

論文93-30A-5-1

DQDB MAN을 위한 적응 소거노드 알고리즘에 관한 연구

(A Study on the Adaptive Erasure Node Algorithm for the DQDB Metropolitan Area Network)

金德煥*, 韓治文**, 金大榮***

(Deok Hwan Kim, Chi Moon Han and Dae Young Kim)

要約

DQDB 망에서 소거노드 방식과 목적지 해제방식을 적용하면 대역폭을 크게 향상시킬 수 있다. 그러나 이 방식들은 각 노드가 향상된 대역폭을 공정히 사용할 수 없는 결점을 가지고 있다. 이를 개선하기 위해, 본 논문에서는 세그먼트 소거기능이 망 내 트래픽 부하상태에 따라 동작하는 적응 소거노드 알고리즘을 제안하고, 그의 기능적인 구조로서 기본 DQDB 상태머신(DQSM, RQM)에 SESM, RCSM, LMSM 상태머신을 추가하고, 재생된 슬롯을 자신의 노드에서 이용하기 위해 SESM 및 RCSM 상태머신을 DQSM 및 RQM 상태머신 전단에 위치하도록 구성하였다. 적응 소거노드 알고리즘의 특성을 평가하기 위해 단일 및 다중 우선순위체제에서의 액세스 지연시간, 처리율 및 세그먼트 소거율 등에 대한 시뮬레이션을 수행하였다. 그 결과, 적응 소거노드 알고리즘은 과부하시에 특히 우수한 성능을 갖는다는 것을 제시하였다.

Abstract

In DQDB networks, the bandwidth can be increased considerably by using the EN(Erasure Node) algorithms and DR(Destination Release) algorithms. However, the important issue in implementing them is using method of extra capacity fairly. To improve it, this paper proposes AEN(Adaptive Erasure Node) algorithm which erasure function is activated by network traffic load. Its functional architecture consists of SESM, RCSM, LMSM in addition to the basic DQDB state machines(DQSM, RQM). The SESM and RCSM state machines are placed in front of the DQSM and RQM state machines in order for the node to take advantage of the newly cleared slots. This paper also presents some simulation results showing the effect of AEN algorithm on access delay, throughput and segment erasing ratio in the single and multiple priority networks. The results show that the AEN algorithm offer the better performance characteristics than existing algorithms under overload conditions.

I. 서론

*正會員, 舟城專門大學 通信學科

(Dept. of Comm. Eng., Joosung Junior College)

**正會員, 韓國電子通信研究所

(Electronics and Telecommunications Reserash Institute (ETRI))

***正會員, 忠南大學校 情報通信學科

(Dept. of Comm. Eng., Chungnam Nat'l Univ.)

接受日字: 1993년 1월 15日

DQDB(Distributed Queue Dual Bus) 프로토콜^[1]은 IEEE에서 MAN (Metropolitan Area Network)을 상상하고 표준화 작업을 진행하였으며, 150Mbps의 높은 전송속도로 데이터, 음성, 화상 등의 멀티미디어 전송 서비스를 효율적으로 수행할 수 있는 고속 프로토콜이다. 특히 B-ISDN의 ATM (Asynchronous Transfer Mode) 방식과 동일한

셀 구조를 가지고 있어 상호 연동이 용이하며 사설망과 공중망으로 사용하는 것이 가능하다. 그러나 망 내 각 노드들이 버스를 액세스할 때, 노드의 위치에 따라 액세스 지연시간 및 처리율 특성이 서로 불공정(unfairness)하다.^[2] 이러한 불공정성을 개선하기 위하여 BWB(BandWidth Balancing) 메카니즘이 채택되었으나, 메시지별 다중 우선순위체제를 갖는 환경에서는 마찬가지로 공정성이 이루어지지 않으며^[3] 특히 망의 트래픽 부하가 높은 상태에서는 더욱 심하여^[4], 이를 개선하기 위한 여러가지 방법들이 제안되고 있다.^[5] 한가지 방법으로서는 세그먼트 소거 알고리즘^[6-13]이 도입되었다. DQDB에서 세그먼트 소거 기능은 슬롯이 목적지를 통과한 후 재사용할 수 있도록 하는 것이며, 망의 전송용량보다 큰 대역폭을 얻을 수 있다. 또한 늘어난 대역폭을 목적지 노드를 기준으로 하위노드들에게 재사용하게 함으로써 망 내 처리율을 향상시킨다. 그러나 망 내 각 노드들에게 대역폭을 균등하여 분배하는 문제는 해결되지 않고 있다.

슬롯 재생을 위한 세그먼트 소거방식을 대별하면 2가지 형태가 있는데, 망 내 모든 노드들이 세그먼트 소거기능을 갖는 목적지 해제(DR : Destination Release) 방식^[9]과 망 내에서 특정 노드가 세그먼트 소거기능을 담당하는 소거노드(EN : Erasure Node) 방식^[10-12]이 있다. 최근에는 망의 트래픽 부하상태를 측정하여 낮은 트래픽 부하상태에서는 기본 노드로서 동작하고 높은 트래픽 부하상태에서만 소거노드로서 동작하도록 하는 분산 소거노드(DEN : Distributed Erasure Node) 방식이 제안되었다.^[13] 이와같은 세그먼트 소거방식들은 낮은 트래픽 부하시 노드 내의 목적지 주소 디코딩 혹은 세그먼트 버퍼링에 따른 전송 지연시간이 상대적으로 크며, 망 내 소거노드의 갯수 및 위치의 최적화 문제, 망 내 트래픽 부하 측정방법의 정확성 결여 등의 문제를 가지고 있다. 본 논문에서는 이러한 문제점을 개선하고, 처리율과 공정성을 향상시키는 적응 소거노드(AEN : Adaptive Erasure Node) 알고리즘을 제안하고, 그의 특성을 제시한다.

본 논문의 구성은 I장의 서론에 이어서 II장에서는 세그먼트 소거기능을 수행하는 기존의 세그먼트 소거방식들로서 DR 방식, EN 방식 및 DEN 방식의 특성을 기술하였다. III장에서는 본 논문에서 제안한 AEN 알고리즘의 동작원리를 서술하고 상태머신(state machine)으로 이루어진 AEN의 기능적인 구조와 이들간의 상호 관계를 기술하였다. IV장에서는 AEN 방식의 특성을 단일 및 다중 우선순위체제에서 액세스 지연시간, 처리율 및 세그먼트 소거율을

기존 방식들과 비교 분석하였으며, V장에서 결론을 맺었다.

II. 기존 세그먼트 소거방식의 특성

DQDB 망은 두개의 단방향 버스와 버스를 따라 연결되어 있는 헤드노드 및 여러개의 노드들로 구성되며, 논리적으로는 버스 구조를 지니고 있지만 물리적으로는 링의 형태를 갖는다. 양 버스 A, B는 망에 있는 어떤 두 노드간에 양방향 통신을 가능하게 하며, 데이터를 전달하는데 있어서 양 버스의 동작은 독립적이다. 각 버스상의 데이터는 고정 길이의 슬롯에 실리며, 슬롯은 각 버스의 헤드노드에 의해 발생된다. 따라서 노드는 액세스 프로토콜의 제어에 의해서 슬롯에 데이터를 기록(write)하며, 이와같은 흐름은 엔드노드에서 끝난다. DQDB 계층은 이중 버스(dual bus)에의 액세스 모드로서 등시성(isochronous) 서비스를 위한 PA(Pre-Arbitrated) 액세스와 비등시성(non-isochronous) 서비스를 위한 QA(Queued-Arbitrated) 액세스가 있다. QA 기능은 큐에 의하여 중재되는 분산 큐잉(distributed queuing) 원리에 의해 이루어지며, PA 기능은 채널 할당 방식에 의해서 동작된다.

DQDB의 각 슬롯은 53옥텟의 크기를 갖고 액세스 제어필드(ACF : Access Control Field)와 슬롯의 정보를 형성하는 하나의 세그먼트로 구성된다. 하나의 프레임은 여러개의 슬롯으로 구성되며, QA 슬롯의 고정된 정보길이는 QA 세그먼트라고 한다. 슬롯의 ACF 내에는 busy 비트, request 비트 등 제어 비트가 있는데, busy 비트는 슬롯의 사용 유무를 표시하며, request 비트는 전송을 위하여 큐에서 대기 중인 데이터가 있음을 알려주는 역할을 한다. 각 노드에서는 각각의 버스에 대해 하나의 RQ(ReQuest) 카운터와 CD(CountDown) 카운터를 운용하며, 이들을 이용하여 자신의 큐에 대기 중인 데이터가 언제 전송할 수 있는가를 판단하게 한다. 노드에서는 RQ 카운터의 현재 값을 읽음으로써 자신의 하위 노드에서 현재 몇개의 세그먼트가 대기중인가를 알 수 있게 된다. 또한 CD 카운터의 현재 값은 자신의 세그먼트가 자신을 포함한 하위노드의 큐에서 대기 중인 세그먼트중 시간적으로 몇번째 생성되었는가를 알려준다.

