

OBP(On-Board Processing) 위성의 멀티미디어 서비스를 위한 요구할당 방식의 성능 분석

정회원 김 덕 년*

Performance Analysis of Demand Assigned Technique for the Mutimedia Services via OBP Satellite

Doug Nyun Kim* *Regular Member*

요 약

본 논문에서는 요구할당 다중접속 방식을 사용하는 패킷 위성통신에서 스팟빔 스위칭 능력과 신호처리 능력을 가진 위성체의 관찰중인 특정 하향링크 출력포트에 초점을 두어 시스템의 처리량(Throughput)과 블로킹 확률(Blocking Probability) 그리고 전송지연(Delay)을 요구트래픽과 채널의 서비스종료 확률에 따라 분석하였다.

수학적 검증을 통해 각 채널 서비스 종료 확률에 따라 전송지연 대 처리량 곡선을 요구트래픽 파라미터 함수로 구하였으며, 처리량에 따른 전송지연의 상대적인 차이를 비교하였다.

ABSTRACT

In this paper, System performance parameters such as throughput, blocking probability and delay have been analyzed and expressed as a function of demanding traffic and service termination, probability, and we centers our discussion at particular downlink port of satellite switch which is capable of switching the individual spot beam and processing the information signals in the packet satellite communications with demand assigned multiple access technique. Delay versus throughput as a function of traffic parameters with several service termination probability can be derived via mathematical formulation and the relative differences of transmission delay is also compared.

Key Words : On-Board Processing Satellite, Multiple Access, Beam Switching Technique.

I. 서 론

위성통신 시스템 분야에서는 초고속, 대용량 통신 트래픽을 처리할 수 있는 시스템의 구축을 가속화할 수 있는 효과적인 방식에 대한 연구가 꾸준히 진행되어왔다. 그 결과 위성탐재처리기와 결합한 빔 교환방식이 위성링크용량을 주어진 전송조건하에서 극대화할 수 있는 독특한 방식으로 평가되고 있다. 빔 교환방식이란 전통적으로 고정된 위성안테나에 의한 단일빔으로 서비스지역을 조사하는 것과 달리, 다수

의 스팟빔으로 빔조사지역을 작게 분할하여 빔간의 스위칭을 통하여 트래픽 요구에 따라 연결을 보장하는 방식이다. 이방식의 두드러진 특징 중 하나는 작은 지역으로의 빔집중으로 인하여 빔 전계강도가 상대적으로 크게 증가하여 요구BER을 만족하는 전송 속도를 크게 향상시키므로써 위성을 이용한 고속전송이 가능하다는 점이다.

본 논문에서는 고속패킷스위칭이 보장되는 탐재처리위성(On-Board Processing Satellite)의 특성을 분석하고자 한다. 탐재처리기(On-Board Processor)의 역할은 상향 링크로 올라오는 트래픽을 하향링크로 전환

* 명지대학교 통신공학과 교수

논문번호 : #040126-0323, 접수일자 : 2004년 3월 23일

시켜주는 고속 스위치의 구조에 더 많은 비중을 두어 다양한 연구가 진행되어왔다[1][2]. ATM 트래픽을 위성에 보다 친근하게 접목시키려는 노력으로 입출력 버퍼의 특성을 가진 OBP 스위치의 성능분석에 대한 연구도 소개되었다[3,4]. OBP기술이란 기존 위성 통신 탑재 장치의 수동적 중계 기능 이외에 복조/변조, 부호/복호화 및 에러 정정, 중계기 빔 빔 간 상호연결/절체 등의 새로운 기능이 부가되어 능동적 중계를 가능하게 함으로써, 통신 품질의 향상, 전송 효율의 개선, 전송 용량의 증대, 동적인 망 구성 및 유연한 라우팅 등 많은 장점을 갖는 중요한 차세대 위성통신 기술이다.

재래식 위성의 접속 방식은 주로 모노미디어 트래픽 형태에 중점을 두고 다루어져 왔으며 주요 방식으로는 고정 할당(Fixed Assignment), 랜덤 접속(Random Access) 그리고 요구 할당 다중 접속(DAMA : Demand Assigned Multiple Access)방식의 세 가지로 분류된다.

