

동적 쿼타할당방식 HMR을 적용한 GFC 프로토콜의 성능평가

正會員 杜 愷 榮* 正會員 全 炳 千** 正會員 金 大 榮*** 正會員 金 太 均****

Performance Evaluation of GFC Protocol Based on HMR with Dynamic Quota Allocation

So Young Doo*, Byung Chun Jeon**, Dae Young Kim***,
Tae Kyun Kim**** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 Gbit 매체접근제어 프로토콜인 HMR(High-speed Multimedia Ring)의 쿼타 할당방식을 변형 적용하여 B-ISDN의 GFC(Generic Flow Control) 프로토콜로 제안하고 시뮬레이션을 통하여 제안된 프로토콜의 성능을 분석하였다. HMR 프로토콜은 Gbit ATM-LAN으로 제안되었지만 버스, 링, 스타버스 형태의 토폴로지에 적용할 수 있도록 고려되었을뿐 아니라 멀티미디어 트래픽 수용을 위한 다단계의 우선순위 제어기능을 가지고 있으므로 수정없이 GFC 프로토콜로의 적용이 가능하다. 그러나 기존의 HMR 프로토콜에서 제안되었던 정적쿼타할당 방법은 버스트성이 큰 트래픽에 대하여는 액세스지연이 과다하게 되는 단점이 있었다. 따라서 본 논문에서는 큐의 크기를 고려한 동적쿼타할당 방식을 적용한 HMR 프로토콜을 제안하고 CCITT에서 제안한 7가지 GFC 시험절차를 적용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 동적 쿼타할당 방식을 적용한 HMR 프로토콜은 정적쿼타할당 방식을 적용한 HMR에 비하여 개선된 성능을 나타내었다. 또한 HMR-GFC 프로토콜은 ATMR에 비하여 우수한 성능을 나타내며, DQDB와는 대등한 정도의 성능을 나타냄을 확인하였다.

ABSTRACT

In this paper a GFC protocol based on HMR(High-Speed Multimedia Ring) with a dynamic quota allocation is proposed and the performance of proposed protocol is evaluated by simulation.

* 大宇高等技術研究院 情報通信研究室

** 韓國電子通信研究所 交換方式研究室
Switching Method Section, ETRI

*** 忠南大學校 情報通信工學科
Dept. of Information Communications Eng., Chungnam
National Univ.

**** 忠南大學校 컴퓨터工學科
Dept. of Computer Eng., Chungnam National Univ.

論文番號 : 93261

接受日字 : 1993年 12月 31日

The HMR a medium access protocol proposed for Gbit ATM-LAN, can be applied to the GFC protocol without any modification because it uses only 4 bits for medium access of several topologies such as bus, ring and stared-bus, and priority control for satisfaction of different QoS(Quality of Service) requirements. The quota allocation method of HMR called static quota allocation has a problem of excessive access delay for the traffic with high burstness. In this paper a dynamic quota allocation method which allocates quota to the nodes according to the queue length is proposed and the performance of HMR with dynamic quota allocation is evaluated by seven simulation scenarios of CCITT. The HMR with proposed method shows better access delay characteristics than the HMR with static quota allocation. Also the simulation results show that access delay performance of HMR is better than that of ATMR proposed by Japan and is similar to that of DQDB proposed by Australia.

I. 서 론

GFC 프로토콜은 B-ISDN의 핵내망에서 다수의 단말이 공유매체에 접속되어 있는 경우, 각종 QOS의 ATM 연결들에 대한 트래픽 흐름을 제어하여 UNI에서의 단기적인 과부하 현상을 해소시키기 위한 액세스제어 프로토콜이다. UNI에서 ATM셀의 4비트가 GFC를 위하여 할당되었으며 프로토콜은 망이 버스, 링 또는 스타-버스 중 어느 것으로 구성되어 있어도 동작할 수 있어야 하고, B-ISDN의 다양한 서비스들에 대한 QOS 요구조건을 모두 만족할 수 있도록 설계되어야 한다. 그림 1은 GFC 프로토콜이 적용된 버스형태의 망구성을 가지는 가입자 핵내망 구성을 나타낸다. GFC 프로토콜은 터미널이 요구하는 대역폭을 보장할 수 있어야 하고, 각 트래픽 특성에 따른 액세스 지연을 보장하기 위한 공정성 유지기능과 효율적인 우선순위 제어기능을 가지고 있어야 한다. 또한 단말에서 망쪽으로 전달되는 트래픽에 대해서만 GFC가 적용되어야 하며 이는 트래픽의 특성의 변화를 최소화 해야 할 뿐만 아니라 단말의 수, 터미널 사이의 거리, 망의 길이에 민감하지 않아야 한다.

CCITT SG18(현재 ITU-TS SG13)에서는 GFC 프로토콜의 표준화 활동이 활발하게 이루어져 왔다. 영국[1][2], 일본[3][4] 스위스[5], 미국[6], 호주[7] 등에서 각자의 GFC 프로토콜을 제안하였으며, 그중 DQDB를 변형한 호주 및 스위스의 GFC 프로토콜과 ATMR을 변형한 일본, 영국의 통합안이 유력한 후보로 경쟁하여 왔으나 현재 여러나라의 의견이 심각하게 대립되어 아직 미해결로 남아있다. DQDB를 기반으로 한 GFC 프로토콜들은 DQDB의 단점인 과부

하에서의 불공정성 문제를 해결하기 위하여 노드에서의 분산큐의 크기를 증가시켰으며 모든 노드는 수신셀을 버스상에서 제거하는 목적지 제거 방식을 채택하고 있다. 또한 각 가상채널별로 설정시 협상된 대역폭으로 트래픽을 shaping하는 기능을 부가하여 사용대역폭의 보장과 함께 사용자변수 제어를 수행하도록 하고 있다. 따라서 이 프로토콜은 비교적 우수한 액세스지연 특성을 가지고 있으나 프로토콜이 매우 복잡할뿐만 아니라 버스형태를 기반으로 하고 있으므로 링형태의 망에 적용하기 위하여는 NT2에서 수신셀을 반대쪽 버스로 셀을 전달해주는 기능을 가지고 있어야 한다. ATMR을 기반으로 한 프로토콜은 리셋에 의한 우선순위 제어 및 공정성 유지기능을 사용하고 있으며 동시에 리셋의 주기성을 이용하여 사용자변수 제어기능을 수행하고 있다. 그러나 전송매체 지연의 영향이 크므로 처리율 및 액세스지연 특성이 DQDB에 비하여 떨어질뿐만 아니라 4비트의 GFC 필드만으로 동작이 불가능하여 일부기능을 위하여 연속된 2개의 슬롯을 사용하여야 하는 단점을 가지고 있다.

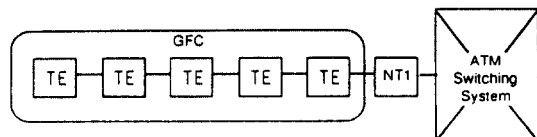


그림 1. GFC 프로토콜의 적용위치
Fig 1. Application Area of GFC Protocol

본 논문에서는 기가비트 LAN/MAN으로 제안된 HMR 프로토콜[8]에 노드의 송신큐에 쌓인 셀의 수를 고려한 동적 키타할당방식을 적용한 GFC 프로토콜을 제안하고, CCITT의 TD34[9]에서 제시된 7가지 시험실차를 적용하여 성능을 평가하고 ATM 및 DQDB의 결과와 비교하였다. HMR 프로토콜은 기가비트의 속도에서도 효과적인 공정성 유지기능 및 지연에 민감한 트래픽을 전달할 수 있는 우선순위제어 기능을 가지고 있을뿐만 아니라 ATM 셀과 동일한 형태의 셀을 사용하고 GFC용으로 할당된 4비트만을 사용하여 액세스제어 기능을 수행하므로 수정없이 GFC 프로토콜로 적용이 가능하다. 그러나 버스트성이 강한 트래픽에서도 낮은 액세스지연을 가지도록 망에 가해진 부하의 크기 및 큐에 쌓인 셀의 수에 따라 노드에 할당되는 키타의 크기가 결정되는 동적 키타할당방식을 적용한 GFC 프로토콜을 제안하였다.

2장에서는 HMR 프로토콜의 액세스제어 및 우선순위제어 알고리즘과 키타할당 방법에 대하여 설명하고, 3장에서는 본 논문에서 제안한 동적 키타할당 방식을 기술한다. 4장에서는 HMR-GFC 프로토콜의 성능을 평가하기 위한 시뮬레이션 환경에 대해, 5장에서는 시뮬레이션을 통한 결과와 다른 프로토콜의 결과치와 비교하여 성능 평가를 한 후 6장에서 결론을 맺고 있다.