DQDB는 3가지 레벨의 우선순위(priority)를 제공하며 각 노드에서는 우선순위에 대해 독립된 데이터 큐, RQ 카운터 및 CD 카운터를 유지 관리한다. 또한 각 우선순위 레벨에 대해 독립된 1개씩의 request 비트를 가지고 있다. 한편 DQDB 망에서

대역폭을 각 노드에게 균등하게 분배하기 위하여 기본 분산 큐잉 알고리즘에 BWB 메카니즘을 추가하여 사용한다.

그림 1은 노드 내의 QA 기능 블록 내에서 분산 큐를 처리하기 위해 구성되는 상태머신들이 QA 세그먼트가 생성된 후 송신할 때까지의 상호관계를 나타낸 것이다. FIFO(First-In First-Out) 큐는 각 노드에서 목적지 노드로 전송하기 위해 생성된 QA 세그먼트를 대기시키는 곳이며, 다수개의 세그먼트가 쌓여 있을 수 있다. DQSM(Distributed Queue State Machine)은 평상시는 공백으로 유휴상태(idle state)에 있다가 버스 A의 FIFO 큐에 적어도 한개 이상의 세그먼트를 갖고 있을때, 하나의 세그먼트만이 들어온다. 이때, DQSM은 들어온 세그먼트의 송신을 위해 유휴상태에서 카운트다운 상태(count-down state)로 바뀌고, RQ 카운터의 값은 CD 카운터로 옮겨지며 RQ 카운터의 값은 클리어된다. 이후 CD 카운터 값이 '0'이고 버스 A에 빈 슬롯이 지나갈 때 세그먼트를 내보낸다. RQM(REQ Queue Machine)은 DQSM과는 독립적으로 동작하며, DQSM이 FIFO 큐로부터 QA 세그먼트를 받는 시점과 동시에 request 정보를 받아서 DQSM의 역방향 버스인 버스 B에 request를 보내도록 제어한다. 버스 B에 빈 슬롯이 지나갈 때 마다 request를 내보내고 REQ 카운터 값을 하나씩 감소한다.

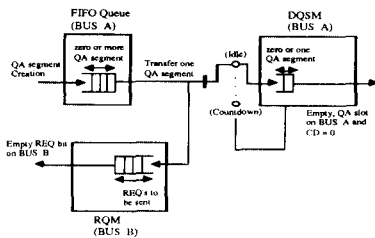


그림 1. FIFO 큐, DQSM 및 RQM 간의 관계
 Fig. 1. Relationship between the FIFO Queue, DQSM and RQM.

DQDB 프로토콜은 일정 길이의 슬롯에 세그먼트 단위로 메시지를 전송하므로 목적지 노드에 도착된 세그먼트를 소거하여 하위노드측에서 재사용할 수 있다. 세그먼트 소거기능은 목적지 노드까지 전송이 끝난 슬롯을 재사용하는데 이용되며, 이 경우 하위노드들에게 더많은 전송기회를 부여하여 전송지연을 낮추고 사용효율을 높일 수 있다. 슬롯의 ACF 영역 내에 PSR(Previous Segment Received) 비트가 어떤

슬롯에서 '1'로 셋트되면 앞서 도착된 슬롯의 세그먼트가 동일 버스상의 상위노드측에서 복사되어 통과된 것을 의미한다. 이하 기존 세그먼트 소거방식별 특성을 살펴본다.

DR 방식^[9]은 노드에 도착된 슬롯의 목적지 주소를 검사하여 자신의 주소와 동일할 때 세그먼트를 소거하며, 모든 노드가 세그먼트 소거기능을 갖는다. 따라서 하나의 슬롯은 헤드노드로부터 생성되어 엔드노드에서 소멸될 때까지 망 내에서 여러번 사용할 수 있으나, 모든 노드는 지나가는 슬롯의 목적지 주소를 판별할 때까지 세그먼트의 버퍼링을 해야하고, 목적지 주소를 디코딩하는데 요구되는 시간으로 인하여 망 내 전송 지연시간이 증가된다. 이에따라 트래픽 부하가 낮은 상태에서 더욱 나쁜 결과를 나타낸다.

EN 방식^[10]은 망 내의 특정 위치에 특정의 노드가 세그먼트 소거기능을 갖도록 구성하며, 여기서 특정의 노드를 소거노드(EN)라고 한다. EN은 슬롯 내의 PSR 비트를 검사하여 PSR 비트가 '1'로 셋트되어 있을 때, 앞서 도착된 슬롯의 세그먼트를 소거한다. 이 방식은 EN 내에서 한 슬롯 길이의 세그먼트 버퍼링이 필요하고, 세그먼트 소거기능을 수행하기 위해 PSR 비트만을 사용하므로 DR 방식에 비하여 보다 간결하고 망 내 지연시간도 작다. EN 방식에서 목적지를 통과한 슬롯은 EN을 통과하기 전에는 재생될 수 없다. 따라서 망 구성형태가 바뀔 때마다 망 내에서 최대 효율을 얻기 위한 최적의 EN 위치 및 EN 갯수의 결정방법이 요구되고, 망 내 특정의 위치에서 집중적으로 부하가 발생할 때 혹은 동적(dynamic)으로 부하가 변화할 때 EN의 적용 효과가 줄어든다. 한편, 세그먼트 소거기능의 구현이 용이하기 때문에 EN 방식에서는 기본 DQDB 기능을 갖는 노드에 세그먼트 소거기능을 추가하여 수행한다.^[10-12]

DEN 방식^[13]은 망의 트래픽 부하 상태에 따라 망 내의 여러 노드에서 동적으로 세그먼트 소거기능을 분산하여 수행하는 것이며, 노드 내에서 처리시간의 증가와 추가의 메모리를 필요로 하며 모든 노드가 세그먼트 소거기능을 갖는 EN으로서 동작될 수 있다. 이와같은 방식은 어떤 노드가 어느 시점에서 세그먼트 소거기능을 수행할 것인가를 결정하는 프로토콜이 필요한데, 이를 위하여 노드 내에 목적주소 큐를 두어 버스에서 읽어들이는 모든 슬롯의 목적주소를 넘겨되는데 큐잉되는 슬롯의 busy 비트가 '1'이고 목적주소 값이 자신의 주소 값 보다 작거나 같으면 RSC(Reusable Slot Counter) 값을 하나 증가시키고, 큐가 가득차면 큐에서 삭제가 발생되며 삭제된 목적주소 값이 자신의 주소 값과 작거나 같으면 RSC 값

을 하나 감소시킨다. Busy 비트가 '0'인 경우에는 큐에 삽입 혹은 삭제될 때 RSC 값은 변화되지 않는다. RSC 값이 목적주소 큐 크기에 따라 결정되는 어떤 임계치(TH : THreshold) 이상이 되면 그 노드는 EN으로서 동작하고, 임계치 이하로 내려가면 기본노드로서 동작한다. 이와같은 트래픽 부하 측정은 자신의 노드에서 상위노드측에 대한 것이며, 재생 슬롯을 사용하는 하위노드측에 대해서는 간접적인 방법이 되므로 트래픽 부하가 하위노드측에서 낮고 상위노드측에서 높은 상태일 때에는 적응 효과가 낮아질 수 있다. 또한 임계치 부근에서 트래픽 부하가 변화되면 소거노드 혹은 기본노드의 동작이 교대로 이루어질 수 있다.

이상과 같은 세그먼트 소거방식을 살펴본 결과, 다음과 같은 특성이 있다. 세그먼트 소거에 의해 재생된 슬롯을 하위노드측에서 사용한 만큼의 request 비트가 증가됨으로써, 상위노드들에게는 도착되는 request 비트 갯수가 늘어나므로 빈 슬롯의 사용횟수가 줄어들어 액세스 지연시간이 커지고, 반대로 하위노드들은 빈 슬롯의 사용이 늘어나서 액세스 지연이 줄어드는 불공정성이 나타날 수 있다. 즉 엔드노드가 가까울수록 대역폭 낭비가 크고, 헤드노드 위치로 갈수록 액세스 지연시간이 커지고 처리율이 낮아진다. 따라서 증가된 대역폭을 망 내에서 효과적으로 사용하기 위해서는 재생된 슬롯을 하위노드에서 사용한 갯수만큼 가장 빠른 시간내에 request를 취소해야 한다. 이에 관한 연구로써 하위노드로 부터 도착되는 request를 취소하는 방법과 역방향 버스 상에 negative request 비트를 사용하여 상위노드에서 RQ 및 CD 카운터 값을 변경시키는 방법 등이 있다.^[6.7.10] 전자의 방법은 정확한 갯수의 request 취소가 요구되며, 재생된 슬롯의 갯수를 알 수 있는 카운터 혹은 재생 슬롯의 발생 시간을 알 수 있는 타이머 등이 사용되고 인접 노드들의 위치 등의 정보를 필요로 한다. 후자의 방법은 액세스 프로토콜의 변경이 요구되고, 우선순위체계에서 request 비트와 negative request 비트가 동시에 존재할 경우 비효율적인 처리로 인하여 공정성이 저하된다. 이상의 문제를 해결하기 위해 본 논문에서는 적응 소거노드 알고리즘(이하 AEN 방식이라 함)을 제안하고, 그에 대한 특성을 취급한다.

