

# 다중 HOP으로 구성된 ATM LAN용 버스트 레벨의 대역예약프로토콜의 성능분석

正會員 윤 중 호\*

## Performance of burst-level bandwidth reservation protocols for multiple hop ATM LANs

Chong Ho Yoon\* *Regular Member*

본 논문은 95년도 한국과학재단 POST-DOC 지원에 의한 논문임.

### 요 약

다중 hop으로 구성되는 asynchronous transfer mode(ATM) LAN 에서 사용할 수 있는 효율적인 버스트-레벨의 대역예약 프로토콜을 제안하고, 성능을 분석하였다. ATM 단말에서 전송된 버스트예약 메시지에 대하여 전송로 상의 어떤 ATM교환기가 거부할 경우, 반드시 수신측에서 negative acknowledgement (NACK) 메시지로 응답하는 기존 프로토콜과 달리, 제안된 프로토콜은 대역할당을 거부하는 전송로 상에 있는 각각의 ATM교환기가 즉시 NACK로 응답할 수 있다. 따라서, 제안된 프로토콜은 NACK의 지연으로 인한 대역낭비를 감소시킬 수 있는 장점이 있다. 수치적인 해석을 위하여, 모든 버스트는 동일한 갯수의 스위치를 거친 다음 목적지에 전달되고, 모든 스위치에 도착하는 트래픽 의 특성 및 부하는 각각 동일한 symmetric 모델을 사용하였다. Thinned load 해석방법을 사용하여 제안된 프로토콜이 기존의 프로토콜 보다 성능이 우수하며 구현시 간단하다는 장점이 있음을 보였다. 따라서, 제안된 이 방식은 다중 hop의 ATM LAN 및 ATM WAN의 available bit rate(ABR) 서비스등에 활용 가능한 방식 중에 한가지가 될 수 있다.

### ABSTRACT

The paper presents and analyzes two efficient burst-level bandwidth reservation protocols for multi-hop ATM Local Area Networks. With the tell-and-wait (TNW) protocol and the tell-and-go (TNG) protocol[6], a negative acknowledgement(NACK) message representing the bandwidth starvation on a switch on the source-destination path can be always sent by a destination. We note that the protocols waste more bandwidth as the round-trip delay increases, since the switches on the path must reserve the bandwidth until the NACK will arrive. Based on this pitfall,

\*한국항공대학교 통신정보공학과  
Department of Communications, Hankuk Aviation  
University Koyang  
論文番號:96007-0104  
接受日字:1996年 1月 4日

the proposed protocols allow any ATM node, rather than a destination node to send a NACK. This allowance can save the needless bandwidth wastage. Using the thinned load approximation method, we show the proposed protocols have good performance and practical simplicity. Thus, the proposed protocols may be candidates for the ABR service in multi-hop ATM LANs and ATM WANs.

## I. 서 론

ATM-LAN은 B-ISDN의 연장선상에서 가입자 망을 구성할 수 있는 고속근거리통신망으로서, 여러개의 ATM 스위치가 서로 연결되고, 각각의 ATM 스위치에는 여러개의 사용자단말이 접속된 다중 홉(hop) 형태이다 [1-2]. 이러한 고속 ATM교환기와 단말에 의해, 교환되는 데이터 트래픽은 저속 망에 비해 더 균집성이 높게 된다(즉, 버스티(bursty)하게 된다). 이렇게, 스위치에 가해지는 트래픽이 버스티하게 됨으로서, ATM LAN은 혼잡상황 발생이 빈번해 질 수 있기 때문에, 대역이용율이 저하된다.

이러한 ATM LAN에서 비 효율적인 대역이용과 일시적인 혼잡상황을 해결하기 위하여, burst level에서의 대역제어방법이 제시되었다 [3-5]. Cho[3]는 하나의 스위치와 여러개의 단말로 구성되는 단일 홉 ATM LAN에서의 REQ/ACK 및 ON-THE-FLY방식에 대하여 closed-queuing모형을 사용하여 분석하였다. 이 두가지 방식은 각각 select 및 fast-select방식과 유사하게 운용되므로, ON-THE-FLY방식이 대부분의 경우 성능이 우수하다 [7]. Maxemchuck[4]과 Suzuki[5]는 다중 라우팅 기능이 있는 다중 홉 망에서의 고속 대역할당방식에 대하여 연구하였다. 하지만, 본 논문의 기초가 된 Widjaja[6]의 연구에서는 단일전송로를 사용하는 다중 홉의 ATM망에 대하여 tell-and-wait(TNW)프로토콜과 tell-and-go(TNG)프로토콜이 분석되었다. 이 TNW및 TNG라는 용어는 앞에서 언급된 REQ/ACK와 ON-THE-FLY방식과 같다. 다른 것은 단일홉이 아니라 다중홉 환경인 점이다.