II. HMR 프로토콜

2.1 HMR 망 구성

HMR 프로토콜은 Gbit/s 급의 고속망을 위한 매체 접근 제어 프로토콜로서 B-ISDN의 가입자 액세스망 또는 멀티미디어 트래픽 전달을 위한 고속 ATM-LAN 응용을 목표로 하였으므로 B-ISDN과의 호환성 및 실시간 전달 기능을 고려하여 설계되어 있다. B-ISDN과의 호환을 위하여 ATM 망에서 사용하는 그림 2와 같이 ATM 셀과 유사한 형태의 셀단위로 데이터를 전달하며 액세스제어를 위하여 ATM 셀의 GFC에 할당된 4비트만을 사용하므로 B-ISDN의 GFC 프로토콜로 적용할 수 있다. 망의 속도가 증가할수록 셀 송신시간에 비하여 망 지연이 상대적으로 증가하므로 공정성을 유지하기 위한 기능과 우선순위를 실현하기 위한 기능은 망 지연의 영향에 민감하지 않도록 설계되어야 한다.

HMR에서는 노드간 공정성을 유지하기 위하여 윈도우토큰을 셀의 흐름과 반대방향의 링을 통하여 회

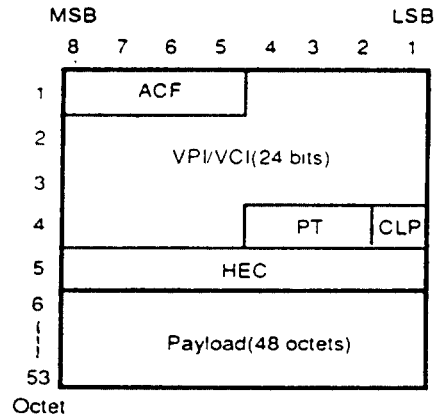


그림 2. HMR 셀 포맷
Fig 2. HMR Cell Format

전시키고 윈도우토큰이 노드를 통과할때마다 송신할 수 있는 셀의 수를 나타내는 키타를 할당하도록 하였다. 이러한 방식에서는 키타의 할당이 윈도우토큰의 흐름에 따라 순차적으로 이루어지므로 이전의 리셋 사이클이 종료된후에 새로운 리셋사이클을 시작하기 위하여 리셋이 링을 1회전 해야만 하는 ATM에 비하여 처리율 및 액세스 지연이 망 지연의 영향을 적게 받는다. 우선 순위기능은 각 우선 순위별 부하의 크기를 측정하여 최적의 제어가 가능하도록 우선 순위별로 하나씩의 윈도우토큰을 할당하고 윈도우토큰의 회전시간이 기준값을 초과할 경우 낮은 우선순위 셀의 송신을 제한하는 다중 윈도우토큰 방식을 적용하였다.

HMR은 그림 3과 같이 이중링 토폴로지에 적용하고 셀 송신 방향과 반대 방향으로 윈도우토큰을 회전

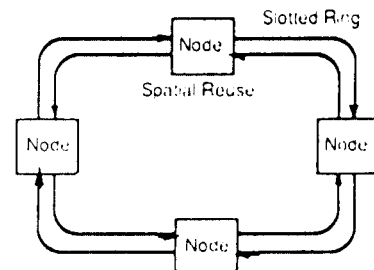


그림 3. 이중링 형태의 HMR 망 구성
Fig 3. HMR Network of Dual-Ring Configuration

시킬때 최적의 성능을 발휘한다. 그러나 윈도우토큰의 회전 방향을 셀의 회전방향과 동일하게 하여 단일 링에 적용할 수 있으며, 수신된 윈도우토큰을 반대방향의 버스로 전달하는 기능을 양쪽끝단의 노드에게 수행하도록 하여 이중버스 토폴로지에도 적용할 수 있다.

2.2 HMR 액세스 프로토콜

2.2.1 셀 송신

노드는 그림 4와 같이 셀송신기능(Cell Transmission Function)과 윈도우토큰처리기능(Window-Token Processing Function)으로 구성된다. 셀송신기능은 우선 순위별로 송신큐(Tx_Q_i는 우선 순위를 나타냄)와 윈도우계수기(WC_i)를 가지고 있으며 빈 슬롯을 수신할 경우, 셀 송신조건을 만족하는 우선순위의 송신큐에 있는 셀을 송신하며 해당 우선 순위의 WC를 1 감소시킨다. 우선순위*i*의 셀 송신조건은 표 1과 같이

- *i*보다 높은 모든 우선순위의 셀송신조건이 만족되지 않아야 하며
- Tx_Q_i에 송신할 셀이 남아 있어야 하며
- WC_i의 값이 0보다 커야만 한다.

이 알고리즘은 윈도우계수기 값이 0보다 큰 가장 높은 우선순위의 셀을 송신하므로 노드간 공정성을

유지하는 범위내에서 높은 우선순위 셀의 우선적인 전달을 보장한다.

“본 알고리즘에서는 1이 가장 높은 우선순위를 나타낸다.”

표 1. 셀 송신 조건

Table 1. Cell Sending Condition

Sending Condition_1	TX_Q_1=not EMPTY and WC_1>0
Sending Condition_2	(TX_Q_1=EMPTY or WC_1=0) and TX_Q_2=not EMPTY and WC_2>0
Sending Condition_3	(TX_Q_1=EMPTY or WC_1=0) and (TX_Q_2=EMPTY or WC_2=0) and TX_Q_3=not EMPTY and WC_3>0

2.2.2 윈도우토큰 처리

윈도우토큰 처리기능은 우선순위 *i*의 윈도우토큰(Token_{*i*})을 수신했을 경우, 통과조건이 만족되면 수신한 윈도우토큰을 통과시킴과 동시에 WC_{*i*}에 정해진 키타를 할당한다. 우선순위별 윈도우토큰의 통과조건은 표 2와 같이

- *i*보다 높은 모든 우선순위의 통과조건이 만족되어야 하며
- WC_{*i*}값이 0이거나 Tx_Q_{*i*}에 송신할 셀이 남아

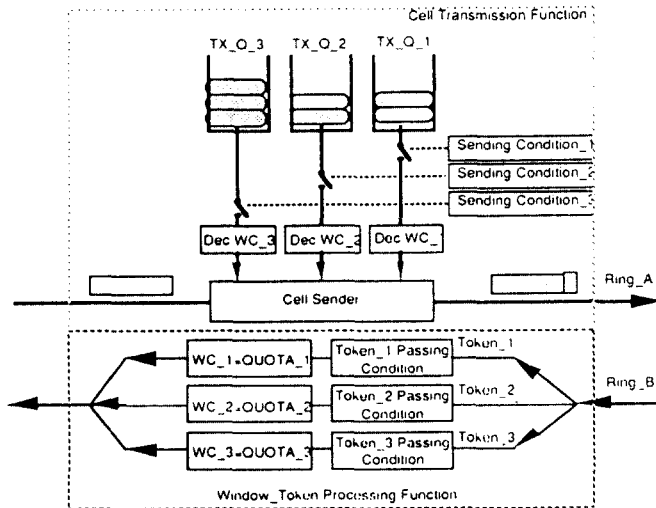


그림 4. 액세스 노드의 동작

Fig 4. Operation of Access Node

있지 않아야 한다.

표 2. 윈도우토큰 통과 조건

Table 2. Passing Condition of Window-Token

Window-Token Priority	Passing Conditio
Token_1 (Highest priority)	WC_1=0 or TX_Q_1=EMPTY
Token_2	(WC_1=0 or TX_Q_1=EMPTY) and (WC_2=0 or Tx_Q_2=EMPTY)
Token_3 (Lowest priority)	(WC_1=0 or Tx_Q_1=EMPTY) and (WC_2=0 or Tx_Q_2=EMPTY) and (WC_3=0 or Tx_Q_3=EMPTY)

이 알고리즘에서 윈도우토큰 회전시간은 해당 우선순위를 포함한 높은 우선순위부하의 크기를 나타낸다. 따라서 높은 우선순위의 윈도우토큰회전시간은 낮은 우선순위에 비하여 적거나 같으며 이러한 특징을 이용하여 액세스지연의 보장 기능을 실현할 수 있다.