Ⅲ. 적응 소거노드(AEN : Adaptive Erasure Node) 방식

본 논문에서 제안한 AEN 방식은 망 내 모든 노드

가 EN으로서 동작할 수 있다는 점과 망의 트래픽 부하 상태에 따라 동적으로 EN의 위치가 변경되어 동작한다는 측면에서 DEN 방식의 장점을 가지고 있다. 그러나 EN으로서 동작하기 위한 망 내 트래픽 부하 측정방법과 각 노드가 수행하는 동작 알고리즘은 DEN 방식과 다르다. 이와같은 부하 적응 방식의 효과적인 수행은 트래픽 부하 측정방법의 정확성에 기인하며, 이 트래픽 부하 측정방법이 성능 향상에 큰 영향이 있다는 것을 시뮬레이션에 의해 확인하였다. 또한 AEN 방식에서는 세그먼트 소거기능의 효율을 극대화시키기 위해, 재생 슬롯을 사용함으로써 발생하는 request가 최단시간 내에 취소되도록 구성하였다. 이하 제안한 AEN 방식에 대해 서술한다.

1. AEN 방식의 동작원리

AEN 방식은 망 내 트래픽 부하를 측정하여 일정 시간 동안 평균값을 구하고, 평균값이 낮은 트래픽 부하 상태에서는 기본 DQDB 기능만을 수행하고 평균값이 높은 트래픽 부하 상태에서만 기본 DQDB 기능에 세그먼트 소거기능을 추가하여 수행한다. 망 내의 모든 노드들은 AEN 방식이 적용되며 각 노드에서 망 내 트래픽 부하 상태를 측정하는 방법은 그림 2와 같다. 즉, 각 노드에서는 자신의 노드와 하위노드측에서의 대기중인 전송 예정 세그먼트 갯수를 측정하기 위해, 매 슬롯을 액세스할 때마다 현재 상태의 RQ 및 CD 카운터 값과 자신의 노드 내에 있는 FIFO 큐의 길이를 모두 더한다(FIFO 큐 길이의 측정은 실제 구현시 별개의 카운터를 두어 수행 가능하다). 더한 값이 ATH(Active THreshold for AEN) 변수 값 보다 클 경우 LMC(Load Monitoring Counter) 카운터 값을 하나 증가시키고, 작을 경우에는 LMC 값을 하나 감소시킨다. LMC 값이 HTH(Holding THreshold of traffic load for AEN) 변수 값 만큼 유지되면 LMC 값을 ESC(Erasable Slot Counter) 카운터 값에 더하고, ESC 값에 해당되는 재생 슬롯을 발생시킬 때까지 일정기간 동안만 기본노드 기능에 추가하여 세그먼트 소거기능을 수행한다. 세그먼트 소거기능이 수행되는 동안 도착되는 슬롯의 PSR 비트가 셋트되어 있으면 앞서 도착된 세그먼트는 전송되기 이전에 소거되어 재사용할 수 있는 슬롯을 생성한다. 슬롯을 재생시킬 때마다 ESC 값을 하나 감소시키고 CSC(Cleared Slot Counter) 카운터 값을 하나 증가시킨다. ESC 값이 '1'이 되면 세그먼트 소거기능을 중단하고, 빈 슬롯이 지나갈 때, 자신이 전송해야 할 세그먼트 보다는 마지막으로 버퍼에 저장되었던 세그먼트를 우선

적으로 전송한다. 이후 세그먼트 소거기능을 중단하고 기본노드 기능으로만 동작한다. 이러한 방법은 자신의 노드 및 하위노드측에 대한 직접적인 트래픽 부하측정이 되므로 재생된 슬롯을 재사용할 수 있다. 여기서 ESC는 재생할 슬롯 갯수, CSC는 재생된 슬롯 갯수를 나타내며 request 취소시에 이용된다. ATH는 EN으로서의 동작 결정을 위해 사용되는 기준부하 임계값을 나타내는 변수, HTH는 트래픽 부하가 ATH를 초과하는 평균 지속시간을 나타내는 기준부하 지속값 변수이다.

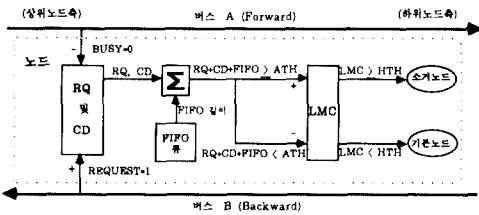


그림 2. AEN 방식의 트래픽 부하 측정방법
Fig. 2. Traffic load monitoring method of the AEN algorithm.

세그먼트 소거기능을 수행하면서도 기본노드와 동등하게 동작할 수 있도록 각 노드는 EN으로서 동작할 때 재생된 각 슬롯에 대한 request를 취소해야 한다. 이를 위해 기본 DQDB 기능에 세그먼트 소거기능과 request 취소기능 및 트래픽 부하 측정기능을 추가하였다. 그리고 새롭게 재생된 슬롯을 자신의 노드가 이용할 수 있도록 이들 추가된 기능을 DQSM 및 RQM 판단에서 수행토록 하였다. 또한 최단 시간 내에 재생 슬롯 갯수와 거의 동일한 갯수의 request를 취소하기 위해, CSC 값이 '0' 보다 클 때 하위노드측으로 부터 도착되는 request를 취소하며, 특히 CSC 값이 '0' 보다 큰 상태에서 RQ 및 CD 값이 '0'이고 인접한 하위노드와의 슬롯 거리 시간동안 request가 없을 경우에만 CSC 값을 초기화한다. 자신의 노드에서 재생된 슬롯은 자신이 사용할 수 있는데, 재생 슬롯이 발생된 경우로서 동시에 자신의 request를 보내고자 할 때에는 REQ 값과 CSC 값을 변화시키지 않는다.

2. 구조 및 동작 알고리즘

AEN의 기능적인 구조는 그림 3과 같이 기본노드가 지니고 있는 DQSM과 RQM에 추가하여 세그먼트 소거기능을 수행하는 SESM(Segment Erasing State Machine), request 취소기능을 수행하는

RCSM(Request Cancellation State Machine), 망 내 트래픽 부하를 측정하는 LMSM(Load Monitoring State Machine) 등으로 구성된다.

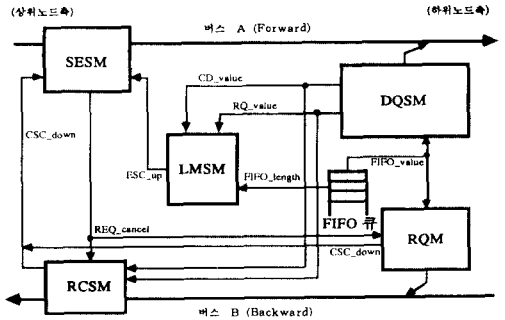


그림 3. 적응 소거노드 구조
Fig. 3. Functional architecture of the AEN.

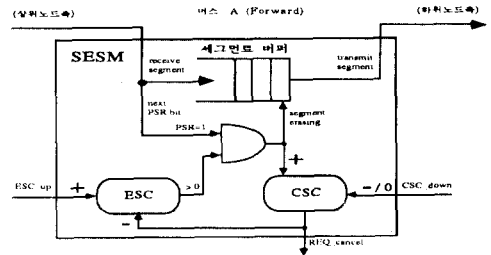


그림 4. SESM 구조
Fig. 4. SESM architecture.

```

IF (receive ESC_up from LMSM)
THEN
    add HTH to ESC
    start segment buffering in node
ELSE
ENDIF
IF (ESC > 1)
THEN
    IF (message slot comes from upstream which slot is set PSR = 1)
    THEN
        erase stored segment in buffer
        decrease ESC by 1 /* down to 0 */
        increase CSC by 1
        send REQ_cancel to RQM/RCSM
    ELSE
        transmit old segment in buffer to downstream
        store new segment in buffer
    ENDIF
ELSE IF (ESC = 1)
THEN
    IF (message slot comes from upstream which slot is empty)
    THEN
        transmit last stored segment in buffer to downstream
        clear ESC
        expire segment buffering in node
    ELSE
        bypass slot
    ENDIF
ELSE IF (ESC = 0 /)
THEN
    IF (message slot comes from upstream)
    THEN
        bypass slot
    ELSE
        ENDIF
    ENDIF
ENDIF
IF (receive CSC_down from RCSM/RQM)
THEN
    decrease CSC by 1 /* down to 0, be caused by RCSM/RQM */
    or, clear CSC /* be caused by only RCSM */
ELSE
ENDIF
    
```

그림 5. SESM 동작 알고리즘
Fig. 5. SESM algorithm.