그러나, 이 TNW 및 TNG방식하에서, ATM 단말에서 전송된 버스트예약 메시지에 대하여 전송로상의 어떤 ATM교환기가 거부할 경우, 모두 수신측에서 negative acknowledgement(NACK) 메시지로 응답해야 하는 제한점이 있다. 이러한 제한요소로 인해, NACK의 경우에도 종점간 경로상의 많은 스위치들

이 일시적으로 대역을 할당하고 있어야 하므로서 전체적인 성능이 저하되는 문제점이 발생한다. 더우기, 스위치간 전파지연시간(propagation delay) R이 커지거나 hop의 갯수가 증가할수록 이러한 성능저하는 더 심각해 진다. 이러한 성능저하에 유념하여, 다중 홉 ATM LAN에서 기존 프로토콜 인 TNW및 TNG보다 우수한 성능과 간단한 구현이 가능한 장점을 가지는 두가지 프로토콜(TNW with Instant NACK 및 TNG with Instant NACK)을 제안하고 성능을 비교 분석한다.

본 서론에 이어, 제 2 장에서는 제안된 프로토콜과 기존 프로토콜을 비교 설명하고, 제 3 장에서는 thinned 부하 해석방법을 사용하여 프로토콜의 성능을 분석한다. 제 4 장에서는 분석된 결과를 도시하여 성능을 상호비교한 뒤, 제 5 장에서 결론을 맺는다.

## II. 프로토콜의 동작

그림 1과 같은 출력 큐잉방식의 ATM교환기들이 그물망 형태로 연결된 다중 홉 방식의 망을 가정한다. 그리고, 그림 2에 도시된 모든 그림은 각 스위치에 접속된 단말장치에서 목적지 단말장치까지의 hop 수인  $H$ 는 3이고, 처음의 대역할당 요청이 스위치 2에서 실패하는 경우를 도시한 것이다. 물론, 단말이 직접연결된 스위치에 대역할당 요청을 할 때에도 실패할 수 있다. 따라서, 어떤 단말이 목적지 단말까지 대역을 할당하여 송신개시될려면, 4개의 스위치를 거쳐야 하며, 이들 스위치 모두가 대역할당요구를 수락하여야 가능하다. 그리고, 단말과 단말이 접속된 스위치간의 지연시간은 스위치와 스위치간의 지연시간에 비하여 작으므로, 무시한다.

(i) *Tell-and-Wait (TNW)* [6]: 그림 2(a)에 도시된 것과 같이, 송신측은 미리 설정된 VPI/VCI상으로 짧은 길이의 대역할당요구메시지(REQest)(OAM cell사용)를 전송한다. 경로상의 각 ATM스위치는 이 REQ

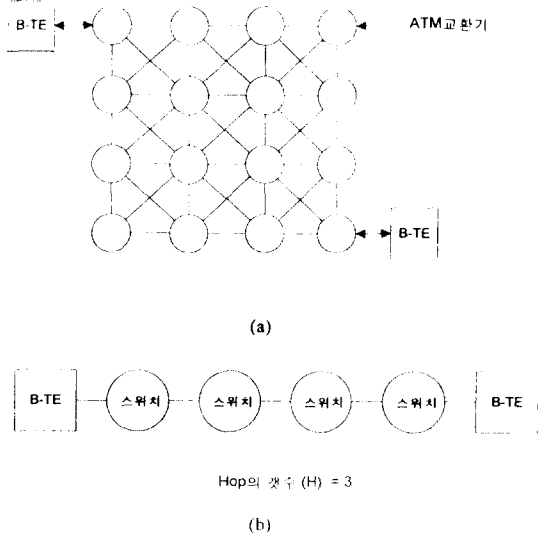


그림 1. (a) 다중 hop ATM 망 (b) 3개의 hop으로 연결된 하나의 종점간 연결.  
 Fig. 1 (a) Multiple hop ATM network (b) A single end-to-end connection with 3 hops.

