^{BRM} = \min\{RQ_i, L_i\} + BR_i$ 
  if ( $RQ_i < L_i$ )
     $BR_i \leftarrow L_i - RQ_i$ 
  else
     $BR_i \leftarrow 0$ 
   $RQ_i \leftarrow RQ_i - CD_i$ 
  카운트 다운 상태로 천이
}

```

버스 접근 루틴의  $L_i$ 는 요구 패턴을 만족하기 위한 스테이션  $i$ 의 접근 임계값이며,  $BR_i$ 는  $RQ_i$ 가  $L_i$ 보다 작을 경우 스테이션  $i$ 가 빈 슬롯을 먼저 사용했기 때문에 다음에 하단 스테이션으로 반환하여야 할 빈 슬롯의 개수를 나타낸다. 각 스테이션은 카운트 다운 값이 0일 때 도착하는 빈 슬롯을 사용하여 패킷을 전송한다. BRM을 구현하기 위해 DQDB-SR의 처리 용량을 최대한으로 하는 소거 노드의 위치와 접근 임계값을 구하였다.

### 3.2 BRM의 동작

제안한 BRM의 접근 제어 루틴에서  $BR_i$ 는 버스 접근 시  $RQ_i$  값이  $L_i$ 값 보다 작은 경우 빈 슬롯을 먼저 사용했기 때문에 다음에 하단 스테이션으로 반환하여야 할 빈 슬롯의 개수를 나타낸다. 스테이션  $i$ 에서  $BR_i$ 의 크기는  $0 \leq BR_i \leq L_i$ 이며,  $CD_i$ 의 크기는 하단 스테이션의 요청 개수에 따라 최고  $2 * L_i$ 의 값을 가질 수 있다.

만약 과부하 상태에서도  $RQ_i < L_i$ 인 스테이션  $i$ 가 카운트 다운 상태로 들어가기 위해  $CD_i$ 값을  $RQ_i$ 값으로 설정하게 되면 스테이션  $i$ 는 자신의 접근 임계값 보다 적은 수의 빈 슬롯을 하단 스테이션으로 보낸 후 자신의 패킷을 전송하게 된다. 이 경우 스테이션  $i$ 는 대역폭을 사용하는데 있어 접근 임계값  $L_i$ 보다  $L_i - RQ_i$ 만큼 먼저 빈 슬롯을 사용하게 되므로 이 양을 다음 전송 시점에서 반영하여 하단 스테이션으로 빈 슬롯을 반환하여야만 하단 스테이션도 공정하게 대역폭을 사용하게

된다. BRM은 하단 스테이션에서 빌려오거나 반환하여야 할 빈 슬롯 개수를  $BR_i$  값으로 저장하여 패킷 전송시 항상 반영하게 함으로써 다른 방식들보다는 공평하게 대역폭을 제어할 수 있다.

3.3 BRM의 구현

3.3.1 소거 노드의 최적 배치

소거 노드는 목적지를 통과한 슬롯을 재사용할 수 있도록 처리하는 기능을 가진 스테이션으로, 스테이션의 전처리 기능을 통하여 구현된다. BRM을 DQDB-SR에 적용하기 위해서는 먼저 네트워크 처리 용량을 최대로 할 수 있도록 소거 노드의 위치와 각 스테이션에서의 접근 임계값을 구하여야 한다.

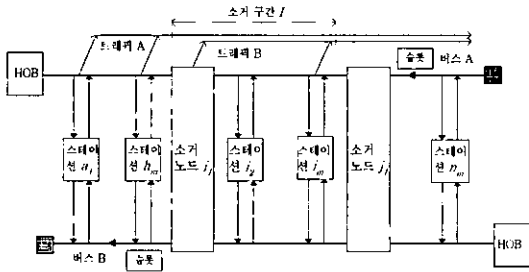


그림 3 소거 구간 I 내의 트래픽

그림 3의 소거 구간 I에서 슬롯이 점유될 확률은 그 구간의 마지막 스테이션( $i_m$ )에서 최고의 슬롯 점유 확률을 갖는다. 소거 노드의 최적 배치란 모든 가능한 배치에 대하여 DQDB-SR의 네트워크 처리 용량 값을 최대로 크게 해야 하므로, 소거 구간의 마지막 스테이션이 슬롯을 점유할 확률이 가장 작게 되도록 배치하면 된다. 소거 노드의 최적 위치를 구하기 위해서 다음과 같은 변수를 정의한다.

- $P_{seg}^{OCC}(I)$  : 소거 구간 I에서 슬롯이 사용될 확률 값
- $P_{im}^{OCC}$  : 스테이션  $i_m$ 에서 슬롯이 사용될 확률 값

소거 구간 I에 있는 마지막 스테이션이  $i_m$ 라고 가정하면  $P_{seg}^{OCC}(I) = P_{im}^{OCC}$  이 된다.  $n$ 개의 스테이션을 가진 DQDB-SR 네트워크 처리 용량( $\theta$ )은 다음과 같다.