SESM 구조는 그림 4와 같으며, ESC 카운터와 CSC 카운터 그리고 세그먼트 소거기능을 수행시 순방향 버스를 지나가는 각 슬롯의 세그먼트를 버퍼링 하기 위한 세그먼트 버퍼로 구성되는데, 특히 ESC 값과 PSR 비트에 따라 세그먼트 소거기능의 수행 여부를 결정하기 위한 로직이 있다. SESM의 동작 알고리즘은 그림 5와 같다.

RCSM 구조는 그림 6과 같으며, RQ 및 CD 값에 따라 request를 취소하기 위한 로직으로 구성되는데, RQ 및 CD 값이 '0'일 때 SESM 내의 CSC 카운터를 초기화하기 전에 인접한 하위노드와의 슬롯 거리 시간을 측정하는 로직이 있다. RCSM의 동작 알고리즘은 그림 7과 같다.

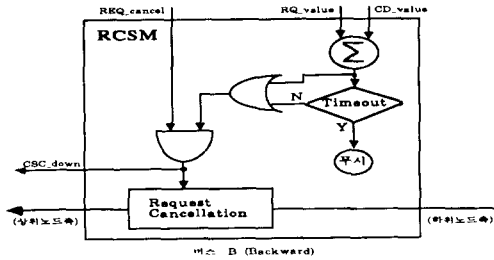


그림 6. RCSM 구조
Fig. 6. RCSM architecture.

```

IF (request slot comes from downstream)
THEN
  sum up RQ values and CD values
  put them to temp1
  IF (temp1 = 0)
  THEN
    IF (receive REQ cancel from SESM and timeout of Tc)
    THEN
      send CSC_down to SESM /* in order to clear CSC */
    ELSE
      ENDIF
    ELSE
      IF (receive REQ_cancel from SESM) /* temp1 is non-zero */
      THEN
        IF (request slot set REQ bit)
        THEN
          cancel REQ bit in slot
          send CSC down to SESM /* in order to decrease CSC by 1 */
        ELSE
          bypass slot
        ENDIF
      ELSE
        bypass slot
      ENDIF
    ELSE
      ENDIF
  ENDIF
  where, The REQ_cancel signal means CSC > 0 and it generate whenever CSC increase by 1
  The Tc is interval(slot time) between adjacent node on downstream.
  
```

그림 7. RCSM 동작 알고리즘
Fig. 7. RCSM algorithm.

LMSM 구조는 그림 8과 같이 LMC 카운터를 구비하고 있으며, 기준부하 임계값(ATH) 변수와 기준부하 지속값(HTH) 변수에 따라 트래픽 부하의 시간적 평균값을 측정한다. LMSM의 동작 알고리즘을 그림 9에 나타냈다.

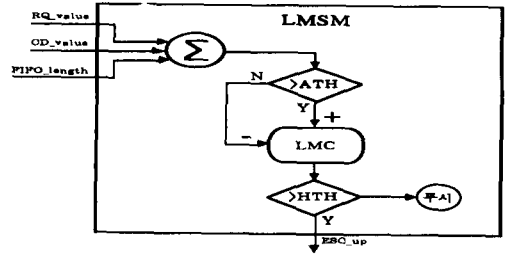


그림 8. LMSM 구조
Fig. 8. LMSM architecture.

```

IF (message slot comes from upstream)
THEN
  sum up RQ values, CD values and FIFO lengths
  put them to temp2
  IF (temp2 > ATH)
  THEN
    increase LMC by 1
  ELSE
    decrease LMC by 1 /* down to 0 */
  ENDIF
  IF (LMC = HTH)
  THEN
    send ESC up to SESM /* The ESC up signal means HTH size */
    clear LMC
  ELSE
    ENDIF
ELSE
  ENDIF
  
```

where, The RO is ReQuest counter,
The CD is CountDown counter,

그림 9. LMSM 동작 알고리즘
Fig. 9. LMSM algorithm.

DQSM 구조는 그림 10과 같고, DQSM의 동작 알고리즘은 기본 DQDB 프로토콜과 동일하다.

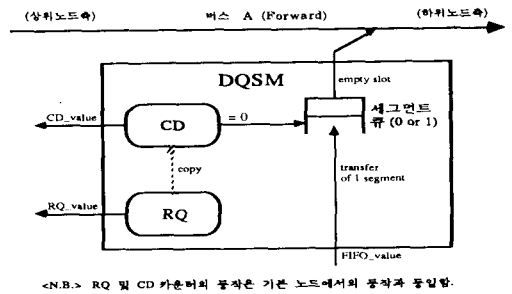


그림 10. DQSM 구조
Fig. 10. DQSM architecture.

RQM 구조는 그림 11과 같으며, RQM의 동작 알고리즘은 기본 DQDB 프로토콜과 거의 동일하지만, 자신의 노드에서 재생 슬롯이 발생된 경우로서 동시에 자신의 request를 보내고자 할 때 REQ 값과 CSC 값의 제어를 위한 로직이 추가로 구성되며, 이

로 인한 동작 알고리즘은 그림 12와 같다.

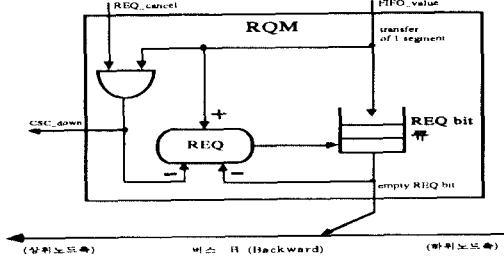


그림 11. RQM 구조
Fig. 11. RQM architecture.

```

/* additional part for AEN algorithm */
IF (receive REQ cancel from SESM and FIFO value from FIFO Queue
    at the same time)
    THEN
        decrease REQ by 1 /* down to 0 */
        send CSC down to SESM /* in order to decrease CSC by 1 */
    ELSE
        ENDIF
    
```

where, The REQ is REQuest counter.
The FIFO value signal implies which segments exist in
FIFO Queue and it generates when DQSM state change
from idle state to Countdown state.

그림 12. AEN 방식을 위해 추가된 RQM 동작 알고리즘
Fig. 12. Additional RQM algorithm for the AEN algorithm.

다중 우선순위체계에서 AEN 방식의 동작은, 먼저 우선순위가 낮은 노드에서는 하위노드측으로 부터 request가 도착되지 않을 때, REQ 값이 '0'보다 크면 REQ 값을 하나 감소시키고 자신의 request를 발생시킨다. 그러나 하위노드측으로 부터 자신의 우선 순위와 동일한 request와 높은 우선순위의 request가 동시에 도착하거나 혹은 자신의 우선순위보다 높은 request 만이 도착할 때에는, CSC 값이 '0'보다 크면 높은 우선순위의 request를 취소하고 CSC 값을 하나 감소시킨다. 이때 유휴 상태 혹은 카운트다운 상태에 따라 RQ 혹은 CD 값을 하나 증가시킨다. 그러나 하위노드측으로 부터 자신의 우선순위보다 낮은 request가 도착할 때에는, CSC 값이 '0'보다 클 경우에 request를 취소하고 CSC 값을 하나 감소시킨다.

한편, 우선순위가 높은 노드에서는 하위노드측으로 부터 request가 도착되지 않을 때, REQ 값이 '0'보다 크면 REQ 값을 하나 감소시키고 자신의 request를 발생시킨다. 또 하위노드측으로 부터 자신의 우선 순위와 동일한 request와 낮은 request가 동시에 도

착할 때에는, CSC 값이 '0'보다 클 경우에 자신의 우선순위와 동일한 request를 취소하고 CSC 값을 하나 감소시킨다. 그러나 자신의 우선순위와 동일한 request 만 도착하거나 혹은 자신의 우선순위보다 낮은 request가 도착할 때에는, CSC 값이 '0'보다 클 경우에 해당 request를 취소하고, 각 경우에 대해서 CSC 값을 하나 감소시킨다.

IV. 시뮬레이션 및 분석

1. 시뮬레이션 모델 및 성능 평가 파라미터

일반적으로 프로토콜의 성능 평가에는 큐잉 모델을 이용한 해석적인 방법과 가상 모델을 이용한 시뮬레이션 방법이 사용되는데, 본 논문에서는 시뮬레이션 방법을 이용한다. 시뮬레이션을 위한 망의 모델은 사건(event)이 특정한 점에서 순간적으로 변하는 이산사건(discrete event) 시뮬레이션 기법^[14]을 이용하고, 망의 성능을 평가할 수 있는 파라미터로서 버스 액세스 지연시간(access delay), 처리율(throughput) 및 세그먼트 소거율(segment erasing ratio) 등을 이용하였으며, 이때 사용된 언어는 SLAM II^[14]이다.