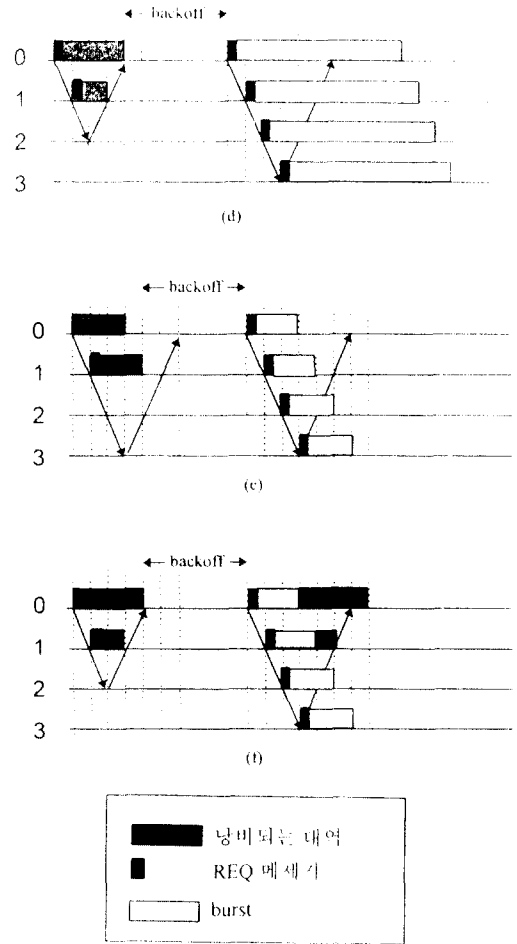
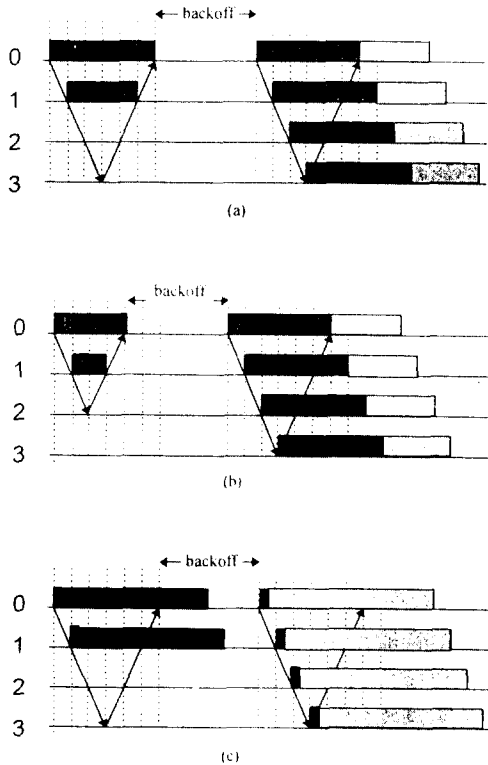


그림 2. 프로토콜의 동작:

- (a) Tell-and-Wait protocol
- (b) Tell-and-Wait protocol with instant NACK.
- (c) Tell-and-Go, for  $RTT < 1$
- (d) Tell-and-Go with instant NACK, for  $RTT < 1$
- (e) Tell-and-Go, for  $RTT > 1$
- (f) Tell-and-Go with instant NACK, for  $RTT > 1$ .

Fig. 2 Protocol descriptions:

- (a) Tell-and-Wait protocol
- (b) Tell-and-Wait protocol with instant NACK.
- (c) Tell-and-Go, for  $RTT < 1$
- (d) Tell-and-Go with instant NACK, for  $RTT < 1$
- (e) Tell-and-Go, for  $RTT > 1$
- (f) Tell-and-Go with instant NACK, for  $RTT > 1$ .

(참: RTT는 한 버스트의 송신시간으로 일반화 된 값임.)

에 대해 가용한 대역 할당을 점검한다. 가능한 경우에, 이 스위치는 요구한 대역만큼 예약한다.

만약에 어떤 스위치가 이 요청을 수용할 수 없는 경우, 수신된 REQ 메시지에 자신은 이 요청을 수락할 수 없음을 표시하는 비트를 설정하여 통과시킨다. 결국, 이 REQ메시지가 마지막 교환기에 수신되면, 이 교환기는 negative ACK(NACK)메시지를 만들어 송신측 스위치에 응답한다. 이 NACK메시지가 송신측으로 다시 되돌아 가는 경로상에 있는 스위치들 중에서 이미 대역을 할당한 스위치들은 NACK가 수신되면 즉시 할당한 자신의 대역을 취소한다.

첫번째 대역할당 시도에서 실패한 송신측은 미리 설정된 backoff지연시간 이후에 두번째의 대역할당 시도를 한다. 만약에 이 시도에 대하여 목적지 스위치까지 경로상의 모든 스위치가 대역할당을 하게 되면, 결국 목적지 스위치로 부터 ACK가 도착하게 된다. 따라서, 스위치간 전파지연시간을  $R$ 이라고 하면, 송신측 교환기가 REQ를 보낸 후 이에 대한 ACK가 도착하는데 걸리는 시간은 모두  $2HR$ 이다. ACK를 수신한 송신측 스위치는 버스트(burst)를 송신개시한다.