$$\theta = \frac{1}{\max\{P_{im}^{OCC}\}}, 0 \leq i \leq n \quad (1)$$

$n$ 개의 스테이션을 가진 DQDB-SR 네트워크에서  $P_{seg}^{OCC}(I)$  의 값을 구하기 위해서, 스테이션  $i$ 가 스테이션  $j$ 로 패킷을 전송할 확률 함수인 식 2를 도입하여 사용한다. [27]

$$P_{ij} = \frac{a(1-a)^{j-i-1}}{1-(1-a)^{n-1}}, j=i+1, i+2, \dots, n \quad (2)$$

그림 3에서 나타낸 소거 구간 I내의 점유된 트래픽인 트래픽 A와 트래픽 B의 확률은 다음과 같다.

- (1) 트래픽 A 확률 :  $a_1$  스테이션부터  $i_m$  스테이션이 발생한 패킷의 목적지가  $i_2$ 부터  $n_m$  스테이션일 확률.
- (2) 트래픽 B 확률 :  $i_1$  스테이션부터  $i_m$  스테이션이 발생한 패킷의 목적지가  $i_2$ 부터  $n_m$  스테이션일 확률.

트래픽 A와 트래픽 B의 확률은 식 2를 이용하여 구할 수 있으며, 소거 구간 I에서 슬롯이 사용될 확률 값은 트래픽 A와 트래픽 B의 확률을 더한 다음과 같다.

$$P_{seg}^{OCC}(I) = \sum_{i_1}^n \sum_{i_2}^n P_{i_1} \cdot \sum_{i_1}^n \sum_{i_2}^n P_{i_2}$$

소거 노드의 최적 위치는 모든 소거 노드 배치에 대하여 DQDB-SR 네트워크 처리 용량을 최대로 하는 소거 노드 배치이다. 따라서 식 1의 값을 최대로 하기 위해  $\max\{P_{seg}^{OCC}(I)\}$  값이 최소가 되도록 하는 소거 노드 배치가 소거 노드 최적 위치이다.

3.3.2 접근 임계값

DQDB-SR의 네트워크 처리 용량을 최대로 하기 위한 소거 노드의 최적 위치와 네트워크 처리 용량을 사용하여 요구 패턴으로부터 직접 접근 임계값을 구하기 위해서 다음과 같은 변수를 정의한다.

- $P_i^{OCC}$  : 스테이션  $i$ 가 빈 슬롯을 사용할 확률
- $P_i^{emp}$  : 스테이션  $i$ 에 도착하는 슬롯이 비어 있을 확률
- $P_i^{ren}$  : 소거 노드  $i$ 에서 도착하는 슬롯을 재사용할 수 있도록 처리할 확률
- $L_i$  : 스테이션  $i$ 의 접근 임계값

대역폭 사용 관점에서 보면  $P_i^{OCC}$ 는 스테이션  $i$ 가 점유하는 대역폭이며,  $P_i^{emp}$ 는 스테이션  $i$ 에서 사용 가능한 대역폭이다.  $P_i^{ren}$ 은 소거 노드에 도착한 슬롯 중에 목적지를 통과한 슬롯의 재사용으로 인해 재생된 대역폭을 의미한다.  $RQ_i > L_i$ 인 과부하 상황에서 BRM의 버스 접근 루틴에 따르면 서비스 대역폭은 다음과 같다.

$$P_i^{OCC} = P_i^{emp} / (L_i + 1) \quad (3)$$

여기서 스테이션  $i$ 에서 가용 대역폭인  $P_i^{emp}$ 는 DQDB-SR의 네트워크 처리 용량에서 첫번째 스테이션에서부터  $i-1$ 번째 스테이션까지 사용한 대역폭을 제외하고 남은 대역폭을 의미하며 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_i^{emp} = 1 - \sum_{j=1}^{i-1} P_j^{OCC} + P_j^{ren} \quad (4)$$

식 4의  $P_j^{ren}$ 는 패킷의 목적지 분포 확률 함수인 식 2

로부터 구할 수 있으므로, 과부하시 스테이션  $i$ 가 요구하는 대역폭을 점유할 수 있도록 보장하기 위해 필요한 접근 임계값은 다음과 같다.