2.3 우선순위 제어

HMR의 액세스제어 프로토콜에서는 우선순위 i 의 링회전시간(TRT_i)은 i 보다 높거나 같은 우선순위 부하의 크기를 나타내는 특징을 가지고 있다. 윈도우토큰이 노드를 통과할때 할당받은 키타 개의 셀은 TRT_i 동안에 송신이 보장되므로 요구되는 QOS에 따른 각 우선순위의 윈도우토큰 회전시간을 일정값 이내로 제한할 필요가 있다. 이는 TRT_i 값이 기준값을 초과할 경우 낮은 우선순위 셀의 송신을 제한하는 방법에 의하여 실현할 수 있다. TRT_i 를 일정값 이내로 제한하기 위하여 $Token_i$ 가 통과할 때마다 클리어되며 셀타임이 경과될때마다 증가되는 타이머인 $Token_TMR_i$ 와, i 보다 낮은 우선 순위 트래픽 송신 제한의 기준을 결정하는 두 변수 $Cycle_MIN_i$ 와 $Cycle_MAX_i$ 를 사용한다. $Token_i$ 의 링 회전 시간이 규정값을 초과하면 초과정도에 따라 낮은 우선 순위 트래픽의 송신제한이 다음과 같이 두가지 방법으로 적용된다.

2.3.1 Cycle_MIN_i에 의한 제한

모든 노드는 최하위 우선 순위를 제외한 모든 우선순위에 대하여 $Token_TMR_i > Cycle_MIN_i$ 이면 i 보다 낮은 우선 순위의 셀 송신을 중지한다. 즉 망에 부하가 증가하여 $Token_i$ 가 $Cycle_MIN_i$ 동안에 링을

회전하여 노드에 돌아오지 않은 경우로써 i 보다 낮은 우선 순위 트래픽의 송신을 제한하여 망에 가해지는 부하를 감소시킨다. 이때 i 보다 낮은 우선순위 토큰이 이 노드에 도착하면 이 상태가 해소될때까지 토큰의 통과를 보류한다.

2.3.2 Cycle_MAX_i에 의한 제한

$Token_i$ 가 노드를 통과할때 클리어되기 직전의 $Token_TMR_i$ 값을 TRT_i 레지스터에 저장한다. 이 값은 $Token_i$ 가 링과 링을 1회전하는데 소요된 시간을 나타내므로 이 값이 규정값 $Cycle_MAX_i$ 을 초과하면 i 보다 낮은 우선 순위의 셀 송신을 중지하며 i 보다 낮은 우선 순위의 윈도우토큰의 통과를 보류한다. TRT_i 레지스터의 값은 $Token_i$ 가 다시 링을 회전한후 돌아와야만 변경되므로 $Cycle_MAX_i$ 에 의한 송신 제한은 최소한 TRT_i 동안 유지된다.

2.4 키타 할당 방법

HMR 프로토콜은 노드에 할당하는 우선순위별 키타총합이 최대 액세스지연에 큰 영향을 미친다. 따라서 우선순위 1은 가장 우선적으로 전달되므로 최대 전달지연 및 전달지연의 변화가 적게 요구되는 트래픽을 할당하도록 한다. HMR에서 각 우선순위 별 키타 방법으로는 연결설정시 요구하는 대역폭 배례하여 할당하는 정적 할당방식[10]과 망의 부하상태에 따라 동적으로 할당하는 동적 할당방식이 있다. 정적 할당방식은 요구된 대역폭에 따라 고정적으로 키타를 할당하므로 버스트성이 강한 트래픽의 경우 대역폭의 경우 평균치를 기준으로 키타를 할당하면 버퍼 넘침에 의한 과도한 셀손실이 발생할 수 있으며, 첨두치를 기준으로 할당하면 망의 대역폭 이용 효율이 저하되는 단점이 있다.

이러한 단점을 해결하기 위하여 통계적다중화 효과에 의한 망 대역폭의 효과적인 이용을 위한 동적 키타할당 방법이 제안되었다. 이 방식은 (식1)과 같이 윈도우토큰의 링회전시간이 기준값을 초과할 경우에는 대역폭의 평균값에 의하여 할당된 키타를 할당하며, 망에 가해진 부하가 적어 윈도우토큰의 회전시간이 기준값보다 적을 경우 할당하는 키타값을 증가시켜 버스트가 큰 트래픽을 발생하는 노드에게 많은 대역폭을 사용하도록 한다. 이 방식은 망에 가해진 부하가 적을 경우에는 노드에서 발생하는 평균 셀갯수보다 충분히 큰 키타를 할당하여 버스트가 큰 트래픽에 대하여도 큐잉지연과 셀손실을 최소화할 수

있으며, 부하가 증가할 경우 망에 연결된 노드에게 공정한 액세스기회를 가지도록 한다.

$$\text{quota}_{ij} = \begin{cases} \text{quota}_{d_{ij}}(1 + \frac{TTRT_i - TRT_i}{TTRT_i} K_i) \\ \quad \text{when } TTRT_i > TRT_i \\ \text{quota}_{d_{ij}} \text{ when } TTRT_i \leq TRT_i \end{cases} \quad (1)$$

quota_{ij}는 노드 j의 우선순위 i에 할당되는 키타의 크기를 나타내며 quota_{d_{ij}}는 default 키타의 크기를 나타낸다. TTRT_i(Target Window-Token Rotation Time)는 우선 순위 i의 윈도우토큰 회전시간의 기준값이며 TRT_i(Window-Token Rotation Time)는 측정된 윈도우토큰의 링회전시간을 나타낸다.

III. 제안된 HMR-GFC 프로토콜

기존의 HMR을 GFC 프로토콜로 사용하기 위하여 우선순위 갯수와 키타할당방법을 다르게 적용하였으며 나머지 액세스 프로토콜은 수정없이 사용하였다. 기존의 HMR 프로토콜은 3단계의 우선순위 제어 기능[11][12]을 가지고 있으나 GFC 프로토콜에서는 전달지연에 민감한 트래픽과 민감하지 않은 트래픽으로 구분하여 전달하는 방법을 사용하여 2단계의 우선순위만을 가지도록 하여 노드의 구성을 단순화하였다. 따라서 높은 우선순위(H)에는 지연에 민감한 트래픽을 할당하되 전달지연을 규정된 시간 이내로 보장하기 위하여 요구대역폭의 침투값 또는 침투값에 가까운 값을 기준으로 정적 키타 할당 방법을 사용한다. 침투값으로 키타값을 할당하여 사용하여도 낮은 우선순위 트래픽이 남은 대역폭을 사용하므로 대역폭의 비효율적인 이용을 방지할 수 있다. 지연에 민감한 트래픽의 대부분은 CBR(Constant Bit Rate) 또는 VBR(Variable Bit Rate)로 코딩된 비디오 신호이므로 비스트성이 그다지 크지 않은 특징을 가지고 있다. 따라서 낮은 우선순위 트래픽이 발생하지 않은 경우라도 망의 이용효율은 그다지 저하되지 않는다. 낮은 우선순위(L)에는 전달지연에 민감하지 않은 트래픽을 할당하게 되므로 망의 이용효율을 극대화하면서 버스트성이 큰 트래픽에 대해서도 낮은 전달지연을 가지게 할 필요가 있다. 즉 (식 2)와 같이 우선순위 L의 윈도우토큰 회전시간이 기준값보다 적

을 경우, 키타값을 기준값에서 측정된 낮은 우선순위 윈도우토큰 회전시간을 빼고 해당 노드의 낮은 우선순위 송신큐(Qsize_L)에 있는 셀 갯수의 곱에 비례하도록 하였다. 그러면 망에 부하가 기준값보다 적게 가해진 경우 송신하지 못한 셀을 많이 가지고 있는 노드에게 더 많은 키타를 할당하도록 하여 버스트가 큰 트래픽을 발생하는 노드의 액세스지연을 감소시킬 수 있으며 이러한 동작은 망 상태의 변화에 동적으로 이루어진다. 이때 default 키타(quota_{d_{Lj}}) 값은 노드에서 발생하는 트래픽의 평균값에 의하여 할당하거나 트래픽의 크기와 무관하게 모든 노드에게 동일한 값을 할당할 수 있다. 전자의 방법이 개선된 액세스지연 특성을 나타낼것으로 예상되나 후자의 방법에 비하여 구현이 복잡한 단점을 가진다.

$$\text{quota}_{Lj} = \begin{cases} \text{quota}_{d_{Lj}}(1 + \frac{TTRT_L - TRT_L}{TTRT_L} \cdot Qsize_L \cdot K_L) \\ \quad \text{when } TTRT_L > TRT_L \\ \text{quota}_{d_{Lj}} \text{ when } TTRT_L \leq TRT_L \end{cases} \quad (2)$$

IV. 시뮬레이션 환경 및 조건

4.1 시뮬레이션 환경[9]

시뮬레이션은 SUN SPARC 워크스테이션에서 수행하였으며 SLAM II(Simulation Language for Alternative Modeling II)를 사용하였다. 통신 프로토콜의 모델링에 적합한 process oriented discrete 방식인 SLAM II의 network 모델을 사용하였다. 기존에 제안된 DQDB 및 ATMR 프로토콜과 동일한 조건에서 성능을 비교하기 위하여 CCITT SG XVIII의 Technical Document(TD) No.34[9]에 제시된 7가지 시험절차를 적용하였으며 각 시험절차의 토폴로지는 다음과 같다.