고정 할당 방식은 일반적으로 다량의 트렁크 트래픽을 처리하는 위성시스템에서 사용하였으며 트래픽이 버스트해지면 처리율이 현저하게 떨어지게 되고 신규 사용자가 증가 할 때마다 대역을 재분배 해야 하는 단점이 있다. 랜덤 접속 방식은 버스티하고 소량의 트래픽을 처리할 때 사용된다. 요구할당 방식은 처음 접속 시도는 랜덤방식을 사용하여 채널을 예약하고 예약이 성공하면 임의의 채널을 점유하여 호가 종료될 때까지 전용대역을 보장해주는 방식으로 트래픽 채널을 안정적이고 유연하게 사용할 수 있는 장점이 있다.

위성탑재 신호처리 기술을 이용한 다중접속방식은 많은 연구가 있어 왔다[5,6]. 경쟁/예약 접속을 사용한 혼합 다중접속방식은 모든 트래픽 밀도에 대해 유연하게 채널 할당을 하는 방식으로 다소 시스템 복잡도가 증가하나 저지연, 고효율을 보장한다는 점에서 참고할 만하다[7]. 그러나 멀티미디어 통신에서와 같이 패킷데이터뿐만 아니라, 음성, 이미지가 혼합된 멀티미디어 트래픽에 대해서는 새로운 방식을 제안할 필요가 있다. 종전 방식들은 필요한 소요채널 대역에 맞는 슬롯수를 미리 스케줄링 할당 알고리즘을 사용하여 예약하는 패킷위성통신의 특징이 있지만, 본 논문에서 제안하는 방식은 슬롯을 기반으로 하지 않고 일단 어떤 채널이 예약되면 그 채널은 종료될 때까지 액세스권리가 보장되는 일종의 Packet Reservation Multiple Access(PRMA)방식을 제안한다. 이 방식은 멀티미디어 트래픽 환경에 아주 적합한

액세스기술이며 지난 10년간 집중적으로 연구되어 왔다[8]. PRMA방식은 일단 프레임내의 슬롯전송이 성공하면 성공한 단말은 서비스가 끝날 때까지 그 채널을 점유 사용할 권한을 부여하는 액세스 기술이며, 중심국에서 채널 상태를 주기적으로 방송하므로써, 각 단말들은 채널 할당 상태를 알 수 있게 되는데 이동통신망과 같은 성형망에 적합한 구조로 제안되었다. 최근에는 멀티미디어 서비스에 PRMA를 적용하여 서비스에 따른 성능특성을 분석하거나[9] 가변 프레임 길이를 허용할 경우의 PRMA특성 분석과도 같이[10] PRMA의 응용이 활발하다. 위성망에서는 채널 상태를 단말에 알려주기까지 걸리는 시간이 지상망에 비해 매우 크기 때문에 효율적인 관리가 필요하다. 채널의 상태를 점유상태와 유휴 상태로 분류하고 각 채널의 상태변화와 할당 결과만 위성 OBP에서 알려 주도록 하므로써 제어신호의 효율성을 기할 수 있다. 위성망에 PRMA의 적용은 멀티미디어 서비스와 같이 정보전송량에 대한 사전 정보없이 패킷이 어떤 채널에 일단 예약되면 서비스가 끝날 때까지 그 채널을 점유하도록 권한을 부여한다.

채널 자원은 다수의 슬롯으로 구성되는 고정길이의 프레임 시퀀스로서 다중빔 위성채널의 경우 각 빔마다 독립적으로 채널이 존재한다. 따라서 위성의 임의의 특정 하향링크의 출력포트를 관찰하여 시간의 흐름에 따라 프레임의 채널점유 상태에 따른 성능을 분석하는 방법을 제안한다.

II장에서는 다중빔 위성시스템과 다중접속 구조에 대해서 기술하고 III장에서는 수학적 성능 분석을 하였다. IV장에서는 수학적 분석을 검증하기 위한 시뮬레이션 결과를 나타내었다.

II. OBP 위성 빔 모델

1. 다중빔 위성 시스템

그림 1에서 보는 바와 같이 OBP위성에 의해 서비스되는 통신지역은 N_s 개의 스팟빔으로 배타적으로 분할 구성된다고 가정한다.

위성의 OBP스위치는 각 스팟빔으로부터 올라오는 상향링크 트래픽을 적절히 해당 하향링크로 연결시켜 주므로써 각 트래픽의 공정성을 유지하고 OBP위성시스템의 효율을 최대가 되도록 운영한다. OBP위성에서 사용가능한 자원인 중계기수 N_i 는 보통 N_s 보다 작거나 같다.

