

초고속 위성중계망에서의 MBMA 성능분석

정희원 김 환 의*, 김 덕 년*, 김 내 수**, 오 덕 길**

Performance Analysis of MBMA in the High-Speed Satellite Transit Network

Hwan Ui Kim*, Doug Nyun Kim*, Nae Soo Kim**, Deok Gil Oh** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 위성 ATM망에 적합한 다중 접속 프로토콜인 이동 경계 다중접속방식에 대하여 다루었다. 이 방식은 실시간 서비스와 비실시간 서비스의 특성을 살리고 채널효율을 높이기 위해 트래픽 요구에 따라 두 서비스간의 채널용량을 나타내는 경계를 유연하게 조정하므로써 AT의 다양한 서비스 요구사항을 충족시킬 수 있는 접속기술이다. 성능분석은 비실시간 트래픽을 위주로 여러 가지 파라미터를 도출하였으며 고정 경계 방식과의 비교를 병행하였다. 그 결과 이동 경계방식은 고정 경계 방식보다 지연시간과 채널효율 특성이 월등히 우수하여 지상 ATM망에서 민감하게 취급하는 지연특성을 소화하고, 연동하는데 제시할 수 있는 우수한 다중 접속 방식임을 보였다.

ABSTRACT

This Paper deals with the Movable Boundary Multiple Access(MBMA) protocol which is presumably suitable for the ATM over satellite network. The MBMA scheme can flexibly adjust the available channel boundary of the services which enables to satisfy a various service requirements imposed by terrestrial ATM networks and it leads to guarantee high channel utilization. We bring into focus on the performance analysis of the nonrealtime traffic and compare with the fixed boundary multiple access scheme for a given performance parameters. As a result, it is shown that the performance of MBMA is far better than that of fixed boundary scheme in terms of both delay and channel utilization and can be used for design of the key technology of High-speed satellite network for the interconnection of terrestrial ATM networks.

1. 서 론

ATM 위성망을 구성시 위성통신시스템은 지상 ATM망에서 요구하는 QoS 기준을 만족하도록 설계되어야 한다^[1]. 따라서 ATM환경에서 요구하는 성능평가 기준은 정의 되는 서비스에 따라 다르며

ATM 트래픽에서 요구하는 트래픽 파라미터는 ATM망을 통하여 서비스 받는 가입자가 망과 협상하여 맺게되는 일종의 계약이며 QoS파라미터도 사용자가 원하는 일종의 서비스 요구사항이라 할 수 있다. 그러나 ATM 파라미터는 채널상의 예러나 라우팅에 관련되어 있지만 많은 사용자들의 채널 역

세스 환경에서 결합과 큐잉현상에 의해 고려되는 전송지연과 채널효율은 다중접속 프로토콜과 같은 다른 이슈로서 접근해야 한다. 때문에 무선 ATM 전송 환경에서의 통신망에 적합한 다중접속 프로토콜에 대한 연구는 매우 중요한 주제로서 고려되어 왔다.

본 논문에서 고려하는 초고속 위성중계망은 무선 ATM망의 개념으로 분류될 수 있는 위성 ATM망으로서 유한한 개수의 위성중계지구국간의 트렁크 트래픽을 효율적으로 송수신할 수 있도록 지원하는 다중접속 프로토콜이 필요하다. 고정 할당 접속방식은 중계국간의 트래픽 불균형과 노드 확장성 때문에 대역 효율 면에서 단점이 되고 있고 랜덤 할당

* 명지대학교 정보통신공학과

** 한국전자통신연구원 무선방송기술연구소

논문번호: 00468-1215, 접수일자: 2000년 12월 15일

방식은 ATM특성에 맞는 서비스 보장이 미흡하고 경합방식으로 야기되는 지연특성으로 일반적으로 받아들일 수 없는 다중접속방식이다²⁾.

1990년대에 들어 집중적으로 제안되고 연구되는 방식은패킷예약 다중접속방식(Packet Reservation Multiple Access:PRMA)^{3),4)}으로서 ATM의 셀기반에 기초한 전송방식에 상응하는 무선 패킷을 ATM 서비스 요구특성에 맞도록 다이나믹한 할당을 통해서 채널효율을 높이고 있다. 그러나 대부분의 제안된 PRMA방식은 음성과 같은 CBR(Constant Bit Rate) 서비스의 휴지기 상태에서 효과적인 채널이용에 포커스를 맞추고 있으며 이러한 방식을 위성채널에 적용할 경우 긴 전파지연시간(propagation delay) 때문에 휴지상태 감지 메카니즘이 제대로 적용될 수 없다. 한편 멀티미디어 서비스를 지원하는 엑세스 프로토콜로서 CBR, ABR(Average Bit Rate), VBR(Variable Bit Rate) 서비스 특성을 살려서 각 서비스의 트래픽 상태에 따라 신속적으로 채널을 할당하는 방식으로 이동 경계 다중접속방식(Movable Boundary Multiple Access:MBMA)이 있다^{5),6)}. 이 방식은 실시간 서비스와 비실시간 서비스의 특성을 살리고 채널효율을 높이기 위해 트래픽 요구에 따라 두 서비스간의 채널용량을 나타내는 경계를 유연하게 조정하므로써 ATM의 다양한 서비스 요구사항을 충족시킬수 있는 접속기술로서 각광을 받고 있다.

특히 본 논문에서 국한하는 초고속 위성중계망 구조에서는 제한된 중계국수 모델에 맞게 예약 요구채널을 각 중계국에 고정 할당하기 때문에 예약 요구 자체의 경합에 의한 지연을 고려하지 않아도 된다. MBMA방식의 상향링크 프레임구조는 그림 1과 같으며 여기서 SYN과 EOF 슬롯은 각각 프레임의 시작동기와 끝을 나타내는 정보가 포함되어 있다

비실시간 트래픽 사용자들은 최소한의 트래픽 요구 보장을 위해서 전용채널을 사용하게 되지만 트래픽이 증가함에 따라 실시간 트래픽 전용슬롯을

한시적으로 이용할 수 있게하므로써 각 서비스의 QoS 요구사항을 만족하도록 두 개의 서로다른 종류의 서비스의 채널 경계를 유연하게 운영하는 장점이 있다. II장에서는 초고속 위성중계망 시스템의 기본 구성모델을 기술하고 제안하는 중계망 구조의 채널특성과 프레임 구조를 분석한다. III장에서는 수학적 모델링을 통하여 제안하는 구조의 성능을 고정 경계방식과 비교분석하고 IV장에서는 성능분석 결과를 나타내었다. 마지막으로 V장에서는 결론을 맺는다.