액세스 지연시간은 노드 내에서 패킷이 발생된 후 세그먼트로 분할되어 FIFO 큐에 대기하기 시작하는 시점부터 버스에 송신할 때까지의 FIFO 큐 내의 대기시간이다. 처리율은 단위 시간에 처리할 수 있는 패킷의 양을 나타낸다. 즉 각 노드에서 단위 시간에 발생된 패킷 중 몇개를 전송할 수 있는가를 의미하며, 단위는 백분율이다. 세그먼트 소거율은 망 내에서 세그먼트 전송에 사용된 모든 슬롯 갯수와 세그먼트가 소거된 재생 슬롯 갯수의 비율이다. 본 논문에서는 보다 상세한 비교를 위하여 노드 위치별 세그먼트 소거율을 2가지 경우로 정의하여 사용하였다. 하나는 절대적인(absolute) 세그먼트 소거율로서 망 전체에서 세그먼트 전송에 사용된 모든 슬롯 갯수와 각 노드에서 재생된 슬롯 갯수의 비율을 나타낸다. 다른 하나는 상대적인(relative) 세그먼트 소거율로서 망 내에서 재생된 슬롯의 총 갯수와 각 노드에서 재생된 슬롯 갯수의 비율을 나타낸다. 전자는 망 내에서 목적지 노드에 도착된 슬롯의 재생 비율을 비교하는데 유용하며, 후자는 망 내에서 노드 위치별 재생 슬롯의 상대적인 발생 분포를 비교하는데 유용하다. 세그먼트 소거율의 단위는 백분율로 나타났다.

이산사건 시스템은 동적 시스템으로서, 어떤 시간에서의 상태는 그 시간에서의 시스템이 갖는 상태 변수의 값으로 결정된다. 시스템의 상태 변수는 시간에

따라 변화하는데 시스템의 상태 변수값이 어떤 특정한 점에서 순간적으로 변하는 시스템이 이산사건 시스템이다. DQDB 프로토콜은 이산사건 시스템으로 모델링 할 수 있다. 망의 구성은 16개의 노드가 동일한 간격으로 분포한 것으로 가정하였으며, 각 노드에서의 시뮬레이션 모델은 그림 13과 같다.

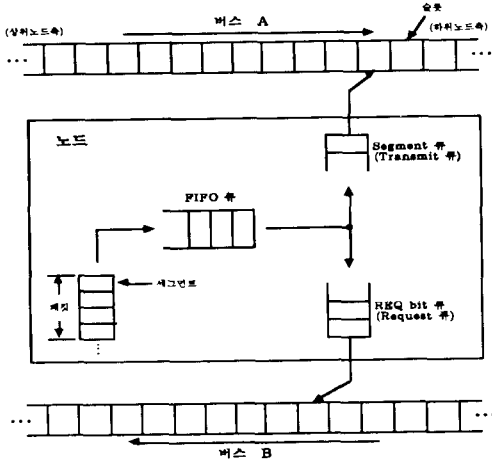


그림 13. 노드의 시뮬레이션 모델
Fig. 13. Simulation model of node.

시뮬레이션을 간략히 하기 위하여 한쪽 방향의 단일 버스로 데이터를 전송하는 것으로 하였으며, QA 세그먼트 데이터만을 생성하도록 하였다. 노드 번호는 헤드노드에서 멀어질수록 증가하는 것으로 하였고, 각 노드에서 메시지 분포는 동일한 것으로 하였으며 메시지 발생율을 가변시킴으로써 부하를 변화시켰다.

표 1. 시뮬레이션 모델 구성 파라미터 조건
Table 1. Parameter conditions of simulation model.

노드의 수 : 16 (모든 노드는 동일 간격으로 분포)
패킷의 발생 : 포아송(Poisson) 분포
패킷의 길이 : 패킷당 평균 5 세그먼트인 기하(geometric) 분포
목적지 주소 : 일양(uniform) 분포
FIFO 큐 용량 : 10 패킷
우선순위 체계 : 단일순위 혹은 노드 위치별 상대적인 2단계 우선순위 (H H H H L L L L L L L L H H H H)
BWB_MOD : 0
트래픽 부하 : 20%, 40%, 60%, 80%, 100%, 130%
망 운용 : 단일 버스의 단방향
링크 전파 지연시간 : 5us/Km
노드 내의 세그먼트 버퍼링/목적지 주소 디코딩 지연시간 : 1 슬롯 시간
시뮬레이션 시간 : 200,000 슬롯 시간
EN 위치 : 노드번호 6 및 12(2개) (EN 방식에서만 운용)
기준부하 임계값(ATH) : 10, 20 (AEN 방식에서만 적용)
기준부하 지속값(HTH) : 10 (AEN 방식에서만 적용)
목적주소 큐 용량 : 20 (DEN 방식에서만 적용)
임계값(TH) : 5, 10 (DEN 방식에서만 적용)

16개의 노드중 헤드노드에서는 데이터의 발생만을 수행하고, 엔드노드(노드번호 17로 가정함)에서는 데이터의 수신만을 수행하며, 이외의 노드에서는 데이터의 송수신을 수행하도록 하였다. 특히 전송 링크상의 전파 지연시간은 5us/Km로 하였고, 세그먼트 버퍼링 혹은 목적지 주소 디코딩에 소요되는 노드 내의 지연시간은 1 슬롯 시간으로 가정하였다. 이와 같은 시뮬레이션 모델 구성에 이용된 파라미터 조건은 표 1과 같다.

2. 망 구성 영향요소 변화에 따른 특성 분석

DQDB 망 구성에 영향을 주는 망의 전송속도, 트래픽 부하, 우선순위체계 및 ATH 값의 변화에 따른 망의 특성을 AEN 방식과 DQDB_basic 간에 상호 비교 분석하였다. 특히 DQDB 망에서 버스 액세스 지연시간이 성능에 미치는 영향이 크므로, 망 내의 각 노드 위치별로 버스 액세스 지연시간을 비교하였다.

먼저 전송속도 크기에 따른 특성으로서, 망의 크기가 50Km이고 트래픽 부하가 80%이며, 또한 단일 우선순위인 경우에 전송속도가 50Mbps, 150Mbps, 600Mbps 및 1200Mbps로 변화할 때 각 노드 위치별 액세스 지연시간을 그림 14에 나타냈다. 이에 의하면 DQDB_basic 인 경우, 망의 크기가 일정해도 전송속도가 높아짐에 따라 노드 사이에 많은 빈 슬롯이 존재하게 되어 전파 지연시간(propagation delay)이 증가한다. 그 결과, 전송속도의 증가에 따라 그리고 엔드노드 위치로 갈수록 액세스 지연시간이 커지므로 노드간에 액세스 지연시간의 불균형 정도가 크다.

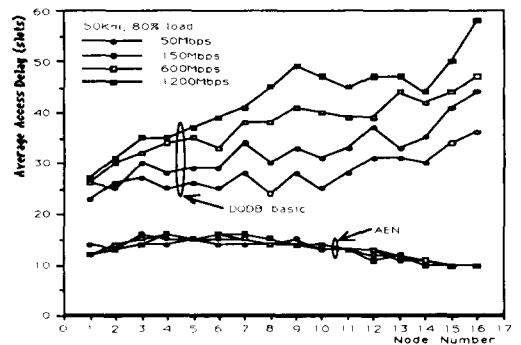


그림 14. 전송속도 크기에 따른 노드 위치별 액세스 지연시간

Fig. 14. Average access delay according to network speed in each node.

한편, 망의 전송속도가 일정해도 망의 전송거리가 커질 경우, 전송속도가 증가되는 경우와 마찬가지로 노드간에 빈 슬롯이 많이 증가하게 되어 전파 지연시간이 증가한다. 이에따라 하위노드로 부터의 request 요구를 상위노드측으로 전송할 경우 소요 시간이 증가되어, 전송중에 상위노드측에서 request 요구가 발생할 경우에는 빈 슬롯을 하위노드측 보다 먼저 사용할 수 있다. 이와같은 동작 특성에 따라 전송거리가 길어질수록 버스 지연시간과 액세스 지연시간이 증가되므로 노드간 불균형을 크게 초래한다. 그러나 AEN 방식인 경우 DQDB_basic 특성과는 달리 전송속도가 증가하여도 액세스 지연시간이 증가하지 않고 거의 일정한 특성을 갖는다.

다음은 트래픽 부하 크기에 따른 특성으로서, 망의 전송속도가 155.52Mbps이고 망의 전송거리가 50Km이며, 또한 단일 우선순위인 경우에 망 내 트래픽 부하의 크기가 40%, 60%, 80% 및 100%로 변화할 때, 각 노드 위치별 액세스 지연시간을 그림 15에 나타냈다. DQDB_basic 인 경우, 트래픽 부하가 증가할수록 액세스 지연시간이 전반적으로 크게 증가하고, 또한 노드간의 불균형성이 급격하다. 그러나 AEN 방식에서는 트래픽 부하가 증가하여도 액세스 지연시간이 DQDB_basic 보다 매우 작고 증가 경향도 아주 미약하며, 노드간의 공정성이 상대적으로 양호하다. 한편, 두 방식 공히 트래픽 부하가 낮은 경우에는 공정성이 상대적으로 양호함을 알 수 있다.