본 논문에서는 각 스팟빔을 전담하는 중계기

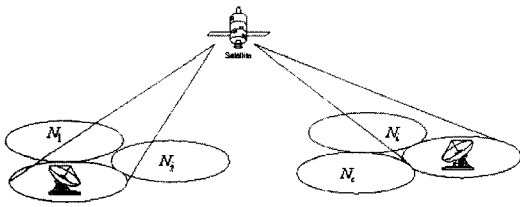


그림 1. 다중빔 교환 위성시스템

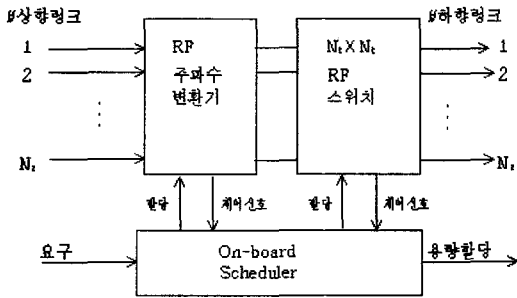


그림 2. 다중스팟빔 위성스위치

(Transponder)가 하나씩 할당된 경우로 가정한다. 그리고 상향링크로 올라오는 멀티미디어 트래픽을 탑재교환기에 스위치가 적절히 처리하여 하향 링크로 연결되는 과정에서 요구되는 트래픽 모델분석에 더 집중하고자 한다. 그림 2는 상향링크로 올라오는 다중 스팟빔 RF신호들을 미리 계산된 각 프레임의 슬롯별 할당 알고리즘에 의하여 해당 하향링크 RF송신 주파수로 변환하여 RF스위치를 거쳐서 출력되는 위성 스위치를 나타내고 있다. 만일 상향링크로의 트래픽요구가 모든 N_z 개의 빔에 동등하다면 그림 2에서 나타난 탑재 교환기의 어떤 특정출력 포트에서의 트래픽 처리 능력은 다른 출력포트에서의 그것과 같다고 할 수 있다. 그러므로 특정 출력포트에 대한 성능분석은 통계적으로 시스템 성능분석과 일치한다.

채널 대역폭의 극히 작은 부분만이 채널 할당통보와 요구 전송을 위해 사용되며 요구 패킷들을 수용하기 위한 채널은 트래픽 채널과 분리되어 각 스팟빔마다 하나씩 N_z 개 존재하며 TDM이나 FDM을 사용한다. 패킷의 채널 대역폭과 비교해 요구 대역폭은 무시할 정도로 작다고 가정하고 위성으로부터 지구국에 전달되는 정보는 방송모드로 전송하며, 그 대역폭도 무시할 정도로 작다고 가정한다. 그러므로 각 N_z 개의 TDM채널은 서로 분리되어 빔간 요구 패킷간의 충돌은 없으나, 빔 내에서는 한 요구 채널을 액

세스 하기 위해 경쟁이 불가피하다.

위성은 스팟빔 스위칭 능력과 신호처리 능력을 갖춘 OBP위성체이며, 특히 On-Board Scheduler(OBS)는 요구 패킷으로부터 얻은 정보를 이용하여 지구국간의 채널접속을 주도하게 된다.

지구국에서 위성으로 전송하는 요구 패킷들은 충돌이 일어날 경우 재전송하게 되며, 이러한 충돌에 의한 재전송은 정보 전송지연에 영향을 준다. 각 슬롯은 고정크기 패킷을 전송하기 위해 필요한 시간이다. 프레임은 여러 개의 슬롯으로 구성되며 패킷전송은 프레임의 시작하는 곳에서 동기화 되어 있다. 위성체내에는 요구패킷과 데이터 정보패킷을 저장하여 지연처리하기 위한 버퍼장치는 고려되지 않는다. 따라서 할당 거부된 패킷은 후에 재전송 요구부터 다시 시작해야 한다.

2. 다중접속 구조

전송할 패킷을 가진 지구국은 근원지 주소와 목적지 주소가 포함된 요구를 위성에 전송한다. 요구패킷을 수신한 위성의 On-Board Scheduler는 각 채널의 올바른 접속을 위해 스케줄 알고리즘을 수행하여 채널 할당정보를 방송모드를 통해 지구국에 알려주고 위성은 스위치를 셋업한다.

위성의 각 하향링크 출력포트 채널 상태구조는 동일한 형태를 가지므로 임의의 한 특정 하향링크 출력포트를 관찰하여 분석한다.