II. 시스템 기본구성과 채널구조

초고속 위성 ATM 중계망은 그물 망 구조로써 망제어센터(Network Control Center: NCC)는 망관리와 신호 제어에만 관여하고 실제 통신은 NCC를 거치지 않고 직접 하게된다. 중계망 구조에서는 모든 정보 통신은 중계지구국간에 이루어지며 각 중계지구국들은 지상 ATM망에 연동되어 있는 형태이다. 중계지구국 수는 유한하며 대 도시간의 트렁크 트래픽을 처리한다. 초고속 위성 중계망의 토폴로지는 그림 2와 같다.

지상 ATM망으로부터 요청되는 트래픽은 그림 1과 같은 프레임의 지정 미니슬롯을 통하여 채널할당 요청을 하게된다. 한 프레임 시간동안 발생하는 총 트래픽은 NCC에 보고되며 NCC는 이를 기초로 기점유 사용중인 슬롯을 제외한 모든 가용 채널수와 요청형태를 비교하여 채널할당을 한다. 여기에서 NCC는 주기적으로 채널 점유 상태를 모든 중계국에 알려주지만 NCC에 의해 동적 대역 할당을 보장 받으려면 채널 할당은 NCC에 의해 제어하도록 해야한다. 만일 요구대역폭이 잔여대역폭보다 크면 그 할당 요청은 거부당하게 되고 다시 재할당 요청이 필요하다. NCC는 채널 할당을 위해서 대역 점유 상태와 버퍼에 저장된 예약 할당 정보 그리고 신규로 들어오는 할당 요청 정보를 통합적으로 관리하게 된다. 신규로 들어오는 할당요청 정보에는 기존

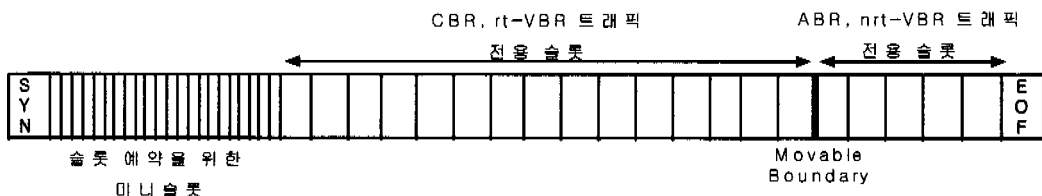


그림 1. MB/R-DAMA 상향링크 프레임 구조

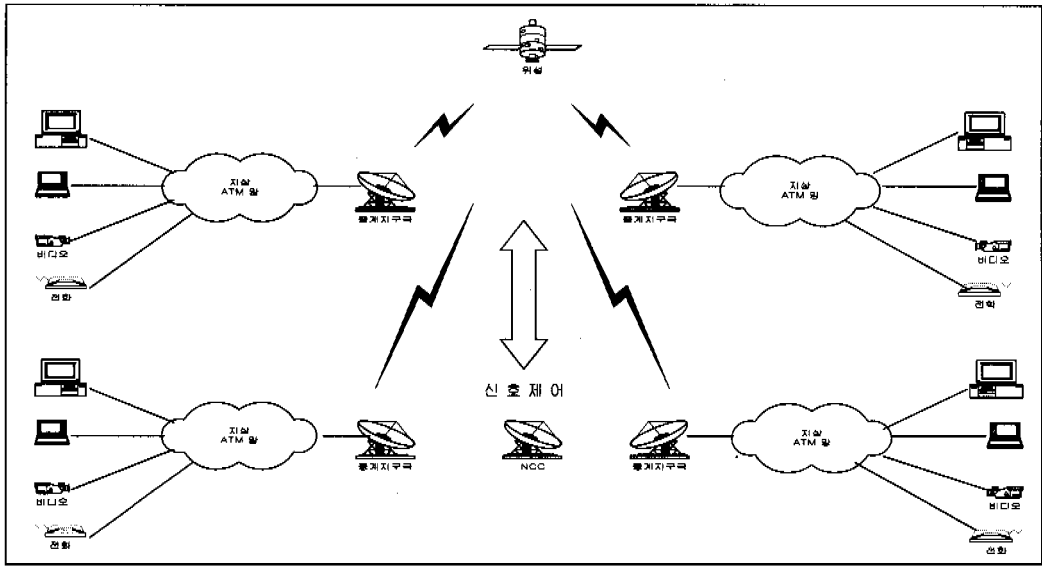


그림 2. 초고속 위성 중계망 구조

의 대역이 할당 완료되어 통신중인 중계국간의 어떠한 형상의 토폴로지(pt-pt, pt-mpt, mpt-mpt)로부터 형상 변화에 의한 요구 대역의 동적 증감이 포함될 수 있다. 멀티미디어를 기본 전제로 하는 초고속 위성 중계망 구조에서는 이와 같은 실시간 동적 대역 할당 기능을 지원한다.

한 프레임 내에는 각 중계지구국의 전용 신호채널이 있고 나머지는 두 개의 상이한 서비스 특성을 가지는 채널로 나뉘어진다. 신호채널에는 경합이 없으므로 이 채널을 통해서 각 중계지구국은 NCC에 채널 할당 요청을 포함한 모든 시그널링을 충돌없이 수시로 전송할 수 있다. CBR 트래픽은 한번에 1채널 슬롯 할당 요청을 할 수 있으며 일단 할당받으면 그 서비스가 끝날때까지 해당채널을 사용할 권리가 있다. CBR, rt-VBR은 실시간 트래픽인 경우에만 국한하여 고려한다. 이에 비해 ABR, nrt-VBR 서비스는 비실시간 서비스로 간주하고 CBR,rt-VBR 서비스와 달리 채널 사용도중 상황에 따라서는 그 액세스 권리를 박탈당할 수 있다. 각 중계지구국은 중계지구국으로 들어오는 모든 트래픽과 서비스를 지체없이 지정된 신호채널에 동기하여 NCC에 요구한다. NCC는 각 중계지구국에서 들어오는 전체트래픽 요구량을 산정하여 프레임 단위로 채널 할당을 한다. 채널 할당 결과는 각 지구국에 방송되며 이로써 채널상태는 항상 공개적으로 update된다. 트래픽 밀도가 높을 경우에는 NCC는 트래픽 억제 억제 메시지를 전송할 수도 있다. 할