- 버스 구조: 시험절차 1, 2, 6, 7
- 링 구조: 시험절차 5
- 스타-버스 구조: 시험절차 3, 4

그림 5(a), (c)에서 버스와 링의 총길이는 10Km이며 그림 5(b)와 같이 스타버스의 경우 버스 1, 2는 10Km, 버스 3, 4는 2Km의 길이를 가진다. 터미널들은 버스 및 동일한 간격으로 분포된 것으로 가정하며 기본적인 변수 및 시험부하의 종류는 다음과 같다.

- 실험에 사용되는 기본적인 변수 값
 - 사용자 망 간의 전송속도 : 155.52 Mbit/s
 - 매체 전송 지연 : 5 μ sec/km
 - 터미널의 총수 : 32개
- 시험 부하의 종류
실험환경에 적용되는 트래픽은 모두 13가지로 다
유과 같다.
 - CBR(Constant Bit Rate) 트래픽
셀에서 헤더를 제외한 48 옥텟중 47 옥텟을 사용한다.

- “Type I” 34 Mbps
- “Type II” 2 Mbps
- “Type III” 64 Kbps
- “Type XII” 45 Mbps
- “Type XIII” 1.5 Mbps

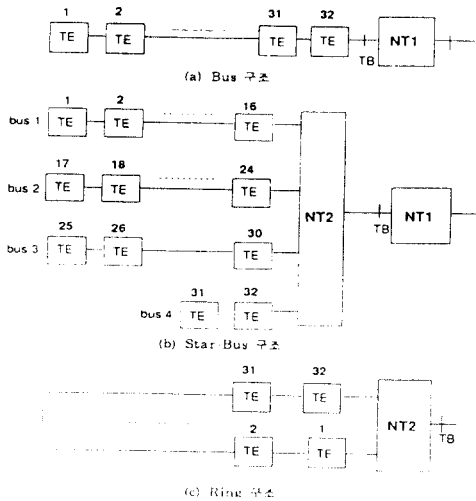


그림 5. 망의 구성
Fig 5. Network Configuration

- VBR 트래픽
셀에서 헤더를 제외한 48 옥텟중 44 옥텟을 사용하
며 inter burst 시간과 burst length는 지수함수적으
로 분포한다.
 - “Type IV” 700Kbps : 비연결형 트래픽을 발생시
키기 위한것으로 평균 200개
의 셀이 연속적으로 발생한다.
 - “Type V” 25Mbps : VBR video 트래픽을 발생시

키기 위한것으로 평균 2개의
셀이 연속적으로 발생한다.
“Type VI” 25Mbps : 연결형 데이터 트래픽을 발
생시키기 위한것으로 평균 20
개의 셀이 연속적으로 발생
한다.

“Type VII” 1Mbps : background data/slowvideo
트래픽을 발생시키기 위한것
으로 평균 3개의 셀이 연속적
으로 발생한다.

“Type VIII” 20Mbps : VBR video/data 트래픽
을 발생시키기 위한것으로
평균 30개의 셀이 연속적
으로 발생한다.

“Type IX” 6Mbps : slow video 트래픽을 발생시
키기 위한것으로 평균 3개의
셀이 연속적으로 발생한다.

“Type X” 700Kbps : 연결형 트래픽을 발생시키기
위한것으로 평균 10개의 셀이
연속적으로 발생한다.

“Type XI” 1.4Mbps : 연결형 데이터 트래픽을 발
생시키기 위한것으로 평균
10개의 셀이 연속적으로 발
생한다.

4.2 시뮬레이션 조건 [9]

시험절차 1, 4, 7에서는 모든 TE에서 발생된 트래
픽은 NT(Network Termination)를 통과하여 B-ISDN
으로 향하는 것으로 가정한다. 시뮬레이션 수행시간
은 1.5×10^6 cell time동안 수행하며 초기 0.5×10^6 동
안의 결과는 사용하지 않는다. 여기서 cell time은 하
나의 셀을 전송하는데 소요되는 시간으로 정의한다.
표 3, 표 4, 표 5, 표 6, 표 7은 시험절차 각각에 대하
여 터미널에서 발생되는 트래픽의 종류를 나타낸다.

• 시험절차 1

버스 형태로 구성되어 있으며 터미널에 할당된 부
하의 크기는 표 3과 같다. 모든 터미널은 시뮬레이션
처음 시간부터 끝까지 셀을 발생시킨다.

• 시험절차 2

터미널 20번은 0.75×10^6 cell time부터, 터미널 25
번은 0.6×10^6 cell time부터 셀을 발생시킨다는 점 이
외에는 시험절차 1과 동일하다.

표 3. 시험절차 1, 2, 3의 부하 할당

Table 3. Load Assignment of Test Scenario 1, 2, 3

○ 테스트 1, 2, 3	
부하 종류	해당 터미널의 번호
I	25
II	1
III	2, 9, 10, 17, 18, 26
IV	6, 11, 16, 22, 27, 32
V	4
VI	20
VII	3, 5, 7, 8, 12, 13, 14, 15, 19, 21, 23, 24, 28, 29, 30, 31

표 4. 시험절차 4의 부하 할당

Table 4. Load Assignment of Test Scenario 4

○ 테스트 4	
부하 종류	해당 터미널의 번호
I	9, 28, 32
II	5, 7, 8, 10, 11, 15
III	1, 3, 6, 12, 14, 16
VII	17, 19, 20, 21, 23, 24, 27, 29
VIII	4, 13, 18, 22, 26, 30, 31
IX	2, 25

표 5. 시험절차 5의 부하 할당

Table 5. Load Assignment of Test Scenario 5

○ 테스트 5	
부하 종류	해당 터미널의 번호
I	25
II	1
III	2, 9, 10, 17, 18, 26
V	4
VI	20
VII	3, 5, 7, 8, 12, 13, 14, 15, 19, 21, 23, 24, 28, 29, 30, 31
XI	6, 11, 16, 22, 27, 32

표 6. 시험절차 6의 부하 할당

Table 6. Load Assignment of Test Scenario 6

○ 테스트 6	
부하 종류	해당 터미널의 번호
I	25
II	1
III	2, 9, 10, 17, 18, 26
V	4
VI	20
VII	3, 5, 7, 8, 12, 13, 14, 15, 19, 21, 23, 24, 28, 29, 30, 31
X	6, 11, 16, 22, 27, 32

표 7. 시험절차 7의 부하 할당

Table 7. Load Assignment of Test Scenario 7

○ 테스트 7	
부하 종류	해당 터미널의 번호
III	3 - 32
XII	2
XIII	1

• 시험절차 3

스타-버스구조를 가지고 실험절차에 할당된 부하의 크기는 표 3과 같다.

• 시험절차 4

스타-버스형태로 구성되어 있으며 각 터미널에 할당된 부하의 크기는 표 4와 같다. 터미널 13, 18, 22, 26, 30, 31(트래픽 Type VIII)에서 발생하는 셀은 NT2를 경유해서 B-ISDN으로 전달되며 나머지 다 TE에서 발생하는 트래픽은 NT2를 경유하여 다른 버스로 전달된다.

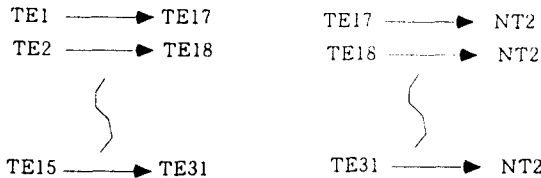
• 시험절차 5

링 구조를 가지고 각 터미널에 할당된 부하의 분포는 표 5와 같다. 트래픽 Type I, II, III, V, VI, VII은 터미널과 망 간에 양방향성을 가지며 트래픽 Type XI의 목적지는 자신을 제외한 모든 터미널에 랜덤하게 분포된다. 모든 트래픽에 대하여 shortest path 라

우팅이 적용된다.

• 시험절차 6

버스 구성을 가지며 각 터미널에 할당된 부하의 분포는 표 6과 같다. 트래픽 Type X를 발생하는 터미널(6, 11, 16, 22, 27, 32)은 자신보다 B-ISDN에 가까이 있는 터미널들중 랜덤하게 목적지를 선택한다. 그 외의 트래픽들은 다음과 같이 목적지를 할당 받는다.