$$L_i = \left( 1 - \sum_{j=1}^i P_j^{occ} + \sum_{j=1}^i \sum_{k=j+1}^i \frac{a(1-a)^{k-j-1}}{1-(1-a)^{n-1}} \right) / P_i^{occ} - 1$$

### 4. 시뮬레이션

#### 4.1 시뮬레이션 환경

그림 4는 시뮬레이션에 사용할, 패킷 발생 확률은 같고 목적지 분포가 다른 두개의 클라이언트-서버 부하 패턴을 나타낸다. 그림 4a는 균등 목적지 분포를 갖는 클라이언트-서버 부하 패턴을 나타내며, 그림 4b는 지역성 목적지 분포를 갖는 클라이언트-서버 부하 패턴을 나타낸다. 패킷 발생 확률은 각 스테이션의 요구 패킷 크기이며, 패킷 도착 확률은 각 스테이션에서 수신하는 패킷의 양을 의미한다. DQDB-SR네트워크에서 그림 4에 나타난 부하 패턴 A와 B를 가할 경우, 소거 노드의 수에 대한 각 소거 노드의 최적 위치와 네트워크 처리 용량은 표 1과 같이 식 1을 사용하여 구할 수 있다.

표 1 소거 노드 위치와 네트워크 용량

소거 스테이션 수	부하패턴 A		부하 패턴 B	
	소거 노드 위치	네트워크 처리 용량	소거 노드 위치	네트워크 처리 용량
1	65	1.447461	50	1.583938
2	50 79	1.860346	33 60	2.760842
3	50 52 80	1.913376	20 43 63	2.916980
4	50 51 52 80	1.915917	21 21 50 70	3.0766244

제안한 방식의 성능 평가를 위하여 시뮬레이션을 하기 위한 DQDB-SR 네트워크 환경은 다음과 같이 가정한다.

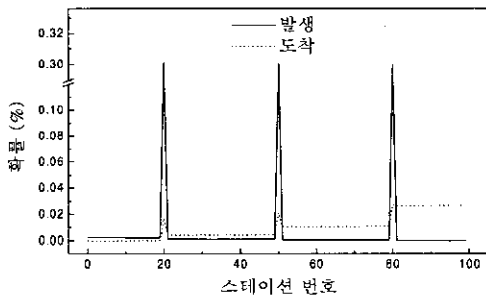
- (1) 클라이언트-서버 부하 패턴은 그림 4에 나타난 바와 같으며, DQDB-SR 네트워크에는 세 개의 서버와 두 개의 소거 노드를 포함하여 100개의 스테이션을 가지고 있다. 각 스테이션의 위치는 0번부터 99번까지 버스 방향을 따라 DQDB-SR 네트워크에 연결되어 있으며, 세 개의 서버는 20, 50, 80번에 위치한다.
- (2) 대역폭 사용에 있어 세 개의 서버가 전체 대역폭의 대부분인 90% 이상을 사용한다.
- (3) 각 스테이션 간의 거리는 동일하며, 한 슬롯 시간 동안 슬롯이 이동한 거리이다.
- (4) 각 스테이션은 무한대의 전송 버퍼를 가지며, 각 스테이션에서 발생하는 메시지는 패킷 크기의 정수 배이고 모든 패킷의 크기는 48 byte이다.
- (5) 각 스테이션에서의 패킷 발생 확률은 포아송 확률 분포를 따른다.

두 개의 소거 노드를 갖는 DQDB-SR에서 소거 노드의 최적 위치는 표 1에 나타난 바와 같이 부하 패턴 A를 가할 경우 50, 79번이 되며, 부하 패턴 B를 가할 경우 33, 60번이 된다. DQDB-SR에서 이중 버스는 동일하게 동작하므로 본 논문에서는 한쪽 방향 버스의 동작만을 고려하였다.

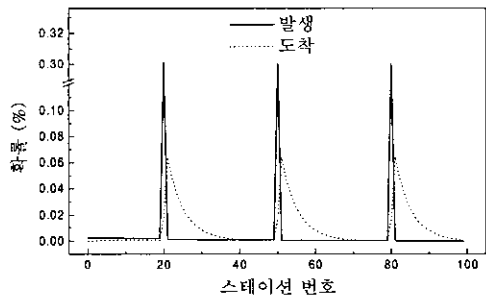
#### 4.2 시뮬레이션 결과 분석

제안한 방식의 공정성 제어 성능을 평가하기 위해 DQDB-SR 네트워크에서 다음과 같은 세 가지 성능을 측정하였다.

- (1) 전송 성공률 : 스테이션이 요구한 대역폭의 비율대로 네트워크가 대역폭을 제공하는지를 평가하기 위한 성능 지표이다. 성공률은 시뮬레이션 시간 동안 한 스테이션에 발생한 전체 패킷 수와 그 스테이션에서 성공적으로 전송한 패킷 수의 비율로서 정의한다
- (2) 평균 패킷 전달 지연 시간 : 스테이션에서 패킷이



(a) 부하 패턴 A



(b) 부하 패턴 B

그림 4 클라이언트-서버 부하 패턴

발생된 후 목적지 스테이션에 도착할 때까지의 평균 시간을 의미한다. 시뮬레이션 시간 동안 성공적으로 전송한 패킷에 대하여 평균 패킷 전달 지연 시간을 계산하였다.

(3) 네트워크 처리 능력 : 전송 매체의 전송 용량에 대한 모든 스테이션의 전송 패킷 수로 정의한다.