당된 채널에서 통신이 끝나면 각 지구국은 End of Flag 표시를 하므로써 NCC로 하여금 그 채널이 더 이상 사용되지 않음을 알려준다. 비실시간 서비스는 실시간 서비스로부터 침해받지 않는 고정 채널이 있으며 실시간 서비스가 점유하지 않은 채널에 대해서는 한시적으로 NCC에 의해서 할당된다. 그러나 실시간 서비스의 요청이 있을 경우에는 그 채널을 반납하고 후에 다시 나머지 부분을 전송하게 된다. 실시간 서비스는 지정된 채널을 사용할 권리가 주어지며 미 사용중일 경우에는 비실시간 서비스 트래픽이 점유·할당될 수 있다. 이러한 방식은 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽의 특성을 살리기 위해 두 트래픽 간의 경계면을 고정시키지 않고 트래픽 상태에 따라 변화시키는 방식으로 앞에서 기술한 MBMA라고 부른다. 본 논문은 MBMA 방식에서의 CBR, VBR, ABR 트래픽의 성능을 분석·평가하는데 그 목적이 있다. 전체 프레임에서 정보채널은 실시간 트래픽채널과 비실시간 트래픽 채널로 구분한다.

III. 수학적 모델링 및 성능분석

1. 수학적 모델링

그림 1에서 본 바와 같이 신호채널에서는 경합이 없이 분할된 모든 지역의 트래픽 요구가 NCC에 전달되도록 한다. 따라서 각 지구국은 지정된 신호채널을 통하여 채널 할당 요청을 NCC에 하게 된다.

즉 시스템에 도착하는 트래픽은 호연결요청을 즉시 하게 된다.

정량적으로 분석하여 시스템 성능특성을 이해하기 위해서 한 프레임의 채널을 정의한다. 총 채널수 M 개는 실시간 트래픽 채널 L_{XY} 개와 비실시간 트래픽 채널 L_Z 로 구성되어 있다고 가정한다.

$$M = L_{XY} + L_Z \quad (1)$$

L_Z 개의 채널은 배타적으로 비실시간 트래픽 서비스인 ABR, nrt-VBR에만 할당하며, L_{XY} 개의 채널은 실시간 트래픽인 CBR, rt-VBR에 우선권과 선취권을 주되 유류채널이 있을 경우에 한하여 overflow 되는 비실시간 트래픽을 할당할 수 있도록 한다. 채널의 상태를 정의하기 위해서 다음과 같이 랜덤변수 X, Y, Z 를 정의한다.

- X: CBR 트래픽의 채널 점유 트래픽 수
- Y: rt-VBR 트래픽의 채널 점유 트래픽 수
- Z: 비실시간 트래픽의 채널 점유 트래픽 수

따라서 각 랜덤변수의 범위는 다음과 같다.
 $0 \leq X \leq L_{XY}, 0 \leq Z \leq M$ 이고 $0 \leq Y \leq I_Y$.

여기서 rt-VBR 트래픽의 일회 점유채널수를 N_Y 라 할 때, I_Y 는

$I_Y = \lfloor L_{XY}/N_Y \rfloor$, $\lfloor a \rfloor$ 는 a 를 넘지않는 최대 정수를 뜻한다. 그러므로 실시간 트래픽의 총 점유채널 수는

$$N_n = X + I_Y Y \text{ 이고 } 0 \leq N_n \leq L_{XY} \text{이다.} \quad (2)$$

CBR, rt-VBR, ABR+nrt-VBR 트래픽은 모두 Poisson arrival 통계를 따르고 exponential service time을 갖는다고 가정하고 각각의 도착율(arrival rate)과 서비스율(service rate)을

- $\lambda_c(\mu_c)$: CBR 트래픽의 도착율(서비스율)
- $\lambda_v(\mu_v)$: rt-VBR 트래픽의 도착율(서비스율)
- $\lambda_a(\mu_a)$: ABR+nrt-VBR 트래픽의 도착율(서비스율)

이라하면 실시간 트래픽에 대한 상태전이 다이어그램(state transition diagram)을 그릴 수 있고 우리는 여기서 2차원 시스템 상태 확률을 구할 수 있다. 그림 3은 $M=23, L_{XY}=18, N_Y=6$ 일 때 실시간 트래

픽 채널의 상태전이 다이어그램을 그린 것이다. 여기서 L_{XY} 수가 증가함에 따라 시스템 상태수는 기하급수적으로 증가하게 되며 시스템 상태 확률을 구하기 위한 역행렬 크기도 기하급수적으로 증가하므로 수치해석상 진값에 대한 오차범위도 증가한다. 모든 상태확률 값의 총합이 1이므로 계산상의 오류는 상대오차에 심각한 문제를 야기할 수 있다.

$$\begin{aligned} (\lambda_c + \lambda_v + i\mu_c + i\mu_v)p(i, j) &= \lambda_c p(i, j-1) \\ &+ \lambda_c p(i-1, j) + (j+1)\mu_v p(i, j+1) \\ &+ (i+1)\mu_c p(i+1, j), \quad 1 \leq i \leq 6, j=1, \end{aligned} \quad (3-1)$$

$$\begin{aligned} (\lambda_c + \lambda_v + i\mu_c)p(i, 0) &= \lambda_c p(i-1, 0) + \mu_v p(i, 1) \\ &+ (i+1)\mu_c p(i+1, 0), \quad 1 \leq i \leq 12, \end{aligned} \quad (3-2)$$

$$\begin{aligned} \lambda_c p(i, 0) &= \\ &(i+1)\mu_c p(i+1, 0), \quad 13 \leq i \leq 17, \end{aligned} \quad (3-3)$$

$$\begin{aligned} (12\mu_c + \mu_v)p(12, 1) &= \\ &\lambda_c p(12, 0) + \lambda_c p(11, 1), \end{aligned} \quad (3-4)$$

$$\begin{aligned} (\lambda_c + i\mu_c + \mu_v)p(i, 1) &= \lambda_c p(i, 0) + \lambda_c p(i-1, 1) \\ &+ (i+1)\mu_c p(i+1, 1), \quad 7 \leq i \leq 11, \end{aligned} \quad (3-5)$$