전송한 바와 같이 OBP 스위치의 임의의 출력포트는 잘 정의된 정형화된 동일 프레임구조를 가지고 있으며 한 출력포트의 채널할당과 성능에 대한 분석은 통계적으로 다른 출력포트에서의 분석과 일치한다. 따라서 어떤 관측하는 출력포트의 프레임구조는 그림3과 같다고 가정한다.

OBP 위성 시스템에서 별도의 요구채널로 접수되는 성공적인 통신요구 멀티미디어 트래픽의 전체 발생량은 총합적으로 포아송 분포를 따른다. 요구채널은 미니슬롯의 작은 TDM 채널로 구성되고 이는 정보채널과 분리된 별도의 반송파를 사용할 수도 있으나, 매 프레임의 시작부분에 작은 부분을 점유하여 채널요구 및 할당과 같은 제어신호채널로 사용할 수 있다. 프레임은 고정길이로서 M 개의 정보채널을 가지고 있다. OBS(On Board Scheduler)는 N_z 개의 분리된 상향링크로 들어오는 모든 트래픽 요구를 할당하기 위해서 프레임의 매 슬롯마다 서로 상충되는 할당 스케줄이 발생하지 않도록 $N_z \times N_z$ 요구 매트

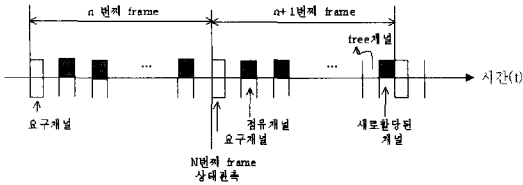


그림 3. 관찰하는 특정 하향링크 출력포트의 프레임 구조

릭스를 구성하고 각각의 상향링크로 들어오는 채널 사용요구를 만족하도록 프레임의 슬롯할당을 하게 된다.

하나의 할당된 트래픽은 매 프레임마다 한 개의 채널을 할당받아 점유 사용한다. 일단 점유된 채널은 해당 트래픽의 서비스가 종료 될 때까지 사용할 권리가 주어진다. 서비스가 종료되면 OBS는 해당 채널의 상태를 유희상태로 인지하고 다른 서비스요구에 개방한다. 서비스 요구가 시간상에 주어진 사용가능 채널용량보다 적으면 모두 할당이 가능하지만 그렇지 못할 경우에는 일부는 할당이 거절되고 서비스요구를 후에 다시 하여야 한다. 프레임이 끝나는 시점에서 점유된 채널 슬롯수를 OBP 위성 시스템의 프레임 채널 상태라 하고 이를 랜덤변수 S 로 표기한다.

그림 3에서 예시하는 것과 같이 임의의 특정 하향 링크 출력포트를 관찰하면, n 번째 프레임에서 프레임의 총 채널갯수 M 개중 3개가 점유되어 있다. n 번째 프레임 마지막에서 채널 점유상태는 n 번째 프레임 상태에서 1개가 서비스 종료되어 채널이 유희(idle)상태로 되고, 새로이 1개가 점유된 상태를 보여준다.

III. 성능분석

프레임 채널상태 S 는 새로 할당되는 서비스 채널 수 A 와 프레임에서 서비스가 종료되는 채널 수 D 에 의하여 마코프체인을 형성한다. 임의의 빔지역에서 요구하는 통신 트래픽은 포와송 분포를 따르며 전체 트래픽 요구량도 각 빔지역의 통신 트래픽의 합이 되므로 역시 포와송 분포를 이룬다. OBS는 들어오는 모든 트래픽의 종단간 연결요구 조건을 고려하여 하향링크 빔별로 분류한다.

어떤 하향링크의 채널요구수가 가용채널수보다 적으면 모두 할당되며 이 경우 각각의 지정된 채널할

당결과를 소속빔 소스지구에 통보한다. 일단 할당된 트래픽은 그 서비스가 종료될 때까지 매 프레임의 지정 채널을 점유 사용한다. 만일 채널요구수가 가용채널수보다 크면 OBS는 요구 트래픽중 랜덤하게 지정하여 가용채널에 할당하고 할당받지 못한 요구 트래픽은 할당불가 통보를 방송채널을 통하여 알린다. 할당에 실패한 트래픽은 랜덤한 시간이 경과 후에 재전송 할 수 있다. 프레임내의 채널 할당은 한 서비스 요구에 한 슬롯만 할당한다.