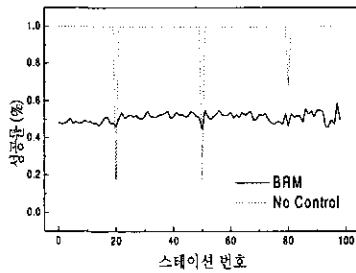
과부하시 전송 성공률과 평균 패킷 전달 지연 시간을 측정하기 위하여, 200,000 슬롯 시간 동안 그림 4에 나타난 부하 패턴 A와 B의 200%의 부하를 DQDB-SR 네트워크에 가하였다. DQDB-SR의 네트워크 처리 능력을 측정하기 위하여, 20,000 슬롯 시간 동안 그림 4에 나타난 부하 패턴 A와 B의 10%에서 1400%까지의 부하를 DQDB-SR 네트워크에 가하였다. 200% 부하란 DQDB-SR 네트워크 용량의 두 배인 트래픽을 의미한다. BRM과 다른 제어 방식의 공정성 제어 성능을 비교하기 위해서 세 가지 성능 척도에 대한 시뮬레이션 결과가 그림 5에서 그림 10에 걸쳐 나타나 있다. 시뮬레이션 결과로부터 제안한 방식과 다른 제어 방식에 대하여 다음과 같은 사항을 알 수 있다.

(1) BRM : 그림 5와 6은 BRM의 전송 성공률이 다른 방식에 비해 모든 스테이션에서 균등함을 나타낸다. 평균 패킷 전달 지연 시간도 그림 7과 8에 나타난 바와 같이 다른 방식에 비해 모든 스테이션에서 균

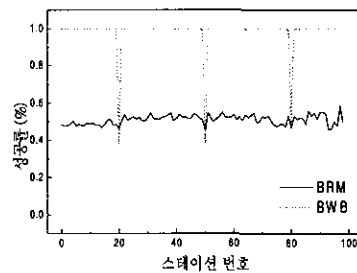
등함을 알 수 있다. DQDB-SR에 가해지는 부하가 증가하여도 그림 9a와 그림 10a에 나타난 바와 같이 제안한 방식은 네트워크의 처리 능력을 저하시키지 않는다. 따라서 과부하시 제안한 방식이 클라이언트-서버 부하 패턴을 가진 요구 패턴에 대하여 다른 방식보다 공정성 제어에 있어 우수하다는 것을 시뮬레이션 결과를 통하여 확인할 수 있다.

(2) No Control : 기본 DQDB 매체 접근 기능을 나타낸다. 대역폭 사용량이 많은 서버들은 그림 5a와 그림 6a에 나타난 바와 같이 대역폭 사용에 어려움을 겪게 된다. 또한 클라이언트 보다 서버에서 평균 패킷 전달 시간도 길어진다. 그림 9a와 그림 10a와 같이 DQDB-SR에 가해지는 부하가 증가하게 되면 소거 구간 간의 불공정성이 발생하게 되어 네트워크 처리 능력의 저하가 발생한다.

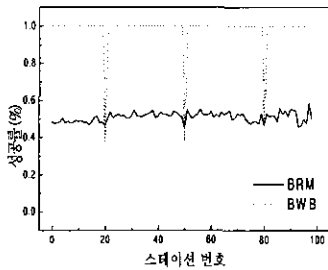
(3) BWB : BWB의 계수 값으로 DQDB 표준에서 권고하는 기본값인 8을 사용하였다. BWB는 대역폭을 모든 스테이션에게 균등하게 분배하기 때문에 전송할 패킷이 많은 서버는 상대적으로 전송할 패킷이 적은 클라이언트보다 대역폭 사용에 있어 어려움을 겪게 된다. 또한 서버에서 평균 패킷 전달 지연 시간도 길어지며, No Control처럼 소거 구간 간의 불공정성이 발생하게 되어 네트워크 처리 능력의 저하가 발생한다.