* 터미널 6,11,16,22,27,32 는 제외

• 시험절차 7

버스형태로 구성되어 있으며 각 터미널에 할당된 부하의 크기는 표 7과 같다.

V. 시뮬레이션에 의한 성능분석

5.1 개요

이 장에서는 먼저 HMR 프로토콜의 2가지 쿼타할당방법 즉, 동적 쿼타할당방식과 정적 쿼타할당방식을 시뮬레이션을 통해 분석하였다. 또한 동적 쿼타할당방식과 ATMR 및 DQDB 프로토콜의 액세스지연에 대하여 비교하였다. 멀티미디어 서비스에서는 규정값 이내로 셀 지연을 유지시키는 것이 중요하므로 최대 액세스 지연에 대해서도 비교하였다.

모든 시험절차에서 우선순위 H에는 CBR 트래픽을 우선순위 L에는 VBR 트래픽을 할당하였다. 시험절차 3, 4를 제외한 시험절차들의 공유매체 총길이는 10Km에 5옥텟의 내부지연을 가지는 32개의 노드가 연결되어 있으므로 링 지연은 21.72 cell times이 된다. 2단계의 우선순위만 존재하므로 Cycle_MIN과 Cycle_MAX는 우선순위 H에만 존재하고, Cycle_MIN_H는 링지연의 2배인 44.09 cell times로 Cycle_MAX_H는 링 지연의 4배인 88.18 cell times로 가정하였다. 시험절차 3, 4에서 버스1은 10Km에 16개의 노드가 존재하므로 링 지연이 20.12 cell times이고 버스2는 10Km에 8개의 노드가 있어서 링 지연이 19.32

cell times, 버스3은 2Km에 6개의 노드가 있으므로 4.30 cell times, 버스 4는 2Km에 2개의 노드가 있으므로 링지연은 3.90 cell times이 된다. 이 값들의 2배를 Cycle_MIN_H로 취하고, 4배를 각각 Cycle_MAX_H로 사용하였다. 액세스지연은 셀이 발생된 순간부터 전송매체로 송신되기 시작한 순간까지의 지연으로 정의한다.

5.2 정적할당방식과 동적할당방식의 액세스

지연 비교

정적할당방식과 동적할당방식을 시험절차 1에 대해 비교하였다. 정적할당방식의 쿼타는 각 터미널의 요구대역폭에 따라 표 8과 같이 할당하였으며 이는 ATMR[3]에서 각 노드에 할당한 쿼타와 같은 값이다.

표 8. 정적 쿼타할당방식에서 노드에 할당된 쿼타
Table 8. Allocated Quota from static quota allocation method

Node NO.	Quota	Node NO.	Quota	Node NO.	Quota	Node NO.	Quota
1	8	11	24	21	33	31	33
2	1	12	33	22	24	32	24
3	33	13	33	23	33		
4	824	14	33	24	33		
5	33	15	33	25	132		
6	24	16	24	26	1		
7	33	17	1	27	33		
8	33	18	1	28	33		
9	1	19	33	29	33		
10	1	20	824	30	33		

동적할당방식을 적용한 경우, 시험절차 1의 1, 2, 9, 10, 17, 18, 25, 26번 노드는 CBR 트래픽을 발생하므로 표 8과 같이 정적할당방식에 의하여 쿼타를 할당받는다. VBR 트래픽은 모두 30을 default 쿼타로 할당 받은 후 (식 2)에 의하여 쿼타가 할당된다. 정적, 동적 할당방식을 적용한 HMR의 평균 액세스지연을 그림 5에, 최대 액세스지연을 그림 6에 나타내었다. 그림 5에서 노드 6, 11, 16, 22, 27, 32는 비스트가 크고 평균 요구 대역폭이 700Kbps인 트래픽을 발생한다. 정적할당 방식의 액세스 지연은 NT1에 가

까운 노드일수록 증가하나 동적할당방식에서는 노드의 위치에 상관없이 고르게 분포되어 있다. 이러한 결과는 그림 6의 최대 액세스 지연에서 보다 확연히 나타남을 알 수 있다.

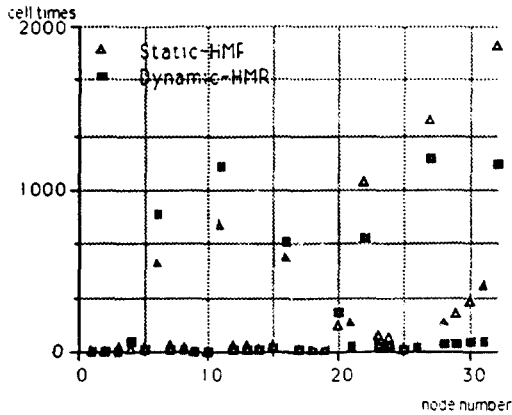


그림 5. 시험절차 1에서의 Static-HMR과 Dynamic-HMR의 평균 액세스 지연
 Fig 5. Average Access Delay of Static-HMR and Dynamic-HMR Resulted form Test Scenario 1

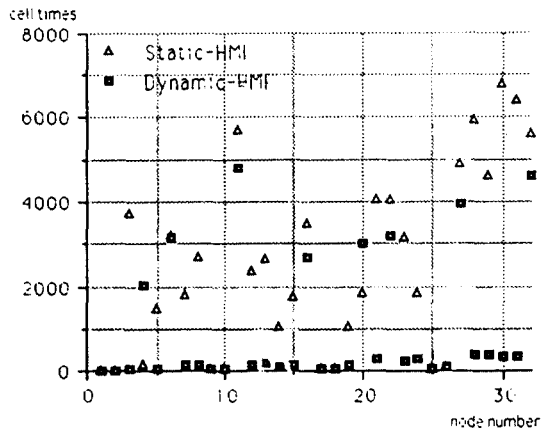


그림 6. 시험절차 1에서의 Static-HMR과 Dynamic-HMR의 최대 액세스 지연
 Fig 6. Maximum Access Delay of Static-HMR and Dynamic-HMR Resulted from Test Seenario 1

5.3 7가지 시험절차에 의한 분석

동적할당 방식을 적용한 HMR 프로토콜은 7가지

시험절차에 따른 시뮬레이션 결과를 ATMR 및 DQDB 프로토콜의 결과와 비교하였다. ATMR과 DQDB의 결과는 CCITT에 제출되었던 시뮬레이션 결과를 사용하였다.

5.3.1 시험절차 1

그림 7은 동적할당방식과 일본, 영국의 통합안[3] (이하 ATMR이라함)의 평균 액세스지연을 비교한 것이다. 이 그림에서 알 수 있듯이 ATMR은 VBR Type IV(700 Kbit/s, burstlength = 20)을 발생하는 6, 11, 16, 22, 27, 32번의 경우 망에 가까운 노드로 갈수록 지연이 큰폭으로 증가하고 있다.

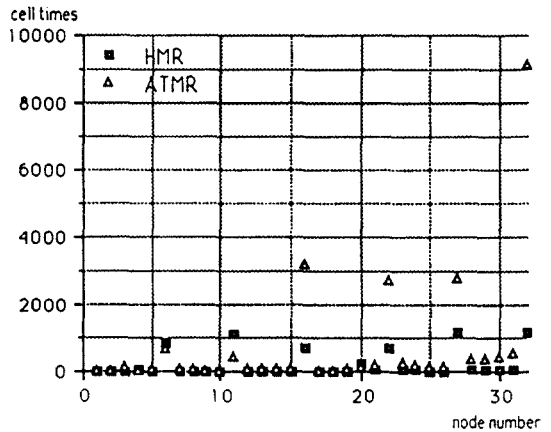


그림 7. 시험절차 1에서의 평균 액세스 지연
 Fig 7. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 1

ATMR에서 리셋이 발생되기 위하여는 망내의 모든 노드가 셀을 송신하지 못하는 상태에 있어야 하므로 리셋이 발생될때마다 링지연 만큼의 대역폭을 사용하지 못하기 때문이다. 그림 8은 HMR과 호주에서 제안한 프로토콜[7] (이하 DQDB라 함)의 평균 액세스 지연 비교이다. HMR과 DQDB의 액세스 지연은 거의 유사한 정도의 결과를 나타냄을 알 수 있다.

20번 노드의 경우 HMR이 DQDB에 비하여 약간 높은 지연값을 보이고 있는데 이는 25Mbps의 VBR 트래픽을 발생시킴에도 적은 대역폭을 요구하는 타 노드와 동일하게 30의 default 쿼타값을 할당하기 때문에 발생하는 현상으로 CBR과 같이 대역폭에 비례하는 쿼타값을 할당하면 DQDB와 유사한 정도의 지

연값을 보일것으로 예상된다.