(ii) *Tell-and-Wait with instant NACK protocol (TNWI)*: 본 논문에서 제한하는 TNWI방식은 그림 2(b)에 도시된 것과 같이, REQ메시지를 전송하는 것은 TNW방식과 같다. 하지만, 경로상의 어떤 스위치가 이 요청을 수용할 수 없는 경우, 이 스위치는 즉시 REQ의 송신측으로 negative ACK(NACK)로 응답하는 점이 다르다. (이 경우, 기존 TNW방식에서는 그림 2(a)에 도시된 것과 같이 목적지에서 NACK가 전송된다). 이미 대역을 할당한 스위치에 NACK가 수신되면 즉시 할당한 대역을 취소한다.

첫번째 대역할당 시도에서 실패한 송신측은 미리 설정된 backoff지연시간 이후에 두번째의 대역할당 시도를 한다. 만약에 이 시도에 대하여 목적지 스위치까지 경로상의 모든 스위치가 대역할당을 하게 되면, 결국 목적지 스위치로 부터 ACK가 도착하게 된다. ACK를 수신한 송신측 스위치는 버스트(burst)를 송신개시한다.

제안된 TNWI와 기존의 TNW의 동작을 나타내는 그림 2(b)와 그림 2(a)를 상호 비교해 보자. 대역할당 요청이 결국 실패하는 경우에는 대역을 이미 할당하고 있던 경로상의 교환기는 NACK가 수신될 때 까지

자신의 대역을 계속 할당하고 있어야 하므로, 종점 교환기에서 부터 NACK가 송신되는 기존의 TNW방식에 비하여 중간 교환기에서 부터 NACK가 송신될 수 있는 제안된 TNWI 프로토콜이 대역낭비를 감소시킬 수 있음을 알 수 있다.

(iii) *Tell-and-Go protocol (TNG)*[6]: 그림 2(c)에 도시된 것과 같이, REQ메시지와 burst를 연속해서 송신한다. 버스트의 송신중에 NACK가 되돌아 오더라도, 계속 전송을 한다. 이렇게 한 이유는 전파지연 시간  $R$ 에 무관한 S-G특성을 얻기 위함이다. NACK가 수신되면, backoff상태로 천이한 후 재 전송을 시도한다. 이 방식은  $R$ 이 큰 경우에 효과적인 방식이라고 할 수 있다.

그러나, 이 TNG프로토콜은 다음과 같은 두가지의 단점이 있다. 첫번째는 송신측과 수신측간의 round-trip-time(RTT)이 하나의 버스트 전송시간 보다 짧으면(그림 2(c) 참조), RTT시간내에 NACK를 수신하더라도 계속 전송을 지속하게 되어있어 그 만큼 대역 낭비를 초래하는 것이다. 두번째는 RTT가 하나의 버스트 전송시간 보다 길면 (그림 2(e)참조), NACK가 도착하기 전에 이미 버스트의 송신이 완료되어 버린다. 이 버스트에 대한 재전송을 위해서는 복잡한 selective automatic repeat request(ARQ) 방식이 필요하고 따라서 큰 재전송버퍼가 요구되는 것이다.

(iv) *Tell-and-Go with instant NACK protocol (TNGI)*: 본 논문에서 제안하는 TNGI 프로토콜은 그림 2(d)와 2(f)에 도시된 것과 같이, REQ메시지와 burst를 연속해서 송신한다. 이것은 TNG방식과 동일하다. 하지만, 목적지에서만 NACK를 응답하는 기존의 TNG방식 대신에 각 스위치가 NACK를 송신할 수 있도록 하여 RTT가 버스트송신시간 보다 짧은 경우 (그림 2(d) 참조)에 발생하는 대역 낭비를 감소시킨다.

또한, 각 스위치는 ACK나 NACK가 수신될 때 까지 할당한 대역을 점유하도록 한다. 이것은 RTT가 버스트 송신시간보다 길 때(그림 2(f)참조), 이미 버스트의 송신이 완료된 이후에 도착하는 NACK에 대하여 stop-and-wait방식의 순차적인 재전송을 할 수 있게 한다. 따라서, selective ARQ방식에 비하여 재전송 방식을 간략화 할 수 있다. 반면에 기존의 프로토콜의 장점인 전파지연시간에 무관한 특성은 없다. 이 문제점은 실제의 망에서는 그다지 문제되지 않는다.