$$\begin{aligned} (\lambda_c + \lambda_v + j\mu_v)p(0, j) &= \lambda_c p(0, j-1) \\ &+ (j+1)\mu_v p(0, j+1) + \mu_c p(1, j), \quad j=1, 2 \end{aligned} \quad (3-6)$$

$$(6\mu_c + 2\mu_v)p(6, 2) = \lambda_c p(6, 1) + \lambda_c p(5, 2), \quad (3-7)$$

$$\begin{aligned} (\lambda_c + i\mu_c + 2\mu_v)p(i, 2) &= \lambda_c p(i, 1) + \lambda_c p(i-1, 2) \\ &+ (i+1)\mu_c p(i+1, 2), \quad 1 \leq i \leq 5, \end{aligned} \quad (3-8)$$

$$\lambda_c p(0, 2) = 3\mu_v p(0, 3), \quad (3-9)$$

$$(\lambda_c + \lambda_v)p(0, 0) = \mu_c p(1, 0) + \mu_v p(0, 1), \quad (3-10)$$

$$\sum_{i=0}^{18} \sum_{j=1}^{6} p(i, j) = 1. \quad (3-11)$$

여기서 $p(i, j)$ 는 총 슬롯 채널수 L_{XY} 개중 CBR 채널수 i 개와 rt-VBR 채널수 j 개를 나타내는 상태 확률로서 실제 슬롯 채널 점유수는 $i + N_Y j$ 이다. 이 방정식의 미지수는 모두 40개로서 만일 총 슬롯 채널수가 증가하면 상태방정식의 미지수는 기하급수적으로 증가한다. 이 식을 풀면 시스템의 실시간 트래픽 채널의 각 상태 확률이 구하여진다. 실시간 트래

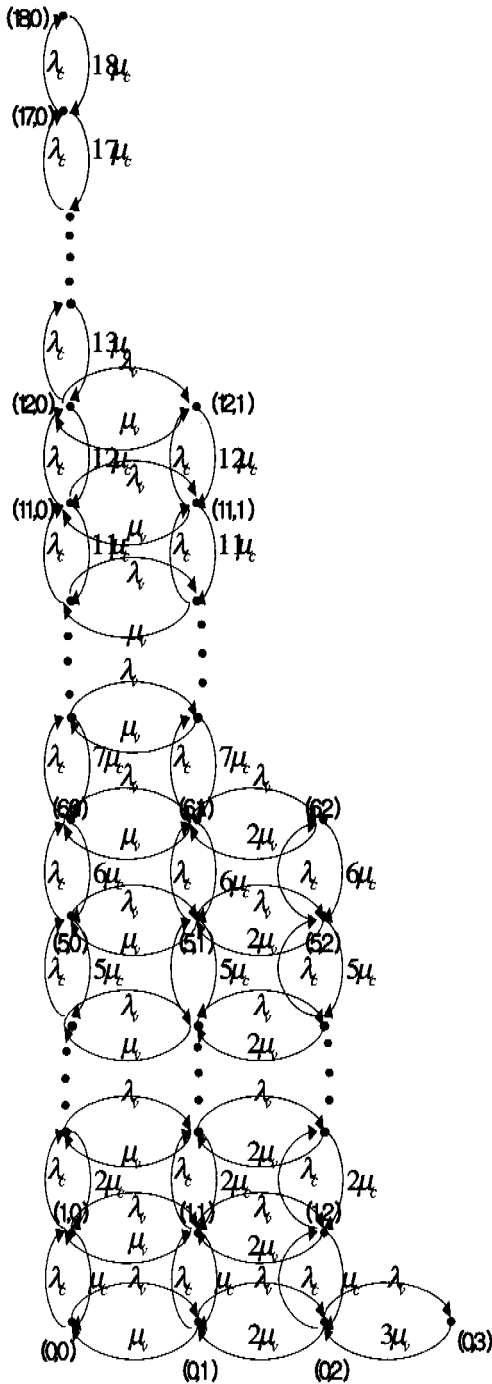


그림 3. 실시간 트래픽의 상태전이 다이어그램

픽 채널의 특성은 비실시간 트래픽의 상태에 무관하게 움직이며 트래픽이 증가함에 따라 할당된 채널 전부를 사용할 권리가 있다. 그러나 그 권리는 실시간 트래픽 채널용량 한도 이하에서만 가능하다.

어떤 상태 $X=i, Y=j$ 에 대하여 실시간 트래픽 채널 중 유휴(idle)채널 수를 R 이라하면,

$$P(R=l) = \sum_{i=0}^{L_{XY}} \sum_{j=0}^{L_Y} P(X=i, Y=j);$$

$$\text{for } l = L_{XY} - (i + N_Yj). \quad (4)$$

이 유휴채널은 비실시간 트래픽이 증가함에 따라 사용할 수 있는 채널들이며 $R=l$ 이라는 상태조건 하에서비실시간 트래픽의 상태확률 $P\{Z=k | R=l\}$ 은 그림 3과 같은 상태 천이 다이어그램으로부터 구할 수 있다. 그리고

$$P\{Z=k\} = \sum_{l=0}^{L_{XY}} P\{Z=k | R=l\} \cdot P\{R=l\} \quad (5)$$

전체 시스템채널의 상태확률

$$P\{X=i, Y=j, Z=k\} = P\{Z=k | R=L_{XY} - (i + N_Yj)\} \cdot P\{X=i, Y=j\}. \quad (6)$$

비실시간 트래픽이 실시간 트래픽 채널로 넘쳐날 확률

$$P\{Non\text{-realtime data overflows}\} = \sum_{i=L_2+1}^{L_{XY}+L_2} P\{Z=k\} \quad (7)$$

또한 그림 3의 상태 천이 다이어그램으로부터

$$P\{CBR\ Blocking\} = \sum_{i=0}^{L_Y} P\{X=N_Yi, Y=L_Y - i\} \quad (8)$$

$$P\{VBR\ Blocking\} = \sum_{i=1}^{L_Y} \sum_{j=1}^{N_Y} P\{X=N_Y(i-1) + j, Y=L_Y - i\} \quad (9)$$