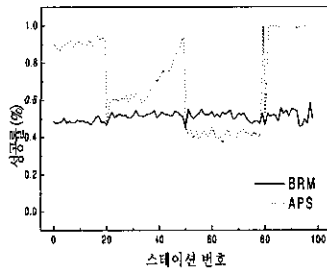
(a) No Control과의 비교



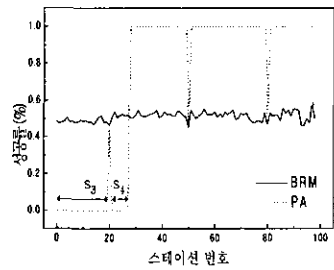
(b) BWB와의 비교



(c) BTM과의 비교



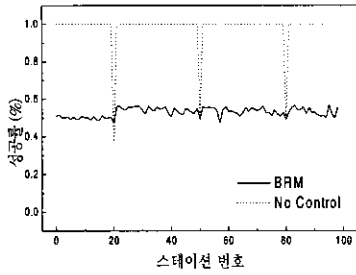
(e) APS와의 비교



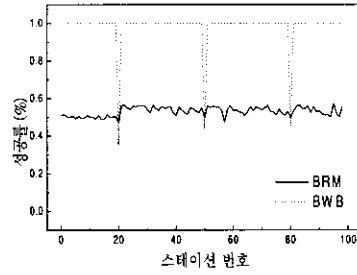
(f) PA와의 비교

그림 5 부하 패턴 A의 경우 전송 성공률

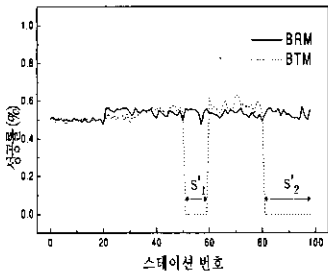




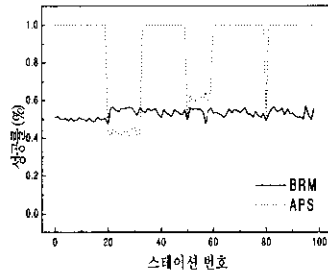
(a) No Control과의 비교



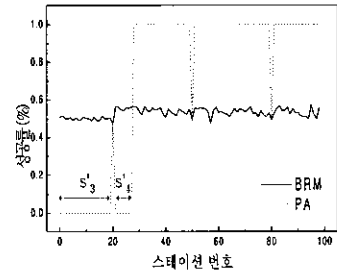
(b) BWB와의 비교



(c) BTM과의 비교

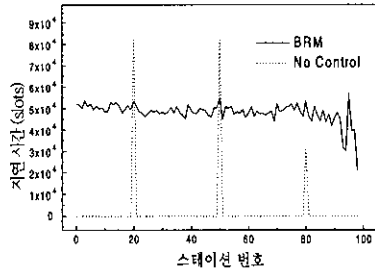


(e) APS와의 비교

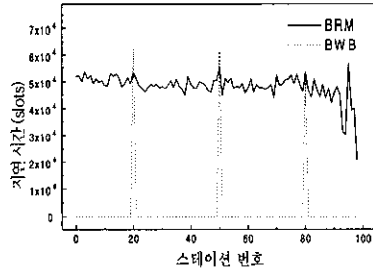


(f) PA와의 비교

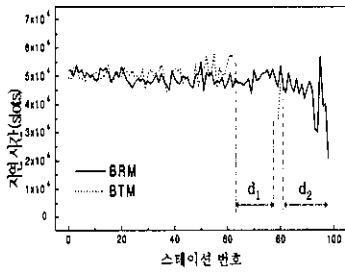
그림 6 부하 패턴 B의 경우 전송 성공률



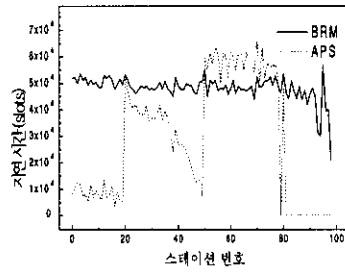
(a) No Control과의 비교



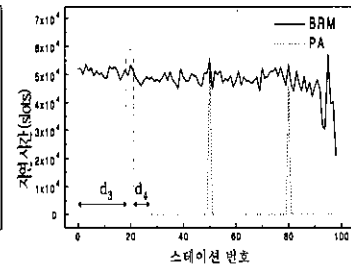
(b) BWB와의 비교



(c) BTM과의 비교

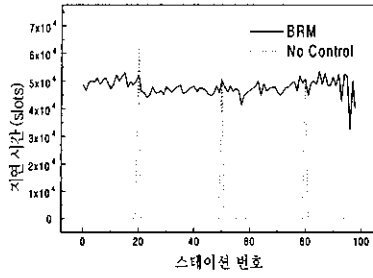


(e) APS와의 비교

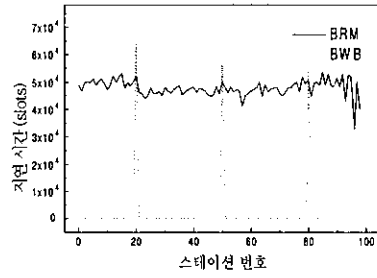


(f) PA와의 비교

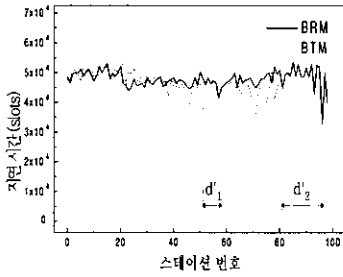
그림 7 부하 패턴 A의 경우 평균 패킷 전달 지연 시간



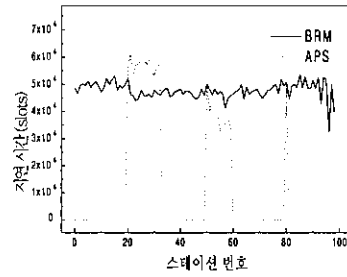
(a) No Control과의 비교



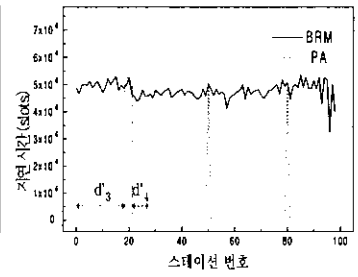
(b) BWB와의 비교



(c) BTM과의 비교

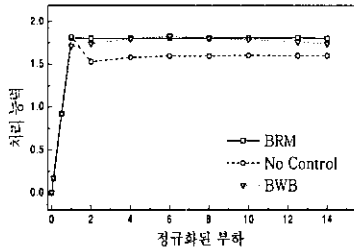


(e) APS와의 비교

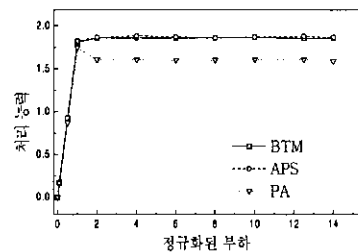


(f) PA와의 비교

그림 8 부하 패턴 B의 경우 평균 패킷 전달 지연 시간