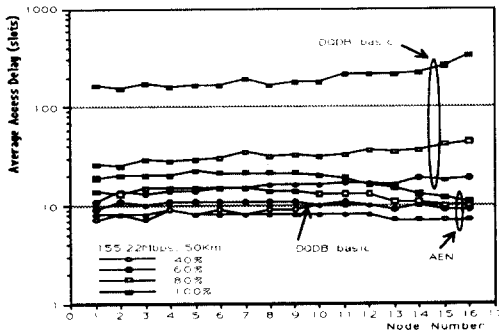


그림 15. 트래픽 부하 크기에 따른 노드 위치별 액세스 지연시간

Fig. 15. Average access delay according to traffic load in each node.

다음은 망 내 다중 우선순위체계를 적용하는 경우의 특성으로서, 시뮬레이션은 편리상 노드 위치별로 상대적인 우선순위를 2단계로 부여하여 수행하였다.

여기서 L은 상대적으로 낮은 우선순위 노드이고 H는 상대적으로 높은 우선순위 노드를 나타낸다. 망의 전송속도가 155.52Mbps이고 망의 전송거리가 50Km이며, 또한 트래픽 부하가 80% 인 경우에 망 내 노드 위치별 우선순위체계를 3가지 형태로 구성할 때의 특성을 그림 16에 나타냈다. DQDB_basic 인 경우 낮은 우선순위 노드가 높은 우선순위 노드 보다 상위 노드측에 위치하면 높은 우선순위 노드의 액세스 지연시간이 커진다. 또한 헤드노드에서 멀리 떨어질수록 높은 우선순위 노드의 액세스 지연시간은 증가한다. 이와같은 결과는 Case A가 가장 심각하며, 이 경우 우선순위체계의 적용 효과가 무의미 해짐을 알 수 있다. 그러나 AEN 방식에서는 모든 경우에 대해서 비교적 우선순위체계의 적용효과를 얻을 수 있으며, 하위노드측으로 갈수록 슬롯 재사용에 따른 이용율의 증가로 인하여 우선순위체계에 관계없이 액세스 지연시간이 감소되는 추세이다. 또한 낮은 우선순위의 액세스 지연시간도 DQDB_basic 보다 양호하다. 반면에 동일 우선순위에 공정성이 떨어진다.

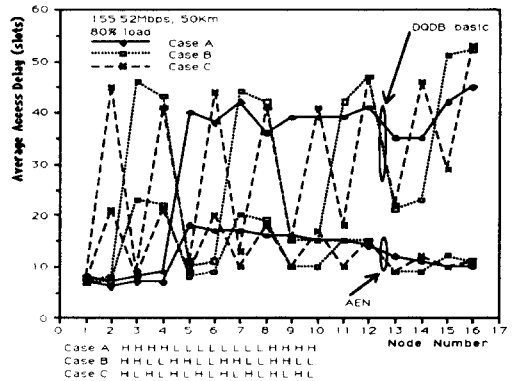


그림 16. 우선순위체계 형태에 따른 노드 위치별 액세스 지연시간

Fig. 16. Average access delay according to priority scheme in each node.

AEN 방식에 이용되는 기준부하 임계값(ATH) 변수의 변화에 따른 특성으로서, 망의 전송속도가 155.52Mbps이고 망의 전송거리가 50Km이며, 또한 단일 우선순위에서 트래픽 부하가 80%, HTH=10 인 경우에 기준부하 임계값 ATH=10, 20, 30, 40 으로 변화할 때 노드 위치별 액세스 지연시간을 나타내면 그림 17과 같다. 하위노드측으로 갈수록 ATH 값의 증가에 비례하여 액세스 지연시간이 증가한다. 이는 ATH 값이 증가할수록 DQDB_basic 형태에 가깝게

동작하기 때문이다. 그림 17에 의하면 AEN 방식의 동작이 목적인 바대로 수행됨을 알 수 있다. 특히 ATH=10 과 ATH=20 인 경우에는 액세스 지연시간도 작고 모든 노드간 공정성이 아주 우수하다. 이러한 특성은 AEN 방식 및 DEN 방식에서 트래픽 부하 측정방법이 성능에 결정적인 영향을 미칠수 있다는 것으로 생각할 수 있다.

이상의 결론에 의하면, AEN 방식에서는 트래픽 부하가 높은 경우에 문제시 되고 있는 액세스 지연시간과 공정성이 거의 해결 가능하며, 다중 우선순위 체계에 대한 개선 효과도 있음을 알 수 있다.

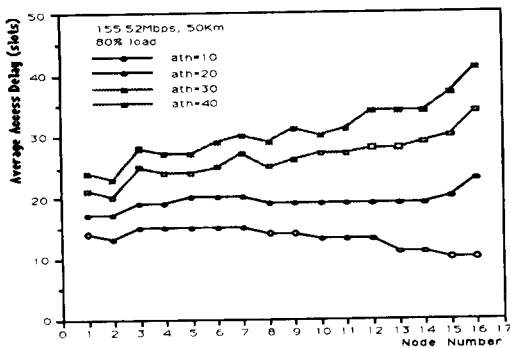


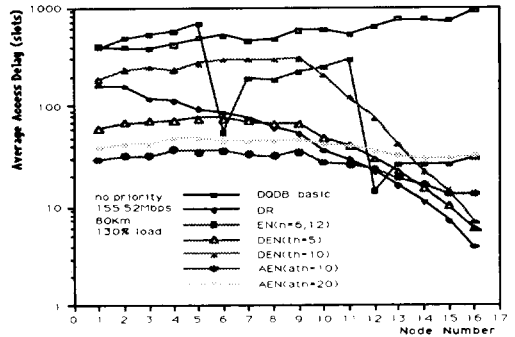
그림 17. AEN 방식의 기준부하 임계값(ATH) 변수 변화에 따른 노드 위치별 액세스 지연 시간

Fig. 17. Average access delay for the variation of ATH variable in each node.

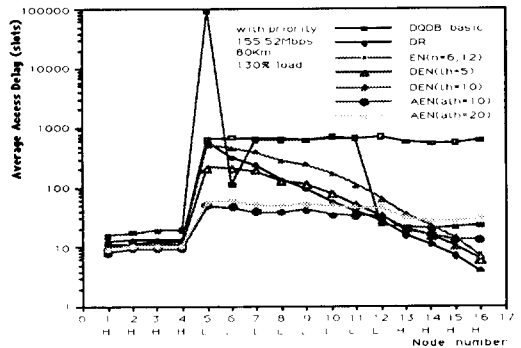
3. 노드 위치별 특성 분석

AEN 방식의 성능 평가를 위해 노드 위치별 성능 평가 파라미터의 특성을 기존 방식들과 비교 분석하였다. 특히, DQDB 프로토콜은 과부하 상태에서의 성능이 급격하게 저하되므로 본 절에서의 시뮬레이션은 트래픽 부하가 130%인 경우에 대하여 수행하였다. 액세스 지연시간 특성을 그림 18의 (a)에 단일 우선순위, (b)에 2단계 우선순위체계인 경우에 대해서 나타냈다. DQDB_basic은 엔드노드측으로 향할수록 액세스 지연시간이 증가하며, 특히 우선순위 체계에 대한 적용 효과가 하위노드측에서는 전혀 나타나지 않는다. DR 방식은 재생 슬롯의 영향으로 인하여 우선순위 체계에 관계없이 하위노드측으로 갈수록 액세스 지연시간이 줄어든다. 그러나 그림 18(a)에서 나타난 바와 같이 헤드노드측에서의 액세스 지연시간이 상대적으로 크게 증가한다. EN 방식은 노드간 공정성이 나쁘게 나타나며, 2단계 우선순위 체계의 낮은

우선순위에서는 더욱 심하다. 이러한 이유는 EN이 슬롯 재생기능을 가지면서 재생된 슬롯을 자신이 다시 사용할 수 있기 때문이며, 또한 재생 슬롯을 이용하는 하위노드측으로 부터 도착되는 높은 우선순위를 갖는 request 갯수의 폭주로 인하여 자신의 슬롯 사용 기회가 줄어들기 때문이다. 더우기 EN의 갯수와 위치에 따라 성능에 많은 차이가 있을 것으로 생각된다. DEN 방식은 대체적으로 DR 방식과 유사한 특성을 가지며, TH 값에 따라 성능에 많은 차이가 있다. AEN 방식은 타 방식과 비교하여 액세스 지연시간이 가장 작고, 단일 우선순위의 경우 공정성이 매우 좋다. 또한, 2단계 우선순위 체계에 있어서 낮은



(a)



(b)

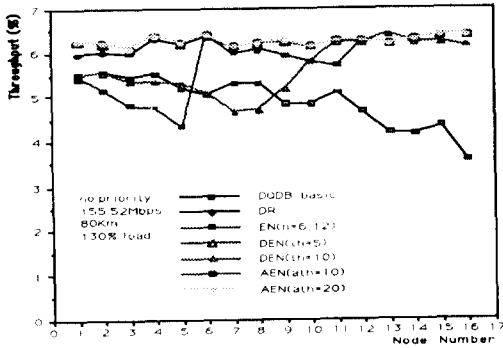
그림 18. 노드 위치별 액세스 지연시간

- (a) 단일 우선순위
- (b) 2단계 우선순위

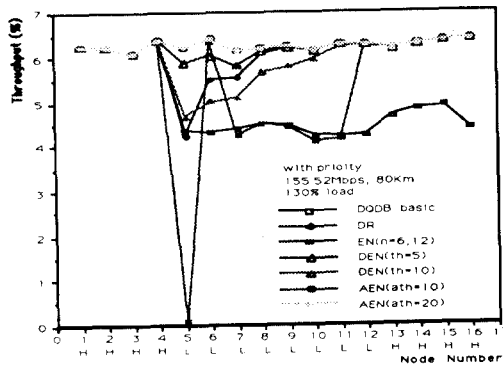
Fig. 18. Average access delay in each node.