왜냐하면, 전파지연시간이 일정한 종점간 연결은 존재할 수도 없을 뿐 아니라 시시각각으로 변하는 트래픽의 부하에 따라 전파지연시간과 별 상관없이 전달지연시간이 변하기 때문이다.

### III. 해 석

제안된 프로토콜과 기존 프로토콜과의 성능비교를 위하여, B-TE에서 처음 전송하는 버스트와 재전송하는 버스트가 첫번째 ATM 교환기에 도착하는 도착 프로세스는 모두 Poisson이라고 가정한다. 또한 각 스위치는 cell간의 jitter를 보정하기 위한 작은 양의 cell 버퍼만 존재한다. 따라서, burst level에서의 버퍼는 없으며(서버만 있음), 각 스위치에는 아주 많은 B-TE가 접속되어 있다고 가정한다. 이러한 가정은 하나의 ATM교환기를 일반적인 random access 프로토콜을 분석할 때 이용하는 large population 모델로 모델링할 수 있도록 한다.

그리고, 각 교환기의 departure 프로세스도 역시 Poisson으로 가정한다. 이 Poisson가정은 다음 스위치의 input process를 Poisson으로 하기 위함이다. 하지만, 실제 블록킹(blocking)이 있는 유한버퍼의 경우, departur process는 물론 Poisson이 아닐 뿐만 아니라, loss에 의해 burstiness (= variance/average) 가 1 이하로 감소하기 때문에, 다음 스위치에서의 블록킹 확률이 분명히 감소한다 참고문헌[6]에는, 기존 TNG와 TNW프로토콜의 분석시, Poisson으로 가정한 해석결과와 simulation에 의한 결과에 차이가 있음을 밝혀두었다. 즉, traffic load가 0.5이하인 경우에는 별 차이가 없지만 0.7이상이 되면 해석결과와 블록킹 확률이 실제(simulation)보다 높아진다. 트래픽 부하가 큰 경우, 비록 이 Poisson 프로세스 가정에 의하여 각 스위치에서 버스트를 처리할 수 없는 확률인 링크블록킹 확률( $P_{link}$ )이 과다하게 추정되는 단점이 있으나, 본문에서 제안된 프로토콜과 기존 프로토콜의 성능을 비교하기 위한 목적에는 충분하다.

각 송신측 및 수신측 쌍은 같은 갯수의 hop을 가지

며, 각 hop간은 동일한 전파지연시간  $R$ 을 가지는 망을 고려하였다. 그리고, 성능분석을 위하여 모든 시간은 평균버스트전송시간으로 일반화하였다. 그리고, 교환기 송신 링크의 전송용량  $C$  bps와 하나의 B-TE 장비로부터 최대한 송신할 수 있는 송신율인  $B$  bps가 주어진다 가정한다. 따라서, 하나의 ATM 교환기는 서버의 갯수가  $N=C/B$  이고, 버퍼가 없는 큐잉 시스템이라고 할 수 있다. 결국, 큐잉시스템에 도착하는 REQ의 갯수가  $N$ 을 초과하면, 이 REQ는 거부된다.

각 스위치에서 겪는 링크의 블록킹에 의해 송신측에서 발생한 트래픽부하(새로 발생한 버스트 및 재전송 버스트)  $a$  (Erlang)은 목적지까지의 경로상에 있는 각 ATM교환기를 거치면서 점점 감소된다. 이러한 현상을 트래픽부하가 점점 약해진다(thinner)고 한다 [6]. 만약에 첫번째 교환기에 도착하는 트래픽의 도착율을 1이라고 할 때, 이 트래픽의 부하가 교환기  $i$ 에 도착할 때 약화되는 트래픽 부하 값  $f_i$ 를 각 프로토콜마다 구할 수 있다면, 이 결과를 이용하여 처리율(throughput)  $S$ 와 부하(offered load)  $G$ 의 관계 및 평균전달지연시간  $D$  (송신측 B-TE가 송신을 시도한 시간부터 마지막 비트가 수신측에 도착완료할 때 까지의 시간)을 구할 수 있을 것이다.