비실시간 트래픽인 ABR, nrt-VBR의 블록킹확률은 그림 4에서와 같이 실시간 트래픽 채널 상태에 따라 구해진 모든 블록킹 확률의 평균으로 표시할 수 있다. 즉

$$P\{Non\text{-realtime traffic data blocking}\} = \sum_{i=0}^{L_{XY}} P\{Z=L_2 + i | R=l\} \cdot P\{R=l\} \quad (10)$$

또한 비실시간 트래픽이 overflow되어 실시간 트래픽 채널을 점유 사용도중 실시간 트래픽 요구에 의한 우선순위에 밀려 재전송 해야할 확률은

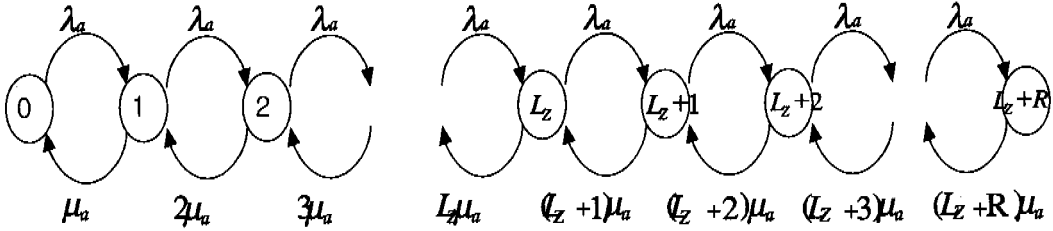


그림 4. 비실시간 트래픽의 조건부 상태전이 다이어그램

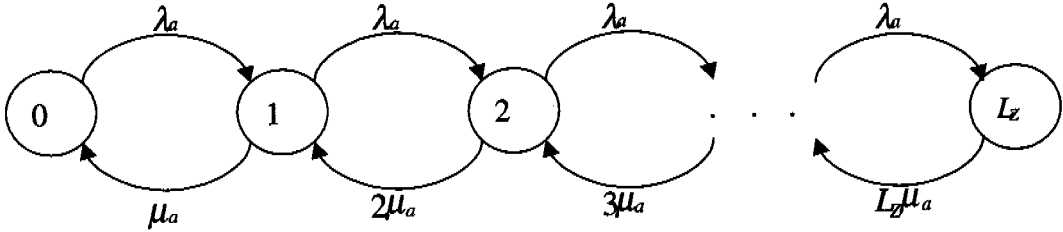


그림 5. 고정 경계 방식에서의 비실시간 트래픽 상태전이 다이어그램

$P\{\text{Non-realtime traffic dropped}\}$

$$= \sum_{l=1}^{L_{XY}} P\{T > L_{XY} - l \text{ (in the next state)} \mid \text{overflow } W=l, T \leq L_{XY} - l\} \times P\{W=l, T \leq L_{XY} - l \text{ (in the present state)}\} \quad (11)$$

여기에서 랜덤변수 T는 점유 사용되고 있는 실시간 트래픽의 채널 수이다. 또한 제안하고 있는 이동 경계 시스템의 전체 시스템 채널 효율 S_m 은

$$S_m = \sum_{i=0}^{L_{XY}} \sum_{j=0}^{L_{XY}} \sum_{k=0}^M P\{X=i, Y=j, Z=k\} \cdot \frac{(i+N_y j+k)}{L_z+L_{XY}+L_s} \quad (12)$$

에 의해 계산된다. 여기에서 L_s 는 신호채널을 증가 정보채널 슬롯으로 표시한 수이며 계산상 무시할 수 있다고 가정하였다. 제안된 이동 경계 시스템을 고정 경계 방식과 비교하기 위해 시스템을 가정하면 비실시간 트래픽 채널은 L_z 개로 고정되어서 실시간 트래픽 채널의 상태에 관계없이 L_z 개의 슬롯만 가용할 수 있다고 볼 수 있다. 이 경우 비실시간 트래픽의 상태 전이 다이어그램은 그림 5와 같다. 고정 경계 방식에서는 실시간 트래픽 채널과 비실시간 트래픽 채널이 완전히 분리되어 있고 서로 독립이다. 그러므로 비실시간 트래픽의 실시간 트래픽 채널로의 overflow는 없다. 비실시간 트래픽의 블록킹 확률은

$$P\{Z=L_z\} = \frac{\left(\frac{\lambda_a}{\mu_a}\right)^{L_z} / L_z!}{\sum_{k=0}^{L_z} \left(\frac{\lambda_a}{\mu_a}\right)^k / k!} \quad (13)$$

로서 그림 5에서 구할 수 있다.

고정 경계 방식의 채널 효율 S_f 는

$$S_f = \left(\sum_{i=0}^{L_{XY}} \sum_{j=0}^{L_{XY}} P\{X=i, Y=j\} \cdot (i+N_y j) + \sum_{k=1}^{L_z} P\{Z=k\} \cdot k \right) / M. \quad (14)$$

2. 지연분석

중계지구국이 초고속 위성망을 통해서 서비스를 받기까지 소요되는 총 지연시간은 특히 ATM망과 연동시에 매우 중요한 문제가 될 수 있다. 위성망은 지연시간 때문에 ATM 셀 처리 연결에 장애요소로 작용할 수 있다. 앞서 제안한 시스템의 프레임 구조 하에서 예상되는 지연시간을 트래픽 양의 함수로 분석하므로써 시스템 운용트래픽(operationErlang)을 결정하는데 참고가 될 것이다. 지연분석을 위하여 초고속 위성 ATM망에서 고려해야할 지연요소는 다음과 같다.

- 처리지연(processing delay): 처리지연은 어떤 통신노드에 들어오는 정보량을 다음노드로 전송하기 전에 필요한 관리 및 계산, 로딩등에서 소모되는 시간으로서 지구국내에서 소모하는 지연시간을 말한다.

· 전파지연(propagation delay): 전파지연은 중계 지구국과 NCC사이에서 채널 할당을 받기까지 무선전송로 상에서 정보를 주고 받는데 걸리는 시간을 말하며 중계지구국에서 NCC 혹은 NCC에서 중계지구국으로의 전파지연 시간을 RTD(Round Trip Delay)라 하며 지구국 위도에 따라서 240 - 270msec정도가 소요된다.

· 재전송지연: 채널 할당 결과가 '실패' 로 판정될 경우 보통 트래픽의 혼잡을 회피하기 위하여 일정한 임의의 랜덤값을 지연시켜 재시도하게 되는데 이를 재전송지연이라 한다.