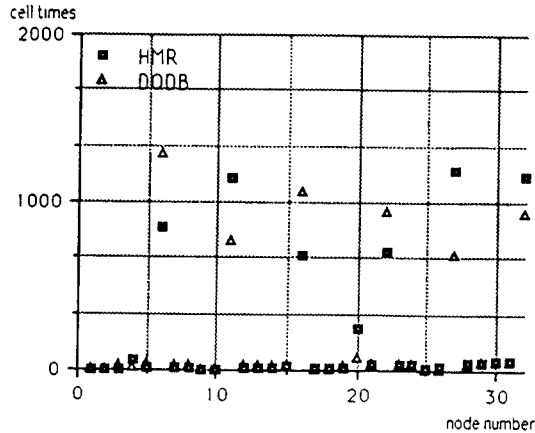


그림 8. 시험절차 1에서의 평균 액세스 지연
Fig 8. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 1

5.3.2 시험절차 2

시험절차 2는 20번과 25번의 셀 발생이 다른 노드에 비하여 늦게 시작될뿐 시험절차 1과 모든 조건이 동일하다. 따라서 그림 9와 같이 DQDB와 HMR의 평균 액세스 지연은 시험절차 1과 마찬가지로 거의 유사한 정도의 결과를 보이고 있다. 그림 10은 최대

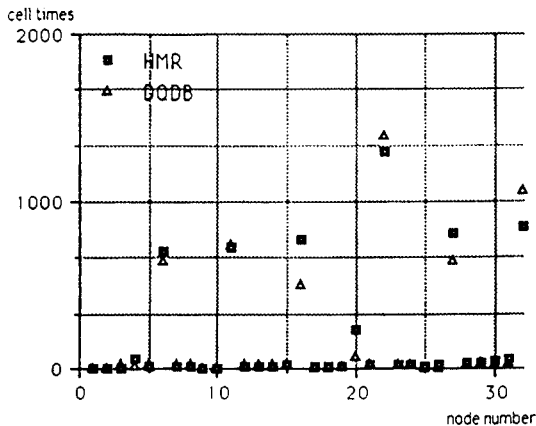


그림 9. 시험절차 2에서의 평균 액세스 지연
Fig 9. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 2

액세스지연 분포를 나타낸것으로 우선순위 H를 할당 한 1, 2, 9, 10, 17, 18, 25, 26번 노드는 HMR이 DQDB보다 약간 높은 지연을 나타내며, VBR에 대하여는 매우 큰 버스트를 가지는 6, 11, 16, 22, 32번 노드를 제외한 나머지 노드에 대하여는 DQDB가 약간씩 높은 지연특성을 나타내고 있다.

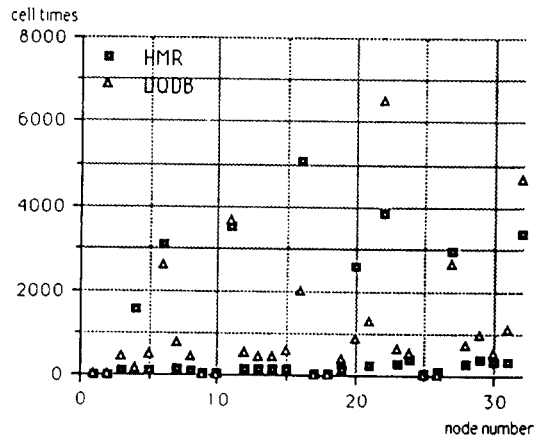


그림 10. 시험절차 2에서의 최대 액세스 지연
Fig 10. Maximum Access Delay Resulted from Test Scenario 2

5.3.3 시험절차 3

시험절차 3은 스타-버스 형태로 4개의 버스를 가지고 있다. 각 CBR 트래픽을 발생하는 터미널에 할당되는 쿼타의 크기는 표 9와 같다. 그 외의 VBR 트래픽을 발생하는 터미널에는 초기치 30을 할당하였다.

표 9. CBR 트래픽을 발생하는 노드에 할당된 쿼타
Table 9. Allocated Quota to the nodes with CBR Traffic

Node Number	Quota	Bus No.
1	145	1
2, 9, 10	5	1
17, 18	75	2
25	149	3
26	1	3

그림 11에서 VBR Type IV를 발생하는 6, 11, 16, 22, 27, 32번 노드의 액세스 지연이 비교적 크게 나타나고 있으며 나머지 노드들에 대하여는 거의 동일한 지연을 보이고 있다. 트래픽 Type IV의 burstlength가 200인 것을 고려할때 이 트래픽을 발생하는 노드들은 평균 100 cell times 이상의 지연은 가져야 한다. 그림에도 불구하고, DQDB는 VBR Type IV를 발생하는 터미널중 대부분이 지연은 평균 100 미만의 값을 가진다. 특히, DQDB의 22번과 32번 노드는 평균지연이 각각 44.0 cell times, 2.4 cell times로 이것은 오류로 보인다.

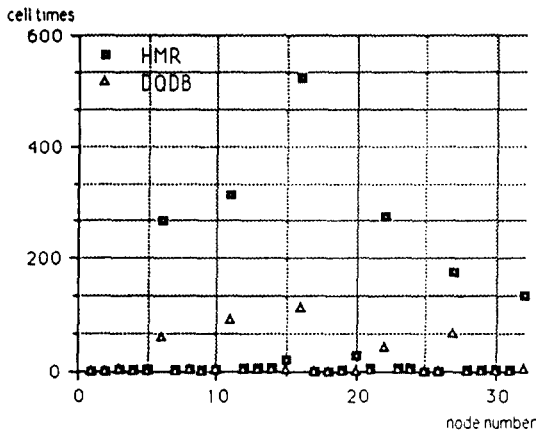


그림 11. 시험절차 3에서의 평균 액세스 지연
Fig 11. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 3

5.3.4 시험절차 4

시험절차 4는 스타-버스 구조를 가지고, CBR 트래픽은 다음과 같이 쿼타할당을 가지고, VBR 트래픽은 30씩 동일하게 할당하였다.

표 10. CBR 트래픽을 발생하는 노드에 할당된 쿼타
Table 10. Allocated Quota to the nodes with CBR Traffic

Node Number	Quota	Bus No.
9	108	1
5, 7, 8, 10, 11, 15	6	1
1, 3, 6, 12, 14, 16	2	1
28	150	3
32	150	4

그림 12에서 VBR Type VIII를 발생하는 4, 13, 18, 22, 25, 30, 31번 노드에서 HMR이 DQDB에 비해 평균지연이 비교적 크다. 이들 트래픽의 평균 발생율이 20Mbit의 대역폭을 가짐에도 타노드와 동일한 default 쿼타값을 할당하므로 쿼타값이 부족하게 되어 지연이 증가된다. 동적할당 방식에 의하여 실제 노드에 할당되는 쿼타값이 증가되나 이는 송신되지 못한 셀이 버퍼에 남아 있는 경우에만 발생되므로 default 쿼타 값이 발생되는 트래픽량에 비하여 너무 적은경우 어느정도의 액세스지연 증가를 동반하게 된다.

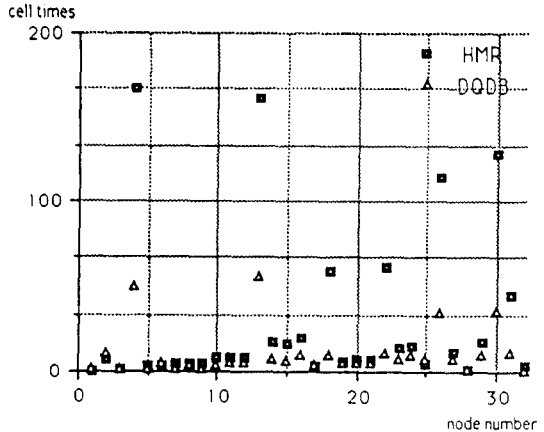


그림 12. 시험절차 4에서의 평균 액세스 지연
Fig 12. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 4

5.3.5 시험절차 5

시험절차 5는 링 토폴로지에 적용한 경우로써 CBR 트래픽을 발생하는 노드에는 (표 11과 같이 쿼타를 할당하며 VBR을 발생하는 노드에는 발생하는 트래픽의 대역폭에 상관없이 30의 default 쿼타를 할당한다.