TNW 프로토콜과 달리, 제안된 TNWI 프로토콜인 경우 교환기  $i$ 에서의 thinned offered load( $f_i$ )는 다음과 같이 구해진다.

$$f_i = (1 - P_{link})^H (2RH + 1) + (1 - P_{link})^i P_{link} \{ 2R \times 1 \} + (1 - P_{link})^{i+1} P_{link} \{ 2R \times 2 \} + \dots + (1 - P_{link})^{H-1} P_{link} \{ 2R \times (H - i) \} \quad (1)$$

첫번째 항은 경로상의 모든 교환기에서 대역할당요구가 수락되어 한 버스트의 전송을 완료할 때 까지 교환기  $i$ 가 송신채널의 대역용 ( $2RH + 1$ )시간동안 점유하는 경우이고, 두번째 항은 REQ에 대하여 교환기  $i$ 까지는 그 요구가 수락되었으나 ( $i + 1$ )번째 교환기에서 요구가 거부당하여 교환기  $i$ 가  $2R$ 시간동안 대역

<sup>1</sup> 참고문헌[6]에는, 기존 TNG와 TNW프로토콜의 분석시, Poisson으로 해석결과와 simulation에 의한 결과에 차이가 있음을 밝혀두었다. 즉, traffic load가 0.5이하인 경우에는 별 차이가 없지만 0.7이상이 되면 해석결과와 blocking 확률이 실제(simulation)보다 높아진다.

을 낭비하면서 점유하는 경우이다. 마지막 항은 마지막 교환기  $H$ 를 제외하고 모든 교환기에서 요청을 수락한 경우 교환기  $i$ 가  $2R(H-i)$ 시간동안 대역을 낭비하면서 점유하는 경우이다. 윗 식은 다음과 같이 간략화될 수 있다.

$$f_i = (1 - P_{link})^H (2RH + 1) + P_{link} 2R(1 - P_{link})^i \times \frac{1 - (1 - P_{link})^{H-1} - P_{link} (H-i)(1 - P_{link})^{H-i}}{P_{link}^2} \quad (2)$$

처리율(throughput)과 부하(offered load)를 각각  $S$ 와  $G$ 로 규정하면, 당연히 평균 재전송횟수는  $T = |G - S|/S$ 로 주어진다. Backoff 지연시간이  $[1, K]$ 내에 균등하게 분포한다고 가정하면, 평균버스트의 송신시간으로 일반화된 평균전달지연시간은 다음과 같다.

$$D = 1 + 3HR + T^* [2R\{P_{link} + 2(1 - P_{link})P_{link} + 3(1 - P_{link})^2 P_{link} + \dots + H(1 - P_{link})^{H-1} P_{link}\} + (K + 1)/2] \quad (3)$$

여기서 지연시간은 버스트가 송신시도하여 마지막 비트가 목적지에 도착완료하는 때까지 걸리는 시간이다. 첫번째 항과 두번째 항은 각각 버스트 송신시간과 ACK에 의한 지연시간이다. 나머지 항은 재전송에 의한 지연시간이다.  $2RP_{link}$ 의 의미는 송신측 스위치의 바로 다음 스위치에서  $P_{link}$ 의 확률로 NACK를 하여,  $2R$ 시간이후에 backoff상태로 천이하는 것을 의미한다.

제안된 TNGI 프로토콜에 대해서도 같은 방법을 사용하면 그림 2(d)를 참조하여 다음과 같이  $f_i$ 를 구할 수 있다.

$$f_i = 1 \times (1 - P_{linp})^H + (1 - P_{linp})^i \times P_{linp} (2R \times 1) + (1 - P_{linp})^{i+1} \times P_{linp} (2R \times 2) + \dots + (1 - P_{linp})^{H-1} \times P_{linp} (2R \times (H-i)) = 1 \times (1 - P_{linp})^H + P_{linp} 2R(1 - P_{linp})^i \quad (4) \times \frac{1 - (1 - P_{linp})^{H-i} - P_{linp} (H-i)(1 - P_{linp})^{H-i}}{P_{linp}^2}$$

그리고, TNGI의 평균전달지연시간은 다음과 같다.

$$D = 1 + HR + T^* [2R\{P_{link} + 2(1 - P_{link})P_{link} + 3(1 - P_{link})^2 P_{link} + \dots + H(1 - P_{link})^{H-1} P_{link}\} + (K + 1)/2] \quad (5)$$

앞에서 구한 식에서 필요한 항인 링크블록킹확률인  $P_{link}$ 는 다음과 같이 구할 수 있다. 교환기 송신 링크의 전송용량과 한 B-TE로부터 최대한 송신할 수 있는 송신율이 각각  $C$  bps와  $B$  bps 라면, 하나의 ATM 교환기는 서버의 갯수가  $N = C/B$  이고, 버퍼가 없는 큐잉시스템이라고 할 수 있다. 따라서, 블록킹확률은 다음과 같이 잘 알려진 Erlang B 공식으로 표현된다.