임의의 하향링크 채널로 서비스 받고 있는 트래픽은 시작 프레임에서 채널이 종료될 프레임까지의 점유 프레임 채널 수는 기하 분포(Geometric Distribution)을 갖는다고 가정한다. 기하분포는 비메모리 특성을 가지고 있으며 기존에 서비스 받고 있는 트래픽과 신규로 들어오는 트래픽간의 구별을 하지 않는다. 즉 매 프레임에서의 생존률을 $1-p$ 라 가정한다. 여기서 p 는 채널점유 종료확률이다.

각 빔 지역에서 발생하는 요구 트래픽은 포아송 분포를 가지고 위성에 수신되는 전체 트래픽도 포아송 분포를 가지므로 위성에서 총 m 개의 요구를 수신할 확률은 통신지역 전체의 요구트래픽을 프레임당 평균 G call이라하고 각 빔이 조사하는 지역이 동일한 트래픽으로 나뉘어져 있다고 가정하면 빔당 트래픽 g 는

$$g = \frac{G}{N_z} \tag{1}$$

각 빔조사 지역에서 요구채널을 통하여 요구패킷이 성공할 확률은

$$p_s = g e^{-g} \tag{2}$$

따라서 한 프레임당 요구되는 트래픽 요구수 X 는 다음과 같은 분포를 갖는다.

$$P[X = k] = \binom{N_z}{k} p_s^k (1 - p_s)^{N_z - k} \tag{3}$$

그러므로 어떤 특정 관찰 Output port로 연결하기를 원하는 연결요청수 Y 는 조건부 확률로 표시할 수 있다.

위성에 수신된 전체 요구 트래픽 X 개중 임의의 관찰하는 하향링크 출력포트로 요구되는 트래픽 Y 는 다음과 같다

$$P(Y=j | X=m)$$

= Prob[N_z 개의 출력포트중 특정한 포트에 걸리는 요구가 j 개 | m 개의 요구]

$$= \binom{m}{j} \left(\frac{1}{N_z}\right)^j \left(1 - \frac{1}{N_z}\right)^{m-j} \quad 0 \leq j \leq m \quad (4)$$

$$P(Y=0 | X=0) = 1$$

시스템 상태 S 는 프레임에 점유 서비스되는 채널 수를 말하며 점유 서비스되는 채널이 하나도 없는 상태에서 최대 모두 점유 서비스되는 상태까지 존재할 수 있다.

D 는 서비스 종료되어 채널 점유가 종료된 유휴채널 수를 나타내는 랜덤변수이다.

프레임 내 점유서비스 되는 k 채널 중 다음 프레임에서 서비스 종료되어 가용채널로 되는 개수 l 은 binomial 확률로 구할 수 있다.

$$P[D=l | S=k] = \binom{k}{l} p^l (1-p)^{k-l} \quad (5)$$

여기서 p 는 각 서비스 채널에서 서비스가 종료될 확률이다. 따라서 시스템 상태 S 는 다음과 같은 마코프 상태전이 관계식을 갖는다.

$$P[S=j] = \sum_{i=0}^j \sum_{k=i}^m P[S=k] \cdot P[D=k-i | S=k] \cdot P[A=j-i, S=k] \quad (6)$$

윗 식의 우변 첫 번째 항은 시스템 상태가 k 일 상태확률을 말하며, 두 번째 항은 k 개의 서비스 채널중 $k-i$ 가 종료될 확률이며 식(3)을 통해 구할 수 있다. 마지막 항에서 A 는 새로 할당된 채널 수를 말하고, 시스템 상태 k 에서 $k-i$ 개가 서비스 종료되고 새로이 $j-i$ 개가 할당 될 확률이다. 다르게 표현하면

$$P[A=j-i | D=k-i, S=k]$$

$$= P[A=j-i | i개의 busy 슬롯]$$

$$= P[A=j-i | M-i개의 가용 슬롯] \quad (7)$$

이 값을 구하기 위해서 일반적으로 Y 개의 연결 요청수와 주어진 D 개의 점유종료 채널수, I 개의 기존 유휴채널에서 새로이 할당된 채널 수 A 에 관한 조건부 확률을 고려하면 다음과 같다.