표 11. CBR 트래픽을 발생하는 노드에 할당된 쿼타
Table 11. Allocated Quota to the nodes with CBR Traffic

Node Number	Quota
1	82
2, 9, 10, 17, 18, 26	1
25	64

링 토폴로지에서는 shortest-path 라우팅을 적용하므로 링 A와 링 B 각각에 대하여 비교하였다. 원래 HMR 프로토콜은 이중링에서 최적의 성능을 발휘할 수 있도록 설계되었다. 그러나, 링A를 나타내는 그림 13과 링B를 나타내는 그림 14에서 나타난 것으로는 DQDB가 더 좋은 성능을 보이고 있다. 이는 DQDB를 변형시킨 호주의 GFC 프로토콜이 NT2가 버스의 한쪽 끝과 다른쪽 끝을 연결하여 shortest-path 라우팅 기능을 제공한다는 가정을 하였기 때문이다. 그러나, HMR 프로토콜은 이러한 전제없이 프로토콜 자체가 이러한 기능을 가지므로 NT2의 기능을 단순화시킬 수 있다.

시험절차 5는 링에 시험절차 6은 버스에 적용되지만 시험절차 5는 shortest-path 라우팅을 적용하므로 노드 17-32번 노드만(XI 트래픽을 발생시키는 노드는 제외) 링B를 통하여 망으로 트래픽을 전달하며, 시험절차 6은 1-16번 노드에서 발생된 트래픽은 17-32번 노드에서 제거되므로 시험절차 5와 같이 17-32번 노드에서 발생된 트래픽만이 망으로 전달된다. 또한 시험절차 5와 6은 6, 11, 16, 22, 27, 32번 노드는 다르게 트래픽을 발생하나 나머지 노드는 동일한 특성 및 동일한 대역폭을 가지는 트래픽을 발생하며 또한 망으로 전달되는 트래픽의 평균 대역폭은 각각 80.02 Mbps와 78.31Mbps로 거의 동일하다. 따라서 두 시험절차에서 동일한 트래픽을 발생하는 노드들 중 거의 유사한 빈 슬롯 점유율을 가지는 부분(망쪽에 가

까운 부분)에 위치한 노드들 즉 23, 24, 25, 26, 28, 30, 31번 노드들은 유사한 지연특성을 나타내어야 한다. HMR의 경우 이들 노드는 거의 동일한 지연특성을 나타내고 있으나 DQDB의 경우 시험절차 5의 결과가 시험절차 6에 비하여 전반적으로 낮은 경향을 보이고 있으며 특히 VBR 트래픽을 발생시키는 23, 24, 28, 29, 30, 31번 노드는 1/4-5/1 정도로 매우 큰 차이를 보이고 있다. 시험절차 1이나 시험절차 2와 비교하여도 시험절차 5의 액세스지연이 예상값보다 적은 것으로 보아 시험절차 5의 결과에 오류가 있는 것으로 판단된다.

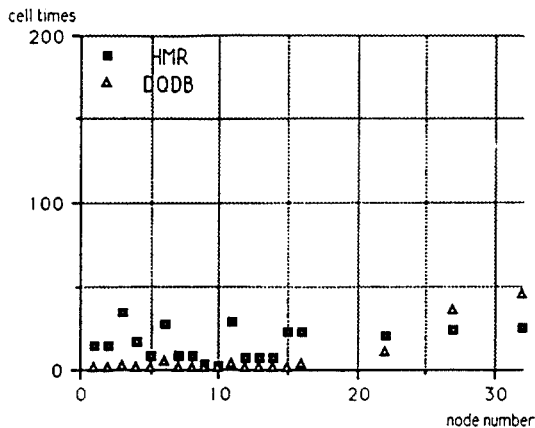


그림 13. 시험절차 5의 링A에서의 평균 액세스 지연
Fig 13. Average Access Delay of Ring A Resulted from Test Scenario 5

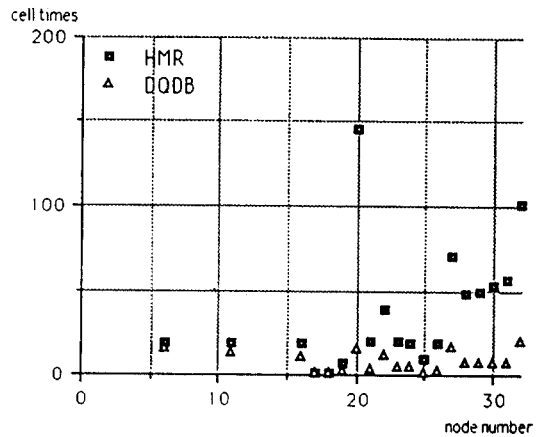


그림 14. 시험절차 5의 링B에서의 평균 액세스 지연
Fig 14. Average Access Delay of Ring B Resulted from Test Scenario 5

5.3.6 시험절차 6

시험절차 6은 버스형태의 망으로 CBR 트래픽을 발생하는 노드는 표 12와 같은 쿼타값을 가지며 그외의 VBR 트래픽을 발생하는 노드는 30의 default 쿼타값을 할당한다.

표 12. CBR 트래픽을 발생하는 노드에 할당된 쿼타
Table 12. Allocated Quota to the nodes with CBR Traffic

Node Number	Quota
1	82
2, 9, 10, 17, 18, 26	1
25	64

이 시험절차는 프로토콜이 수신 셀 소거를 효율적으로 제공하는지 판단하기 위한 것으로써 1-16번까지의 노드들의 목적지는 각각 17-32로 정해져 있다.(단, 트래픽 Type X는 제외한다.) 따라서, 1번이 사용한 슬롯은 17번 터미널이 빈 슬롯으로 만들어 자신 또는 그 이하의 노드들이 재사용할 수 있도록 한다. 그림 15는 시험절차 6의 HMR 프로토콜과 DQDB 프로토콜 평균 액세스 지연을 비교한 것이다.

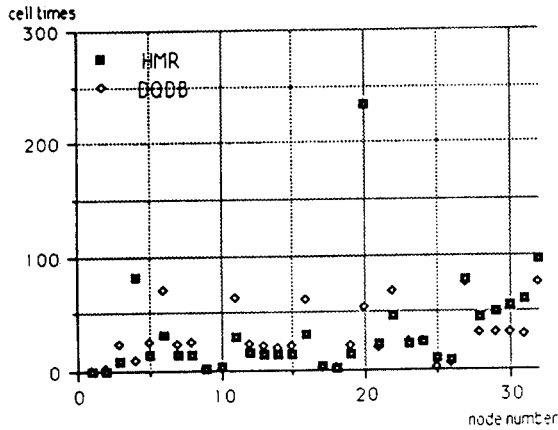


그림 15. 시험절차 6에서의 평균 액세스 지연
Fig 15. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 6

4번과 20번 노드의 경우 HMR이 DQDB에 비하여 높은 지연값을 보이고 있는데 이는 이들 노드가 25Mbps의 트래픽을 발생시킴에도 타 노드와 동일한 쿼타값을 할당함에 기인하며 트래픽량에 비례하는 default 쿼타값을 할당하면 DQDB와 유사한 지연을 나타낼 것으로 예상된다.

5.3.7 시험절차 7

시험절차 7은 모든 노드가 CBR 트래픽만을 발생하고 있으므로 각 노드가 발생하는 트래픽의 대역폭에 따라서 쿼타가 할당되었으며 그 값은 표 13과 같다.

3, 32번 터미널은 모두 같은 요구 대역폭을 가지고 있다. 그림 16은 HMR 프로토콜과 DQDB(6) 프로토콜의 평균 액세스 지연 분포를 나타낸 것이다. 그림에서 보듯이 DQDB는 뒤쪽 노드일수록 지연이 커지고 있다. 그러나, HMR은 윈도우토큰으로 쿼타를 할당 하므로써 공정성 유지 기능을 하므로 거의 유사한

표 13. CBR 트래픽을 발생하는 노드에 할당된 쿼타

Table 13. Allocated Quota to the nodes with CBR Traffic

Node Number	Quota
1	3
2	88
3 - 32	2

지연을 가지고 있다. 그림 17은 최대 액세스 지연을 나타낸 것이고 이것도 마찬가지로의 결과를 보이고 있다.