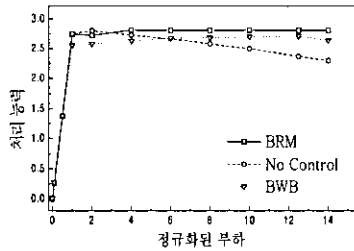


(a) BRM, No Control, BWB의 처리 능력

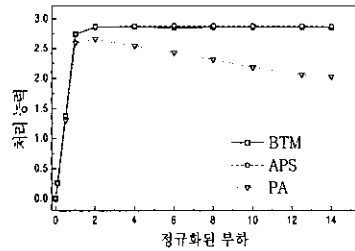


(b) BTM, APS, PA의 처리 능력

그림 9 부하 패턴 A의 경우 네트워크 처리 능력



(a) BRM, No Control, BWB의 처리 능력



(b) BTM, APS, PA의 처리 능력

그림 10 부하 패턴 B의 경우 네트워크 처리 능력

- (4) BTM : RQ 값이 접근 임계값 보다 작을 때 상단 스테이션이 미리 사용한 빈 슬롯을 하단 스테이션에게 갖지 않음으로 인해 그림 5c와 그림 6c에 표시된 s1, s2, s3, s4 구간은 클라이언트에서 전송할 패킷은 있지만 전송을 하지 못하는 경우를 나타낸다. 패킷을 전송을 하지 못하는 경우 평균 패킷 전달 지연 시간을 계산할 수 없으므로 그림 7c와 그림 8c에 표시된 d1, d2, d3, d4 구간에서는 평균 패킷 전달 지연 값이 표시되지 않는다.
- (5) APS : 소거 구간 내의 상단 스테이션은 슬롯 재사용과 접근 보호 임계값 때문에 빈 슬롯 사용을 보장 받을 수 있지만, 하단 스테이션들은 대역폭 사용에 어려움을 겪게 됨으로 스테이션 간에 전송 성공률과 평균 패킷 전달 지연 시간에 있어 많은 차이가 나타난다.
- (6) PA : 대역폭 요구량이 많은 서버는 대역폭 사용에 어려움이 없지만 대역폭 요구량이 적은 클라이언트는 대역폭 사용에 있어 어려움을 겪는다. 특히 서버 사이에 있는 클라이언트들 중 일부는 전혀 대역폭을 사용할 수 없는 경우가 발생한다. BTM처럼 클라이언트에서 전송할 패킷은 있지만 전송을 하지 못하는 경우가 발생되어 그림 7f와 그림 8f의 d'1, d'2, d'3, d'4 구간에서는 평균 패킷 전달 지연 값이 표시되지 않는다.

접근 임계값을 이용하는 공정성 제어 방식인 BRM, BTM과 APS에서, 상단 스테이션은 대역폭 사용을 보장받기 때문에 패킷 재사용의 확률이 No Control, BWB와 PA 방식보다는 높아진다. 따라서 그림 9와 10에 나타난 바와 같이 BRM, BTM과 APS 방식은 No Control, BWB와 PA 보다 네트워크 처리 능력에 있어 우수하다. 클라이언트-서버 부하 패턴을 가진 DQDB-SR에서 과부하시 BRM은 네트워크 처리 능력을 감소시키지 않고, 공정성 제어에 있어 다른 방식들에 비해 우수하다는 것을 시뮬레이션 결과로서 확인하였다.