$$P_{link} \equiv B(a, N) = (a^N / N!) / (\sum_{j=0}^N a^j / j!) \quad (6)$$

따라서,  $(H + 1)$ 개의 ATM교환기로 구성되는  $H$ -hop 경로상에서의 경로블록킹확률은  $P_{path} = 1 - (1 - P_{linp})^{H+1}$ 이다. 그리고, 처리율( $S$ )과 부하( $G$ )의 관계는  $S = G(1 - P_{path})$ 이다. Symmetric한 망이라고 가정하면, 모든 종점간 연결에 대하여 각 교환기에서의 평균 부하는 다음과 같이 주어진다.

$$a = [G / (H + 1)] \sum_{i=0}^H f_i \quad (7)$$

식 (6) 과 (7)을 결합하면, 주어진 부하 ( $G$ )에 대하여  $P_{linp}$ ,  $P_{path}$ ,  $S$ ,  $T$ , 및  $D$ 를 반복적인 계산방법으로 각각 구할 수 있다.

#### 4. 결 과

제안한 프로토콜과 기존 프로토콜의 성능을 비교하기 위하여, 100Mbps의 TAXI 인터페이스를 가지는 ATM 교환기와 최대 10Mbps속도의 Ethernet 프레임 burst를 송신요구하는 B-TE에 대하여 고려한다. 따라서, ATM교환기의 등가 서버 갯수인 ( $C/B$ )는 10으로 결정된다. 이 값은 한 ATM교환기가 동시에 처리할 수 있는 burst의 갯수는 10개라는 의미이다. 그리고, backoff 지연시간의 최대값과 hop수를 각각  $K = 10$ 와  $H = 3$ 로 설정하였다.

그림 3(a)와 (b)는 네가지 프로토콜에 대한 처리율과 전달지연시간 특성을 각각 비교한 것이다. 이 파라미터는 다음과 같은 경우를 고려한 것이다. 여기서,  $C$ 값은 ATM 교환기 간에 연결된 트렁크 대역폭이

100Mbps인 TAXI 인터페이스를 고려할 수 있고, B값은 10Mbps속도로 Ethernet 프레임 burst가 수신되는 것이라고 볼 수 있다. 따라서, 이 ATM교환기가 동시에 처리할 수 있는 버스트의 갯수는 10개이다.

〈그림 3a〉의 offered load-throughput 특성곡선에서 알 수 있듯이, 모든 프로토콜은 bistable한 특성을 가진다. 즉, 주어진 한 값  $S$ 에 대하여 두개의  $G$ 값이 선택된다. 이것은 이 프로토콜들이 역시 random access protocol의 범주에 들기 때문이다. Offered load  $G$ 가 증가할 수록 throughput  $S$ 도 증가한다. 하지만, 이 증가는 최대값을 기점으로 감소한다. 이러한 bistable 특성은 binary backoff방식으로 해결할 수 있다. 특히, TNG프로토콜은  $R$ 값에 무관한  $S$ - $G$ 특성을 가진다. 이것은  $R$ 값과 ACK나 NACK의 종류에 무관하게 한 버스트의 송신시간 동안 대역을 점유하기 때문이다.

최대 throughput을 비교해 보면, 대체적으로 tell-and-go 프로토콜(TNG 및 TNGI)이 tell-and-wait 프로토콜(TNW 및 TNWI)보다 우수한 성능을 가진다. 이것은 fast-select 방식이 select(또는 stop-and-wait) 방식보다 우수한 것과 같은 이유이다. 그리고, 전파 지연시간  $R$ 이 작은 경우에는 제안한 두가지 프로토콜 모두가 기존의 TNG, TNW 프로토콜보다 우수함을 알 수 있다. 하지만,  $R$ 이 큰 경우에는 TNGI 프로토콜의 특성이 TNG에 비하여 조금 나빠진다. 이러한 예외는 이미 예상된 결과인데, 제안된 TNGI 프로토콜의 경우 ACK나 NACK가 수신될 때 까지 각 ATM 스위치가 대역을 점유하고 있기 때문에 발생하는 대역낭비의 결과이다. 제안된 TNGI 프로토콜의 이러한 대역낭비는 큰 값의 전파지연시간인 경우에만 발생한다. 하지만, 이 단점은 기존의 TNG프로토콜이 필수적으로 장착해야 하는 복잡성과 비교하면 다행히 무시될 수 있다.

〈그림 3(b)〉는 각 프로토콜에 대한 전송지연시간특성을 도시한 것이다. 당연히 전파지연시간  $R$ 이 크면, 전송지연시간이 크다.  $S$ - $G$ 특성에서도 언급하였듯이 대체적으로 TNW방식 보다 TNG방식의 경우 전송지연시간특성이 우수하며, 제안한 instant NACK방식이 기존의 방식보다 우수한 전송지연시간특성을 보인다. 하지만 TNGI의 최대 throughput제한 때문에 TNGI에 비하여  $R$ 이 큰 경우 최대 throughput근방에서 특성이 역전된다. 이러한 TNGI의 단점은 TNG방

식에 비하여 구현이 간단하다는 장점에 의하여 무시될 수 있다.