- (a) no priority.
- (b) 2 level priority.

우선순위의 액세스 지연시간이 타 방식들보다 상대적으로 매우 작고 공정성면에서도 비교적 양호하며, DEN 방식과는 달리 ATH 값에 따른 성능 변화가 크지 않다. 그러나, 높은 우선순위에 대한 공정성은 미흡하다.



(a)



(b)

그림 19. 노드 위치별 처리율

- (a) 단일 우선순위
- (b) 2단계 우선순위

Fig. 19. Throughput in each node.

- (a) no priority.
- (b) 2 level priority.

처리율에 있어서 DQDB 프로토콜의 특성상 망 내 트래픽 부하가 100% 이하에서는 망 내 처리율이 100%가 된다. 그러나 과부하 상태일 때에는 처리율이 낮아지는데, 130% 트래픽 부하에서 처리율 특성을 그림 19의 (a)에 단일 우선순위, (b)에 2단계 우선순위체계인 경우에 대해서 나타냈다. DQDB_basic은 엔드노드 위치로 갈수록 처리율이 급격하게

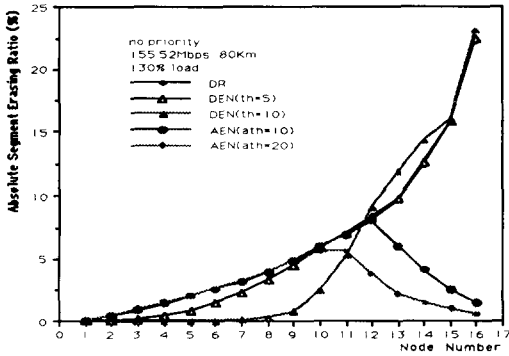
떨어지고, 2단계 우선순위체계에서 엔드노드측에 위치한 높은 우선순위 노드에 대한 처리율도 낮아진다. DQDB_basic을 제외한 모든 방식은 2단계 우선순위체계에서 높은 우선순위의 노드에 대하여 100%의 처리율을 갖는다. EN 방식은 처리율의 불공정성이 가장 나쁘게 나타난다. 특히 2단계 우선순위체계인 경우 노드 번호 5에서 처리율이 매우 작으며, 이러한 이유는 낮은 우선순위 노드로서 동작하면서 request 갯수의 증대로 인한 자신의 슬롯 사용 기회가 감소하기 때문이다. DEN 방식은 TH 값에 따라 처리율의 변화가 큰데, 이는 DEN 방식에서 망 내 트래픽 부하 측정시 TH 값의 영향이 크기 때문이다. AEN 방식은 우선순위체계의 적용 여부에 관계없이 100%의 처리율을 갖는데, 특히 낮은 우선순위의 노드에 대해서도 타 방식과는 달리 100%의 처리율을 갖는다. 이는 AEN 방식이 DQDB_basic에서 갖고 있는 여러 가지 오버헤드를 제거함으로써 얻어지는 것이다.

절대적인 세그먼트 소거율의 특성을 그림 20의 (a)에 단일 우선순위, (b)에 2단계 우선순위체계인 경우를 나타냈다. 망 내 각 노드는 일양분포의 목적지 노드 주소를 갖도록 가정하였으므로, DR 방식에서는 각 노드에 해당되는 목적지 노드 주소를 갖는 모든 세그먼트가 소거되어 재생 슬롯을 생성하므로 절대적인 세그먼트 소거율이 가장 높으며, 엔드노드측으로 갈수록 세그먼트 소거율이 증가한다. DEN 방식과 AEN 방식에서는 공히 트래픽 부하에 따라 세그먼트 소거기능이 가변 동작하는 특성을 갖는데, DEN 방식에서는 DR 방식과 유사한 특성을 갖고, AEN 방식에서는 망의 중간 노드 위치에서 최대의 세그먼트 소거율을 갖는다. 그림 20 (b)에 의하면 ATH=20을 갖는 AEN 방식인 경우 노드 위치 번호 5에서 세그먼트 소거율이 높이 나타난다. 이는 하위노드측의 높은 우선순위 노드로 부터 보내오는 request 갯수가 증가함에 따라 상위노드측의 높은 우선순위 노드를 통과한 이미 사용된 슬롯을 재생시키기 때문이다. 따라서 낮은 우선순위를 갖는 노드에서도 액세스 지연시간이 작아지고 처리율이 높아지게 되는 것이다.

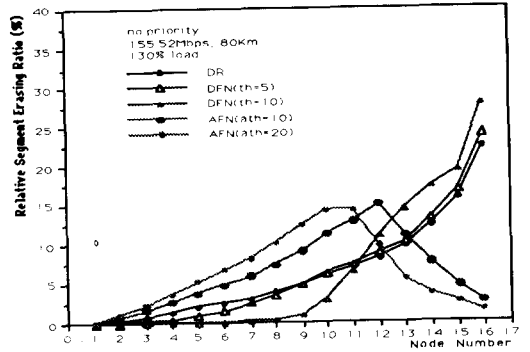
이상의 결과에 의하면 DEN 방식은 DR 방식과 마찬가지로 엔드노드측에서 대역폭의 낭비가 크며, 상대적으로 AEN 방식은 효율적으로 동작함을 알 수 있다. 이것은 망 내 트래픽 부하 측정방법의 정확성에 기인하는 것을 의미한다. 즉 DEN 방식은 재생 슬롯을 사용하는 하위노드측에 대한 트래픽 부하 측정이 간접적인 방법으로 이루어지기 때문이며, AEN 방식은 자신의 노드를 포함한 하위노드측에 대한 트래픽 부하 측정이 직접적으로 이루어지기 때문이다. 따라서

AEN 방식에서는 대역폭을 균등하여 분배할 수 있으며, 재생 슬롯의 이용율을 극대화시킬 수 있다.

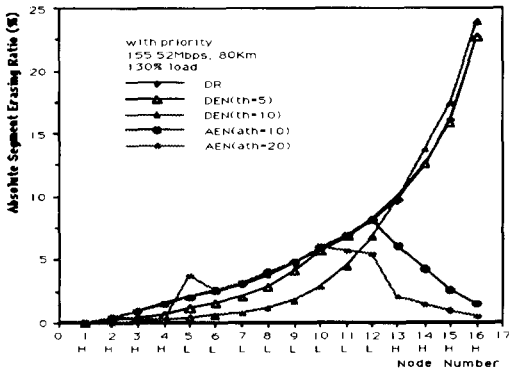
슬롯의 발생은 상위노드측에서 이루어지는 것이 최대 효과가 있다는 결론을 얻을 수 있으며, 또한 AEN 방식의 동작이 타 방식과 비교하여 보다 효율적으로 동작된다는 것을 나타냈다.



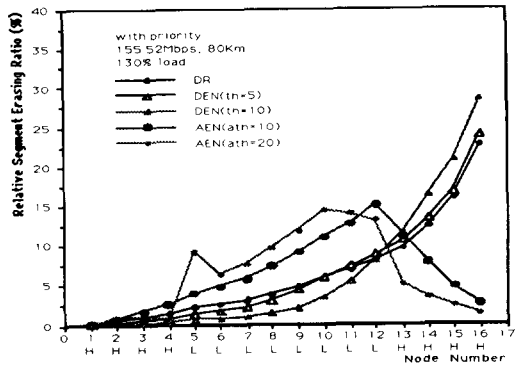
(a)



(a)



(b)



(b)

그림 20. 노드 위치별 절대 세그먼트 소거율

- (a) 단일 우선순위
- (b) 2단계 우선순위

Fig. 20. Absolute segment erasing ratio in each node.

- (a) no priority.
- (b) 2 level priority.