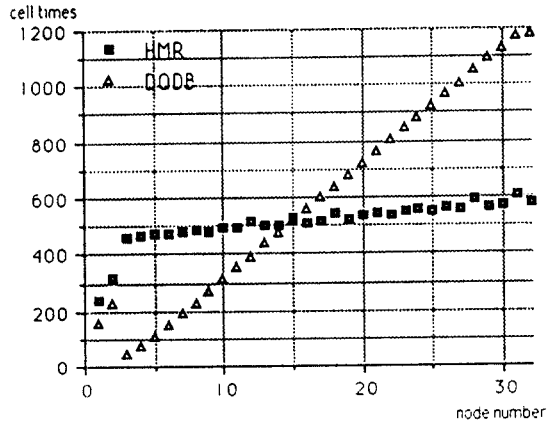


그림 16. 시험절차 7에서의 평균 액세스 지연
Fig 16. Average Access Delay Resulted from Test Scenario 7

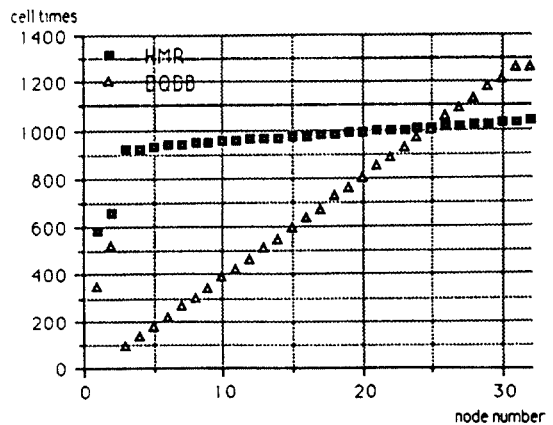


그림 17. 시험절차 7에서의 최대 액세스 지연
Fig 17. Maximum Access Delay Resulted from Test Scenario 7

VI. 결 론

본 논문에서는 기가비트 LAN/MAN용으로 제안된 HMR 프로토콜을 GFC에 적용시키기 위한 동적 키타할당방법을 제안하고 제안된 키타할당방법을 적용한 HMR 프로토콜을 GFC 프로토콜의 성능평가를 위하여 제시된 7가지 시험절차에 의하여 시뮬레이션을 수행하였다. 또한 시뮬레이션 결과를 정적할당방식을 적용한 HMR 및 CCITT에 GFC 프로토콜로 제안된 ATMR(일본)과 DQDB(호주)의 결과와 비교 분석하였다.

동적할당방식을 적용한 HMR은 큐에 쌓인 셀의 수를 고려하여 키타를 할당하므로 버스트성이 큰 트래픽의 액세스지연 특성이 정적할당방식에 비하여 크게 개선되었다.

ATMR에 대하여는 시험절차 1의 결과만 CCITT에 제출되었으므로 시험절차 1에 대하여만 HMR과 비교하였다. 거의 모든 노드에서 HMR이 ATMR에 비하여 낮은 액세스지연을 나타내고 있다. 이는 리셋에 의한 공정성제어 방법은 근본적으로 매체의 이용효율이 HMR에 비하여 낮으므로 전반적으로 액세스지연이 크며 하나의 리셋사이클 동안에는 모든 노드가 동일한 셀 송신조건을 가지므로 망에 가까운 노드일수록 큰 액세스지연을 나타낸다.

DQDB를 변형적용한 호주의 방안과는 7가지 시험절차 결과를 모두 비교하였다. 시험절차 1, 2에 대해서는 HMR과 DQDB가 거의 유사한 액세스지연 특성을 보였으며 시험절차 3, 4, 5, 6에 대해서는 DQDB가 시험절차 7에 대해서는 HMR이 우수한 지연특성을 보이고 있다. 시험절차 4와 6의 결과에서 각각 20Mbps, 25Mbps의 대역폭을 발생시키는 노드들만이 DQDB에 비하여 큰 지연을 나타내며 나머지 노드들은 유사한 지연특성을 보이고 있다. 이는 노드들이 발생하는 트래픽에 크기에 상관없이 30의 default 키타를 할당하였기 때문에 발생하는 트래픽의 대역폭이 큰 노드에 대해서는 발생하는 적절한 키타값이 할당되기 위하여는 큐에 셀이 쌓여 있어야 하며 따라서 어느 정도의 큐잉지연을 동반하게 된다. CCITT에 제출된 DQDB의 시험절차 3의 결과는 버스트 길이가 200인 트래픽을 발생하는 일부의 노드에 있어서 예상되는 최저값보다 낮은 지연을 보이고 있으며, 시험절차 5의 링 B에 있어서도 유사한 형태의 시험절차 6에 비하여 전반적으로 매우 낮은 지연값을 가지고 있어 결과에 오류가 있는 것으로 판단된다.

큰 대역폭의 트래픽을 발생하는 노드에 있어서도 낮은 액세스지연을 가질 수 있도록 동적키타할당방법의 개선이 요구되며 DQDB와 보다 정확한 결과비교를 위하여 DQDB에 대해서도 시뮬레이션을 수행해야 할 것으로 사료된다.

참 고 문 헌

1. BT, "Overview and Simulation Results for The MSFC Protocol Proposed for Generic Flow Control," CCITT SG XVIII D.1530, June 1992.
2. BT, "BT/NTT protocol proposal for GFC," CCITT SG XVIII D.1958, Dec. 1991.
3. NTT, "Proposal for Enhanced GFC Protocol," CCITT SG XVIII, D.1860, Dec. 1991.
4. NTT, "Proposal for GFC Protocol," CCITT SG XVIII D.1434, June 1991.
5. Swiss PTT, "Further Studies into Access Protocols for Shared Media Configurations using the GFC Field," CCITT SG XVIII D. 2417, Jan. 1993.
6. AT&T, "Use of the Generic Flow Control Field," CCITT SG XVIII, D.1358, June 1991.
7. Australia, "A generic flow control protocol for B-ISDN," CCITT SG XVIII, D.1661, Dec. 1992.
8. 전병천, "멀티미디어 통신을 위한 Gbit/sec 매체 접근제어프로토콜 설계," 충남대학교 대학원 전자공학과 박사학위논문, Aug. 1992.
9. "Meeting Report of SWP 8/1 ATM," CCITT SG XVIII, TD34, June 1991.
10. B. C. Jeon, D. Y. Kim and C. M. Han, "An ATM-base Medium Access Protocol for High-Speed Dual Ring Networks," JC-CNSS '93 proceeding, pp.287-292, June 1993.
11. 전병천, 김대영, 한치문, "다중원도우토콘을 사용한 ATM-LAN프로토콜," JCCI 93, 제3회통신정보합동학술대회논문집, 제3권, pp.79-82, Apr. 1993.
12. B. C. Jeon, D. Y. Kim and C. M. Han, "A New Priority Control Protocol for High-Speed Ring Networks," APCC '93 proceeding, Aug. 1993.



杜 煥 榮 (So Young Doo) 정희원
1992년 2월 : 군산대학교 정보통신
공학과(공학사)
1994년 2월 : 충남대학교 컴퓨터공
학과(공학석사)
1994년 3월 ~ 현재 : 대우고등기술연
구원 정보통신
실 연구원

※주관심분야 : ATM 스위치네트워크 구조 및 성능 B-ISDN,
ATM 트래픽 제어



全 炳 千 (Byung Chun Jeon) 정희원
1962년 10월 1일생
1984년 2월 : 충남대학교 전자공학
과(공학사)
1986년 2월 : 충남대학교 전자공학
과(공학석사)
1982년 8월 : 충남대학교 전자공학
과(공학박사)

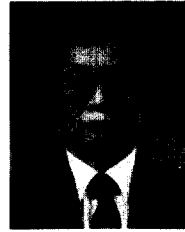
1987년 6월 ~ 1988년 9월 : 국방과학연구소 연구원
1988년 10월 ~ 현재 : 한국전자통신연구소 선임연구원
※주관심분야 : 고속통신 프로토콜, ATM network, 비연
결형 데이터 서비스



金 大 榮 (Dae Young Kim) 정희원
1952년 5월 28일생
1975년 2월 : 서울대 전자공학과(공
학사)
1977년 2월 : 한국과학기술원 전기
및 전자공학과(공학석
사)
1983년 2월 : 한국과학기술원 전기
및 전자공학과(공학박
사)

1979년 10월 ~ 1981년 8월 : 서독 RWTH Achen, UNI Han-
nover

1983년 5월 ~ 현재 : 충남대학교 정보통신공학과 교수
※주관심분야 : 고속통신프로토콜, 멀티미디어 화상회의
시스템, CDMA



金 太 均 (Tae Kyun Kim) 정희원
1944년 1월 25일생
1971년 2월 : 서울대학교 공업교육
학과(공학사)
1978년 : 동경공업대 물리정보학과
(공학석사)
1985년 : 동경공업대 물리정보학과
(공학박사)

1974년 ~ 현재 : 충남대학교 컴퓨터공학과 교수
1994년 3월 ~ 현재 : 충남대학교 공과대학장
※주관심분야 : 패턴인식, 영상처리, 멀티미디어 시스템