위의 지연요소를 바탕으로 평균 지연 시간을 계산하면 다음과 같다.

$$D = P_S \cdot \min D + (2 \min D + R_1) \cdot P_S(1 - P_S) + (3 \min D + R_1 + R_2) \cdot P_S(1 - P_S)^2 + \dots \quad (15)$$

위 식에서 P_S 는 채널로의 성공확률로서 트래픽 형태에 따라 다르며 블록킹 확률을 이용하여 구할 수 있다. $\min D$ 는 중계지구국이 채널할당을 요청할 때부터 NCC로부터 채널할당 ACK를 받을 때까지 걸리는 2RTD시간이며 540msec로 가정한다. 랜덤변수 R_j 는 j 번째 재전송 시도시 의도적으로 중계지구국이 지연시키는 시간으로서 서비스 종류에 관계없이 동일한 Uniform 분포를 갖는다고 하고 $\bar{R}_j = R = 130msec$ 라 가정한다. 위 식을 정리하면 다음과 같다.

평균지연시간

$$\bar{D} = \sum_{j=0}^{\infty} [(j+1) \min D + jR] P_S(1 - P_S)^j = \frac{1}{P_S} [\min D + R(1 - P_S)] \quad (16)$$

따라서 각 트래픽 별로 평균 지연 시간을 구하려면, 각 트래픽 별로 구해진 블록킹 확률에 의한 P_S 값을 이용하면 된다.

IV. 성능분석 결과

성능분석은 총 채널수 M 을 23개 ($L_{XY}=18$, $L_Z=5$)로 가정하고 각각의 트래픽 유형에 따라 입력 열량값을 변화시키면서 블록킹 확률, 비실시간

데이터 overflow 확률, 지연특성, 비실시간 트래픽 의 지연-처리율특성등을 구하였다. 이동 경계 방식을 사용하는 경우 비실시간 트래픽이 가장 영향을 많이 받으므로 분석은 비실시간 트래픽을 중심으로 하였다. 그림 6은 이동 경계 방식과 고정 경계 방식에서 CBR, rt-VBR 트래픽의 열량값이 0.1-0.8일 때 비실시간 트래픽의 블록킹 확률을 나타낸 것이다.

고정 경계 방식에서는 가용채널이 5개 이므로 그 이상의 채널 할당 요구에 대하여는 블록킹 되지만 이동 경계 방식에서는 CBR, rt-VBR 트래픽이 적을 경우에는 항상 인접채널을 사용할 수 있으므로 블록킹 확률이 매우작다.

그림 6에서 보는바와 같이 CBR, rt-VBR 열량값이 0.4이하일 때는 전 트래픽 영역에서 이동 경계 방식의 블록킹 확률이 고정 경계방식의 블록킹 확률보다 약 0.1배 정도이다. 그러나 실시간 트래픽이 증가함에 따라 블록킹 확률은 증가하지만 고정 경계 방식과 비교하여 월등한 성능을 나타내고 있다.

그림 7에서는 주어진 실시간 트래픽 열량에 대하여 비실시간 트래픽의 실시간 트래픽 채널 사용 정도를 나타내는 데이터 오버플로우를 나타낸 것이다. 비실시간 트래픽이 증가함에 따라 데이터 오버플로우는 점점 증가하지만 실시간 트래픽의 열량값이 증가하면 상대적으로 사용할 수 있는 채널 수가 줄어드므로 증가량은 더 완만하게 적어짐을 알 수 있다.