## 5. 결론

슬롯 소거 노드를 추가하여 DQDB의 처리 능력을 높인 슬롯 재사용 분산-큐 이중-버스(DQDB-SR) 역시 단 방향 버스의 특성으로 인해 스테이션간 불공정성이 초래된다. 이러한 DQDB-SR의 불공정성을 해결하기 위해 DQDB의 공정성 제어 방식들을 확장하여 사용하여 왔는데, 이들은 대칭형 부하, 평형 부하, 역 대칭형 부하와 같은 특정 부하 패턴을 대상으로 개발된 것으로서 클라이언트-서버 부하 패턴을 갖는 DQDB-SR의 공정

성을 보장하기에 부적합하다.

본 논문에서는 클라이언트-서버 부하 패턴을 갖는 DQDB-SR 네트워크에서, 공정성 제어를 위해 요구 패턴으로부터 직접 접근 임계값을 구하고, 이를 기준으로 하여 하단 스테이션으로부터 빈 슬롯 요청 계수에 따라 대역폭 빌림과 반환을 통하여 대역폭 할당을 제어하는 BRM을 제안하였다. 이를 구현하기 위해 클라이언트-서버 부하 패턴을 가진 DQDB-SR 네트워크에서 소거 노드의 최적 위치, 네트워크 처리 용량 및 접근 임계값을 구하고, 기존의 DQDB의 버스 접근 방식을 수정하였다. 과부하 상태에서 제안한 BRM이 기존의 공정성 제어 방식 보다 네트워크 처리 능력의 저하 없이 공정성 제어에 있어 우수함을 시뮬레이션을 통하여 확인하였다.

클라이언트-서버 부하 패턴을 갖는 DQDB-SR네트워크에서 과부하시 공정성 제어가 효율적이지 못하게 되면 첫째 소거 구간 사이의 슬롯 재사용 효율이 떨어져 네트워크 처리 능력이 저하될 수 있고, 둘째 특정 서버나 클라이언트가 대역폭 사용에 있어 어려움을 겪거나 과도한 패킷 지연시간이 초래될 수 있어 네트워크의 서비스 품질이 저하될 수 있다. 이와 같은 문제점의 해결에 본 논문에서 제안된 BRM이 효과적으로 사용될 수 있으리라 기대된다.

한편 지금까지 DQDB와 DQDB-SR의 공정성 제어 방식의 연구는 정적인 부하 패턴만을 대상으로 수행되어 왔는데, 실제 네트워크에서의 부하 패턴은 동적으로 변할 수 있다. 특히 웹 서버, DNS 서버, 메일 서버, 라우터 등 다양한 서버들이 가동되는 인터넷 환경에서 클라이언트-서버 부하 패턴이 시시각각 변할 수 있다. 이와 같은 동적 부하 패턴 하에서 그때그때의 부하 패턴에 적합한 최적의 공정성 제어를 수행할 수 있는 적응적 공정성 제어방식에 대한 연구가 요구되는데, 이는 향후 연구 과제로 남겨둔다.

## 참고 문헌

- [1] IEEE Standards for Local and Metropolitan Area Networks: Distributed Queue Dual Bus (DQDB) Subnetwork of a Metropolitan Area Network (MAN), IEEE Standard 802.6-1990, Jul., 1991.
- [2] Newman, R.M., Budrikis, Z.L. and Hullet, J.L., The QPSX MAN, IEEE Commun. Mag., Vol.26, No.4, pp.20-28, Apr. 1988.
- [3] Conti, M., Gregori, E. and Lenzini, L., A Methodological Approach to an Extensive Analysis of DQDB Performance and Fairness, IEEE J. Selected Areas Commun., Vol.9, No.1, pp.76-87, Jan. 1991.
- [4] Mukherjee, B., Banerjee, S., Alternative Strategies

- for Improving the Fairness in and an Analytical Model of the DQDB Network, IEEE Trans. on Computers, Vol. 42, No.2, pp.151-167, Feb. 1993.
- [5] Kumar, L.N. and Bovopoulous, A.D., Access Protection Solution for Heavy Load Unfairness in DQDB, Computer Commun., Vol.18, No. 12, pp. 869-910, Dec. 1995.
- [6] Kim, T.J., Shin, B.C., Improving the Performance of Distributed Queue Dual Bus with Slot Reuse at Overload Conditions, Computer Commun. 22, pp. 470-482, 1999.
- [7] Kumar, L.N., Douligeris, C., The Dynamic Three-Tier Protocol: an Access Remedial Scheme for DQDB Metropolitan Area Networks, Computer Commun. 21, pp.624-643, 1998.
- [8] Chin-Ling Chen, Ruay-Shiung Chang, Dynamic Priority Transmission Mechanism for DQDB, Computer Commun., Vol.22, pp.483-490, 1999.
- [9] Hahne, E.L., Choudhury, A.K. and Maxemchuk, N.F., Improving the Fairness of DQDB Networks, in Proc. IEEE INFOCOM'90, pp.175-184, 1990.