다음은 상대적인 세그먼트 소거율의 특성을 그림 21의 (a)에 단일 우선순위, (b)에 2단계 우선순위체제인 경우를 나타냈다. 모든 방식의 상대적인 세그먼트 소거율 특성은 절대적인 세그먼트 소거율과 유사한 경향을 보인다. AEN 방식에서는 세그먼트 소거율이 망 내 중간 노드 위치에서 제일 높게 분포되며, ATH 값이 작아질수록 세그먼트 소거율 분포가 헤드 노드측에서 높아진다. 이와같은 특성에 의하면 재생

그림 21. 노드 위치별 상대 세그먼트 소거율

- (a) 단일 우선순위
- (b) 2단계 우선순위

Fig. 21. Relative segment erasing ratio in each node.

- (a) no priority.
- (b) 2 level priority.

V. 결론

본 논문은 망의 트래픽 부하상태에 적응하여 세그먼트 소거기능이 가변적으로 수행되는 AEN 방식을 제시하고, 그의 특성을 정량적으로 분석하였다. 그 결과 AEN 방식은 기본 DQDB 기능과 세그먼트 소

거기능을 동시에 수행하면서 기존 세그먼트 소거방식에서의 문제점들을 개선시킨다. AEN 구조는 기본 DQDB 프로토콜에서 구성되어 있는 DQSM과 RQM 상태머신에 세그먼트 소거기능을 위한 SESM, RCSM, LMSM 상태머신을 추가하여 구현하였다. 각 노드에서는 재생된 슬롯을 자신의 노드가 이용할 수 있도록 하기 위해 추가된 상태머신들을 DQSM과 RQM 상태머신 전단에 두고, 그의 기능을 수행토록 하였다. AEN 방식은 망의 트래픽 부하 상태에 따라 동적으로 동작된다는 면에서는 DEN 방식과 유사하지만, 트래픽 부하 측정방법에 있어서는 DEN 방식과는 달리 자신의 노드 및 하위노드층에 대한 직접적인 트래픽 부하 측정이 되므로 재생된 슬롯을 대부분 재사용할 수 있는 장점을 갖는다. 특히, 세그먼트 소거기능의 효율 극대화를 위해, request 취소가 재생 슬롯을 발생한 직후 최단 시간 내에 이루어지고, 재생 슬롯 갯수와 동일한 갯수의 request 가 취소될 수 있는 특징을 갖는다.

제안한 AEN 방식의 성능은 SLAM II 프로그램에 의한 이산사건 시뮬레이션 모델을 이용하여 평가하였다. 그 결과, AEN 방식에서는 망의 전송속도의 변화에 대해서 액세스 지연시간이 거의 영향 받지 않으며, 또한 트래픽 부하가 증대되어도 전체적인 액세스 지연시간은 매우 작고 공정성 면에서도 우수하다. 특히 노드 위치별로 우선순위를 달리 부여하였을 때에도 우선순위체계를 계속 유지한다. 그러나 기준부하 임계값(ATH)의 변화에 따라 AEN 방식의 성능이 좌우되는데, 이는 망 내 트래픽 측정방법의 정확성이 트래픽 부하 상태에 따라 동작하는 방식에서 성능에 직접적인 영향을 미친다는 것을 의미한다. AEN 방식은 기존 방식들 보다 액세스 지연시간과 처리율이 우수하고, 증가된 대역폭의 효율적인 분배에 따라 공정성이 양호하며, 낮은 우선순위를 갖는 노드에서도 액세스 지연시간과 처리율이 타 방식보다 상대적으로 우수하다는 것을 확실히 하였다. 특히 보다 적은 슬롯 재생 갯수로서 세그먼트 소거기능의 효과를 극대화시킬 수 있음을 제시하였다.

AEN 방식과 DEN 방식 공히 임계값 변수인 ATH 혹은 TH 값에 의해 많은 영향이 있으므로 망 내 트래픽 부하상태에 따라 이들 값을 낮은 트래픽 부하에서는 크게하고 높은 트래픽 부하에서는 작게하는 등의 탄력적 운용과 트래픽 부하상태 및 망의 특성에 따른 최적값 산출이 앞으로 검토 과제이다. 한편, 각 노드가 망 내 트래픽 부하상태를 항상 모니터링함으로써 노드의 동작과정이 비교적 복잡한데, 이러한 문제는 VLSI 기술의 발전에 힘입어 하드웨어로

custom화 하여 구현할 경우 개선 가능할 것으로 기대된다. 향후, 다양한 우선순위를 갖는 트래픽과 여러 형태의 트래픽 분포에 대한 시뮬레이션 검토가 필요하며, 또한 우선순위 별로 보다 완벽한 공정성을 유지하기 위한 연구와 해석적인 방법에 의한 분석이 요망된다.

參考文獻

- [1] Proposed IEEE Standard, "DQDB Subnet of a MAN", IEEE P802.D15, Oct. 1, 1990.
- [2] Peter Martini, "The DQDB Protocol - What About Fairness?", ICC'89, 8.7.1-8.7.5, 1989.
- [3] M. P. Spratt, "A Problem with the Multi-Priority Implementation of the Bandwidth Balancing Mechanism", IEEE 802.6 Contribution 802.6-89/61, 1989.
- [4] M. Conti, et al., "DQDB under Heavy Load : Performance Evaluation and Fairness Analysis", IEEE INFOCOM'90, pp.313-320, 1990.
- [5] V. Phung, R. Breault, "Enhancement to the Bandwidth Balancing Mechanism (Version 2)", IEEE 802.6 Contribution 802.6-90/25, 1990.
- [6] T. Yokotani, et al., "Proposed Erasure Nodes Algorithm in DQDB", IEEE 802.6 Contribution 802.6-90/49, 1990.
- [7] R. Breault and V. Phung, "DQDB Performance Improvement with Erasure Nodes", IEEE 802.6 Contribution 802.6-90/21, 1990.
- [8] M. Littlewood, et al., "Performance Criteria for Eraser Nodes with DQDB", IEEE 802.6 Contribution 802.6-90/23, 1990.
- [9] Yu Gong and Michael Paterakis, "Performance Analysis of a Flexible Protocol Achieving User Fairness in High-Speed Dual-Bus Networks with Destination Release", IEEE INFOCOM'91, pp.479-488, 1991.
- [10] M. A. Rodrigues, "Erasure Node :

Performance Improvements for the IEEE 802.6 MAN", *IEEE INFO-COM'90*, pp.636-643, 1990.

[11] D. Luciani, et al., "The 'Balanced' Erasure Node : A Mechanism for Slot Reuse in the DQDB Protocol", *ICC'91*, 42.3.1-42.3.5, 1991.

[12] M. W. Garrett and San-Qi Li, "A Study of Slot Reuse in Dual Bus Multiple Access Networks", *IEEE JSAC*, Vol.9, No 2, Feb. 1991.

[13] 김광태, 한기준, "DQDB 분산 Erasure 노드 프로토콜", 한국통신학회 1991년도 하계종합 학술발표회 논문집, Vol.10, No.2, pp.67-70, 1991. 8.

[14] A. Alan, B. Pritsker, *Introduction to Simulation and SLAM II*, Halted Press, 1986.

著 者 紹 介



金 德 煥(正會員)

1959年 6月 8日生. 1984年 2月 서울시립대학교 전자공학과 (공학사). 1992年 8月 충남대학교 대학원 전자공학과 (공학석사). 1984年 3月 ~ 1993年 2月 한국전자통신연구소 (ETRI) 선임연구원. 1993年 3月 ~ 현재 주성전문대학 전자통신과 교수. 주관심분야는 전자교환기, 고속통신 프로토콜 및 정보통신 등임.



韓 致 文(正會員)

1951年 5月 19日生. 1977年 2月 경북 대학교 공과대학 전자공학과 (공학사). 1983年 8月 연세대학교 대학원 전자공학과 (공학석사). 1990年 9月 일본 동경대학대학원 공학계연구과 전기공학전공 박사과정(공학박사). 1977年 2月 ~ 1983年 3月 한국과학기술연구소 (KIST) 연구원. 1983年 4月 ~ 현재 한국전자통신연구소 (ETRI) 책임연구원. 1992年 3月 일본전자정보 통신학회(IEICE)의 PAACS Friendship상 수상. 주관심분야는 ATM스위치 구조 및 평가, ATM 트래픽 모델링 및 분석 등임.



金 大 榮(正會員)

1952年 5月 28日生. 1975年 2月 서울대학교 공과대학 전자공학과 졸업 (공학사). 1977年 2月 한국과학기술원(KIST) 전기 및 전자공학과 졸업 (공학석사). 1979年 4月 ~ 1981年 8月 서독 RWTH Aachen 및 UNI Hannouer 연구원. 1983年 2月 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 졸업 공학박사. 1983年 5月 ~ 현재 충남대학교 공과대학 정보통신과 교수. 주관심분야는 라인코드, 고속통신 프로토콜, 멀티미디어 통신 등임.