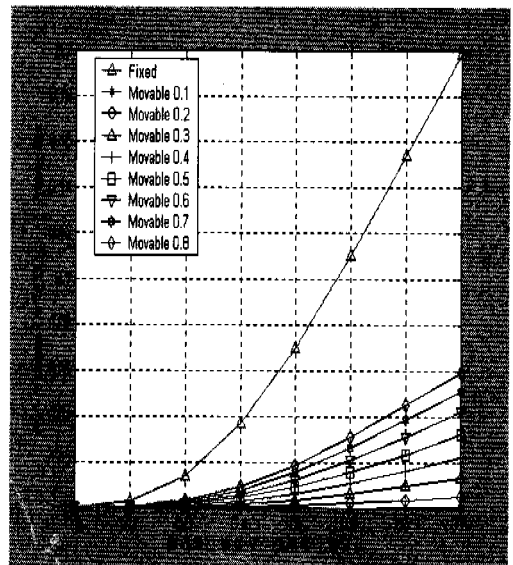


그림 6. 비실시간 트래픽의 블록킹 확률

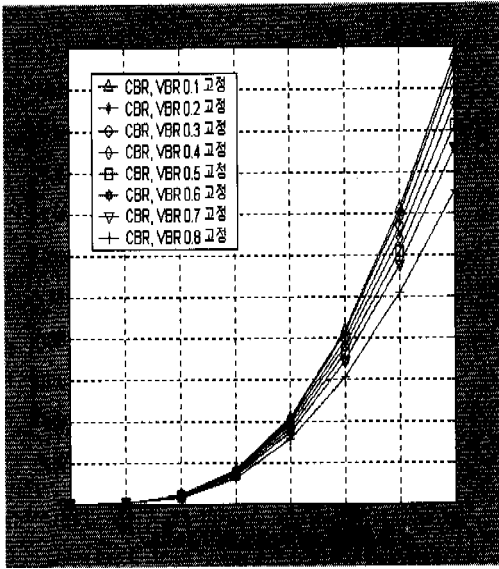


그림 7. 비실시간 트래픽 대 데이터 오버플로우

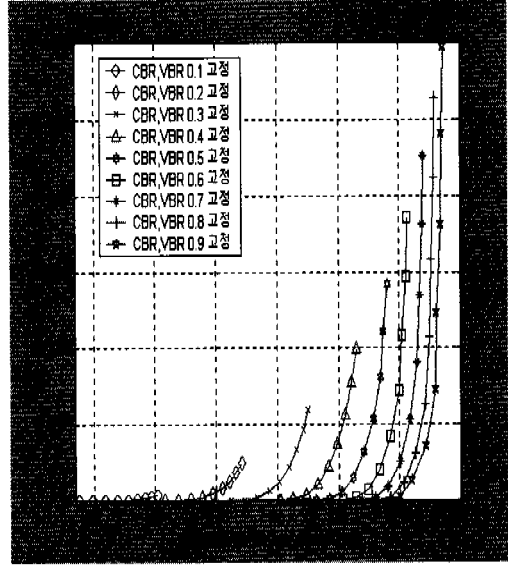


그림 9. 고정 경계 방식의 비실시간 트래픽 지연 대 채널효율 특성

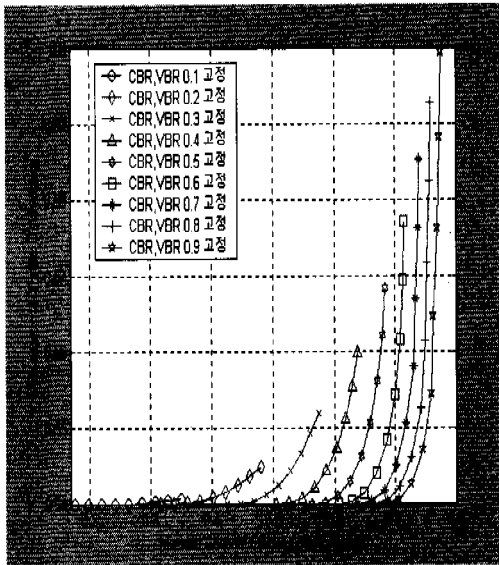


그림 8. 이동 경계 방식의 비실시간 트래픽 지연 대 채널효율 특성

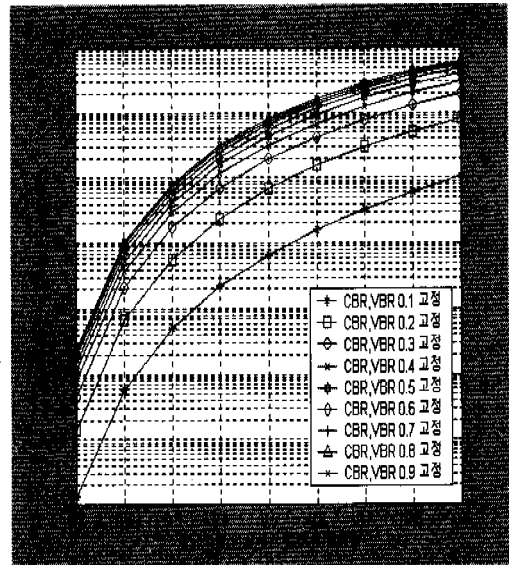


그림 10. 비실시간 트래픽의 폐기 확률

그림 8은 이동 경계 방식의 비실시간 트래픽 지연 대 채널효율을, 그림 9에서는 고정 경계 방식의 지연 대 채널효율을 나타내고 있다. 두 방식 모두, 채널효율이 높아짐에 따라 지연시간이 증가하며 실시간 트래픽이 적을 때에는 전체효율은 한계치가 상대적으로 감소하게 된다. 실시간 트래픽(CBR, rt-VBR)이 클 경우에는 비실시간 트래픽의 지연시간은 채널효율이 커짐에 따라 급격히 증가함을 알 수 있다.

그림 8과 그림 9를 비교하면 동일한 채널효율을 유지하는데 소요되는 지연시간은 이동 경계 방식이 더 좋음을 알 수 있다. 비실시간 서비스 폐기 확률(drop probability)은 비실시간 서비스가 실시간 채널에 할당되었다가 서비스가 완료되기 전에 실시간 트래픽의 채널 할당 요구로 인하여 도중에 사용중인 채널을 반납하고 폐기하게 되는 확률을 말한다. 따라서 이 확률값이 크게 되면 비실시간 서비스의

불편함을 가져다 준다.

그림 10은 고정된 실시간 트래픽 값에 대하여 비 실시간 트래픽 변화에 따른 폐기 확률을 보여준다. 실시간 트래픽이 0.3얼량값 이상이면 폐기확률 변화에 큰차가 없고 모두 완만하게 증가하고 있으며 트래픽 밀도가 매우 높을 경우(CBR, π -VBR, ABR 얼량값 0.9)에도 0.1보다 작게 나타나고 있다.

이는 이동 경계 방식의 운용으로 채널효율은 증가함에도 비실시간 트래픽이 블록킹될 확률이 작아지는 것과 비교해볼 수 있다(그림 6). 또한 다른 측면에서 보면 π -VBR의 CBR대비 평균 요구 채널수가 크면 π -VBR 서비스의 블록킹 확률이 커지기 때문에 상대적으로 비실시간 서비스 폐기 확률은 작아지게됨을 예상할 수 있다. 반대로 실시간 트래픽 밀도가 작을 경우(CBR, π -VBR 얼량값이 0.1) 비실시간 트래픽의 폐기 확률은 얼량값이 증가함에도 0.9얼량에서 10^{-3} 정도를 나타낸다. 이것은 실시간 서비스의 저밀도 트래픽 상황에서 폐기 확률에 영향을 미치는 비실시간 트래픽의 오버플로우가 점차 증가하게 되어 실제 실시간 트래픽 채널에 대한 비실시간 트래픽의 점유도가 높아지기 때문이다.

그림 11과 그림 12는 실시간 서비스의 얼량값의 변화에 따른 지연시간을 보여주고 있다. 기본적으로 서비스 종류에 상관없이 중계지구국에서 NCC에

채널 할당을 요구하는데 걸리는 최소 소요시간은 할당통보를 받기까지 2RTD에 해당하는 540msec가 필요하다. 그림 11의 CBR 서비스의 경우 트래픽 증가에 따른 지연시간의 범위가 비실시간 서비스의 고정 경계 방식과 비슷한 0.54-0.73sec 임을 알 수 있다.

이는 다른 서비스의 유휴채널을 사용하지 않고 자신에게 배정된 고정채널을 사용할 경우 나타나는 일반적인 특징으로 볼 수 있다. 그러나 다른 실시간 서비스인 π -VBR 트래픽과 채널을 공유하여 사용하기 때문에 π -VBR 트래픽이 증가함에 따라 CBR 서비스의 지연시간도 일정간격의 양만큼 증가하는 효과를 보이고 있다. 마지막으로 그림 12에서 보여주는 π -VBR 서비스의 지연시간은 CBR이나 비실시간 서비스에 비하여 그 범위가 크고 채널을 공유하는 CBR 트래픽이 증가함에 따라 지연간격이 크게 증가하고 있음을 볼 수 있다. 이는 기본적으로 π -VBR 서비스 한 채널을 할당하기 위해서는 CBR 서비스보다 6배 많은 채널이 가용해야 하기 때문에 상대적으로 블록킹될 확률이 크게 되고 따라서 재전송으로 인한 지연시간이 커지게 된다. ATM망에서 요구하는 지연시간 특성에 따라 우리는 초고속 위성 중계망이 제공해야 하는 지연시간을 만족하는 각 서비스의 트래픽 얼량값을 설계할 수 있고 또한 이러한 트래픽 얼량값을 유지하기 위한 중계망 채널용량을 계산하는 기본자료로 사용할 수 있다.