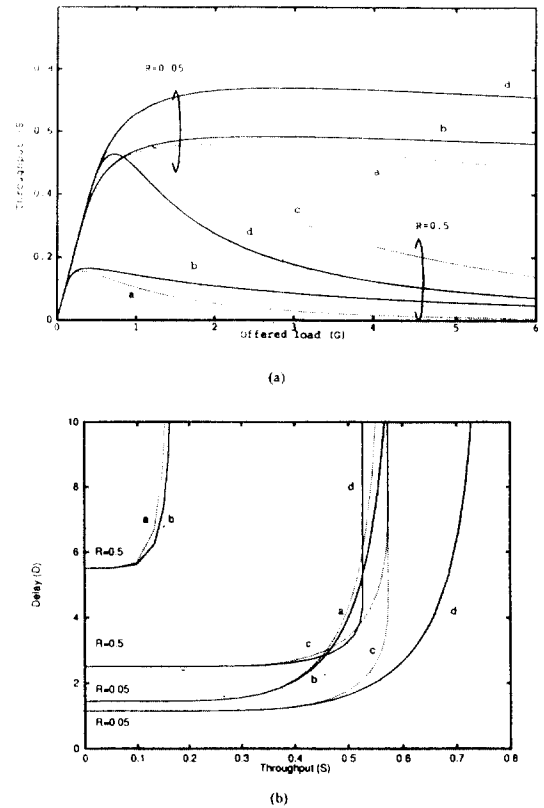


그림 3 (a) 부하/처리율 특성 (b) 전달지연시간 특성  
(a: TNW; b: TNWI; c: TNG; d: TNGI)

Fig. 3 (a) Offered load/throughput characteristics (b) Delay characteristics.

(a: TNW; b: TNWI; c: TNG; d: TNGI)

### 5. 결론

본 논문에서는 다중 hop으로 구성되는 ATM망에서 사용할 수 있는 두 가지의 효율적인 대역예약프로토콜인 Tell-and-Wait with Instant NACK와 Tell-and-Go with Instant NACK를 제안하고 thined load 근사법을 사용하여 성능을 분석하였다. 제안된 두 프로토콜은 instant NACK방식을 채용하였기 때문에,

경로상의 어떤 스위치에 의한 수락거부시 종점에서 NACK를 보내어 그동안 계속 대역을 예약하고 있어야 하는 기존의 tell-and-go 및 tell-and-wait 프로토콜에 비하여 대역낭비를 감소시켰기 때문에 대부분의 경우 우수한 성능을 보인다. 따라서, 제안된 두 가지 프로토콜은 기존의 방식에 비하여 우수한 성능과 구현이 간단하다는 장점이 있어, 다중 hop의 ATM LAN 및 ATM WAN의 available bit rate(ABR) 서비스등에 활용할 수 있다. 마지막으로, 본 논문에서는 symmetric 한 망에 대해서만 고려하였는데, asymmetric 한 망의 경우에 대한 연구가 필요하다.



윤 중 호(Chong Ho Yoon)정회원

1957년 12월 18일생

1990년 8월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 박사

1991년 9월~현재: 한국항공대학교 대학원 항공통신 정보공학과 조교수

※주관심분야: 고속패킷망, LAN, 연동방식 및 장치 개발, 성능분석

### References

1. I. H. Kung, "Gigabit Local Area Networks: A system perspective," *IEEE Commun. Mag.*, pp. 79-89, Apr. 1992.
2. P. Newman, "ATM LANs: the customer premises ATM networks," *The 3-rd B-ISDN Workshop*, Apr. 1993.
3. Y. Cho and A. Leon-Garcia, "Performance of burst-level bandwidth reservation in ATM LANs," *Proceedings of INFOCOM94, Toronto*, pp. 812-820, 1994.
4. N. Maxemchuck, "Dispersivity routing in high-speed networks," *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 25, pp. 645-661, 1993.
5. H. Suzuki and F. Tobagi, "Fast bandwidth reservation scheme with multilink and multipath routing in ATM networks," *IEEE Infocom '92*, pp. 2233-2240, 1992.
6. I. Widjaja, "Performance analysis of burst admission-control protocols," *IEE Proc. Commun.* vol. 142, No. 1, pp. 7-14, 1995
7. W. Stallings, "Data and Computer Communications," 2nd Ed. p. 132, 1988.