- [10] Hahe, E.L., Choudhury, A.K. and Maxemchuk, N.F., DQDB Networks with and without Bandwidth Balancing, IEEE Trans. on Commun., Vol. 40, No.7, pp.1192-1204, Jul. 1992.
- [11] 노영권, 석정봉, 예약 신호를 이용한 DQDB 통신망의 적용 대역폭 할당 방식, 정보과학회논문지(A), 제 22 권, 제 10호, pp.1493-1502, Oct. 1995
- [12] Filipiak, J. Access Protection for Fairness in a Distributed Queue Dual Bus Metropolitan Area Network, in Proc. IEEE ICC, pp.635-639, Jun. 1989
- [13] Kumar, L.N. and Bovopoulos, A.D., An Access Protection Scheme for Heavy Load Unfairness in DQDB, in Proc. INFOCOM'92, pp.190-199, 1992
- [14] Kumar, L.N. and Bovopouls, A.D., The 3-tier Structured Access Protocol for DQDB MANs, in Proc. IEEE SOUTHEASTCON'94, pp.73-77, Apr. 1994
- [15] Kumar, L.N. and Douligeris, C., An Enhanced Assessment Protocol for DQDB Metropolitan Area Networks, in Proc. IEEE SOUTHEASTCON'94, pp.202-208, Apr. 1994
- [16] Kumar, L.N., Douligeris, C., The Dynamic Three-Tier Protocol: an Access Remedial Scheme for DQDB MAMs, in Proc. IEEE 19'th Conference on Local Computer Networks, pp.92-101, 1994.
- [17] Kumar, L.N. and Douligeris, C., Farness by Demand and Service Pattern Match: the Alpha Tuning Mechanism for DQDB MAN's, in Proc. IEEE INFOCOM'95, pp.1172-1179, Apr. 1995
- [18] Kumar, L.N. and Douligeris, C., Demand and Service Matching at Heavy Loads: A Dynamic Bandwidth Control Mechanism for DQDB MAN's, IEEE Trans. on Commun., Vol. 44, No. 11, pp.1485-1495, Nov. 1996
- [19] T.J. Kim, D.H. Cho, Bandwidth Tuning for Fairness of DQDB in Client-Server Traffic Environments,, IEEE Commun. Letters, Vol. 4, No. 6, pp.208-210, Jun. 2000
- [20] Rodrigues, M.A., Erasure Node: Performance Improvements for the IEEE 802.6 MAN; in Proc. IEEE INFOCOM'90, pp.634-643, Jun. 1990
- [21] Luciani, D., Pignatelli, R. and Susanna, L., The Balances Erasure Node: A Mechanism for Slot Reuse in DQDB Protocol, in Proc. ICC'91, pp.1350-1354, Jun. 1991
- [22] 오병석, 김종근, DQDB망에서 QA 슬롯의 선이용/재이용에 관한 슬롯 이용률 분석, 정보과학회논문지(A), 제 24권, 제 2호, pp.173-182, Feb. 1997
- [23] Tea-Joon Kim, Byung-Cheol SHIN, Dong-Ho CHO, ELDQDB-SR: An Enhanced Loop Architecture of DQDB with Slot Reuse, IEICE Trans. Commun., Vol.E82-B, No.7, pp.1019-1029, Jul. 1999
- [24] Garret, M.W. and Li, S.Q. A Study of Slot Reuse in Dual Bus Multiple Access Networks, IEEE J. Selected Area in Commun., Vol.9, No.2, pp.248-256, 1991
- [25] M.Ajmone Marson, F.Saluta, Fairness and Efficiency of Slot Reuse Algorithms in DQDB MANS, Computer Commun. 20, pp.1323-1341, 1997
- [26] Douligeris, C., Kumar, L.N., Fairness Issue in the Networking Environment, Computer Commun., Vol. 18, No.4, pp.288-299, Apr. 1995
- [27] Pach, A.R., Palazzo, S, and Panno, D., Slot Pre-Using in IEEE 802.6 Man, IEEE J. Selectes Areas in Commun., Vol.11, No.8, pp.1249-1258, 1993



김정홍

1986년 경북대학교 전자공학과 졸업(공학사). 1988년 경북대학교 전자공학과 졸업(공학석사). 2001년 충남대학교 컴퓨터공학과 졸업(공학박사). 1988년 한국전자통신연구원 선임연구원. 1996년 ~ 현재 상주대학교 조교수. 관심분야는 정보통신, 멀티미디어, 초고속 통신



김오석

1977년 2월 서울대 전자공학과 졸업(공학사). 1980년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 졸업(공학석사). 1994년 한국과학기술원 전산학과 졸업(공학박사). 1980년 ~ 현재 충남대학교 공과대학 정보통신공학부 교수. 관심분야는 신경회로망, 퍼지이론 및 응용, 패턴인식, 정보통신