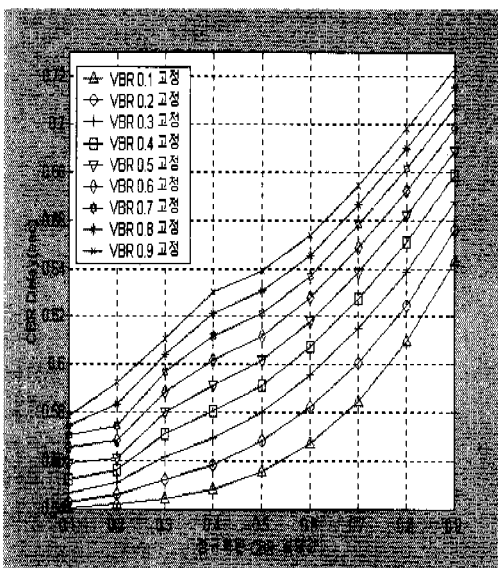


그림 11. CBR 트래픽의 지연시간 특성

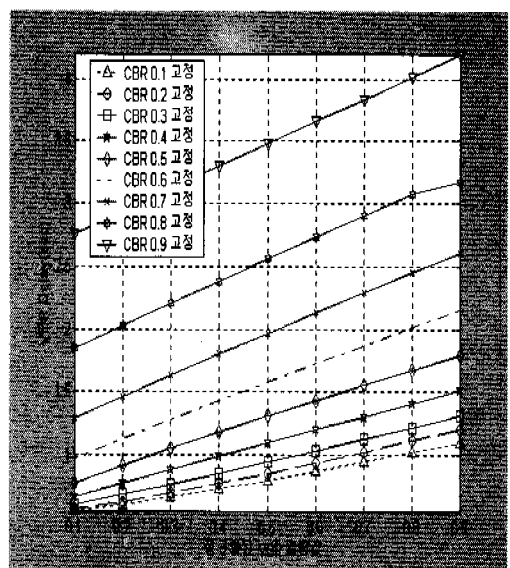


그림 12. VBR 트래픽의 지연시간 특성


V. 결 론

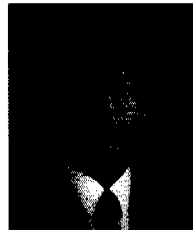
본 논문에서는 초고속 위성 중계망의 프레임 구조와 접속기술에 대하여 기술하였다. 제시한 중계망 구조의 성능 특성을 분석하기 위하여 도출한 수학적 모델링과 액세스 방식을 통하여 트래픽 파라미터와 기본 가정을 정의하였고 이러한 기본 가정하에서 제시한 위성 중계망이 보여주는 다양한 성능 특성을 수학적 분석모델을 이용하여 분석하였다. 특히 이동 경계 방식은 고정 경계 방식보다 지연시간과 채널효율 특성이 월등히 우수하여 지상 ATM 망에서 민감하게 취급하는 지연특성을 소멸하고, 연동하는데 제시할 수 있는 우수한 다중 접속 방식이라 할 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] aftm 0056.000, ATM forum Traffic Management Specification Ver4.0 April 1996
- [2] O.Kubbar and H. T. Mouftah, "Multiple Access Control Protocol for Wireless AT M:problems definition and design objectives", IEEE Comm. Mag., vol. 35, no. 11, pp.99~109. Nov 1997
- [3] D. J. Goodman. S. Nanda and Uzi Timor, "Performance of PRMA: A Packet Voice Protocol for Cellular Systems", IEEE T- rans. Vehicular Tech., vol. 40., no. 3, pp. 584 ~ 598, Aug 1991
- [4] X. Qiu and Victor O. K. Li, "On the Capacity of Packet Reservation Multiple Access with Capturein Personal Communiccations Systems", IEEE Trans. Vehicular Tech., vol. 45, no. 4, pp.666 ~ 675, Nov 1996
- [5] J. E. Wieselthier and A. Ephremides, "Fixed and Movable Boundary Channel Access Schemes for Integrated Voice/Data Wireless Networks",IEEE Trans. Commun., vol.43, no.1, pp.64~74, Jan 1995
- [6] S. Bohm, A. K. Elhaem, K. M. Murthy, M. Hachicha and M. Kadoch. "Analysis of a movable boundary access technique for a multiservice multibeam satellite system", International Journal of Satellite Commun., vol 12., pp.299 ~ 312, 1994.

김 환 의(Hwan Ui Kim) 정회원
 1999년 : 명지대학교 전기전자공학부 졸업
 1999년~현재 : 명지대학교 대학원 정보통신공학과 재학
 <주관심 분야> 이동통신, 위성통신, IMT-2000

김 덕 년(Doug Nyun Kim) 정회원

 1971년~1975년 : 서울대학교 전기공학 학사
 1980년~1981년 : SUNY at Stony Brook 전기공학 석사
 1985년~1988년 : Auburn Univ. 전기공학 박사
 1988년~1995년 : 한국전자통신연구소(ETRI) 책임연구원
 1995년~현재 : 명지대학교 전자정보통신공학부 교수
 <주관심 분야> 무선통신, 초고속위성통신, IMT-2000

김 내 수(Nae Soo Kim) 정회원

 1985년 : 한남대학교 수학과 졸업(학사)
 1989년 : 한남대학교 대학원 수학과(석사)
 2001년 : 한남대학교 대학원 컴퓨터공학과(박사)
 1976년~1990년 : 국방과학연구소 근무
 1990년~현재 : 한국전자통신연구원 무선방송기술연구소 초고속위성통신연구팀장
 <주관심 분야> 위성통신, ATM, 컴퓨터네트워크, 통신 프로토콜

오 덕 길(Deok Gil Oh) 정회원
 현재 : 한국전자통신연구원(ETRI) 책임연구원