$$P(A=n | D=m, I=i, Y=q)$$

$$= \sum_{l=0}^m P(A_D=l, A_I=n-l | Y=q)$$

$$= \sum_{l=0}^m P(A_D=l | Y=q, D=m) \cdot P(A_I=n-l | Y=q, I=i) \quad (8)$$

여기서 랜덤변수 A_D 는 Y 개 연결요청수 중 D 채널에 새로이 할당된 채널 수이며 A_I 는 D 채널에 할당 후 나머지 중 I 채널에 할당된 채널수를 나타낸다. 그런데 l 이 취할 수 있는 최대값은

$$l \leq q, l \leq m \text{ 을 만족해야 하므로,}$$

$$l \leq \min(m, q). \quad (9)$$

또한 $n-l \leq i, n-l \leq q$ 로부터, l 이 취할 수 있는 최소정수는

$$l \geq \max(0, n-q, n-i). \quad (10)$$

따라서

$$P(A=n | D=m, I=i)$$

$$= \sum_{q=n}^{N_i} P(A=n | D=m, I=i, Y=q) \cdot P(Y=q)$$

$$= \sum_{q=n}^{N_i} P(Y=q) \sum_{\max(0, n-q, n-i)}^{\min(m, q)} P(A_D=l | Y=q, D=m) \cdot P(A_I=n-l | Y=q, I=i) \quad (11)$$

식(11)을 계산하기 위해서는 주어진 I (혹은 D)채널이 할당 가능한 가의 여부를 판정해야 한다. 그림 4에서 본바와 같이 관찰 출력 포트의 어떤 I 채널이 할당 불가능한 경우는 그 포트에 요청되는 모든 연결이 다른 출력 포트에 슬롯들에 이미 점유되어 서비스되는 경우이다. 따라서 이러한 상태를 확률적으로 기술하면 다음과 같다.

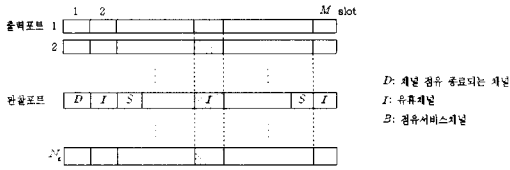


그림 4. 출력포트의 점유상태

시스템 상태는 통계적으로 모든 출력 포트에 동일하다고 하면

어떤 채널이 점유될 확률 P_o 는

$$P_o = \sum_{j=1}^M P(S=j) \frac{j}{M} \quad (12)$$

따라서 관찰 포트의 I 채널을 제외한 $(N_z - 1)$ 슬롯 중 l 개가 점유될 확률 $P_o(l)$

$$P_o(l) = \binom{N_z - 1}{l} P_o^l (1 - P_o)^{N_z - 1 - l} \quad (13)$$

이 중 요청이 들어온 대로 모두 채워질 확률은 총 경우수에서 q 개로 채워질 경우수의 비로 구할수 있다.

P [q 개로 모두 채워질 확률]

$$\begin{aligned} &= \frac{q!(N_z - q)! / (N_z - l)!}{N_z! / (N_z - l)!} \binom{l}{q} \\ &= \frac{\binom{l}{q}}{\binom{N_z}{q}} \end{aligned} \quad (14)$$

따라서 관찰 I 채널 슬롯이 가용하지 못할 확률 P_{ina} 은

$$P_{ina} = \sum_{l=q}^{N_z - 1} P_o(l) \frac{\binom{l}{q}}{\binom{N_z}{q}} \quad (15)$$

그리고 D 채널은 현재 프레임에서는 점유상태이나 서비스가 종료되어 다음 프레임부터 I 채널 상태로 변하는 채널이다. 따라서 q 개연결 요청수 중 현 사용 채널의 상향링크와 일치할 경우 그 채널을 그대로

로 할당 할 수 있다. 이렇게 일치할 확률은 $\frac{q}{N_z}$ 이므로

관찰 D 채널 중 할당이 불가능할 확률 P_{dna} 는

$$P_{dna} = \left(1 - \frac{q}{N_z}\right) P_{ina} \quad (16)$$

따라서 식(11)의 우변항들은 아래와 같이 구할 수 있다.

$$P(A_D = l | Y = q, D = m) = \binom{m}{l} (1 - P_{dna})^l P_{dna}^{m-l} \quad (17)$$

$$P(A_I = n - l | Y = q, I = i) = \binom{i}{n-l} (1 - P_{ina})^{n-l} P_{ina}^{i-n+l} \quad (18)$$

식(6)에서 나타낸 마코프 상태 천이 관계식은 우변 마지막항의 미정계수 $P(S=k)$ 의 함수이므로 비선형방정식이다. 이를 풀기위해서 상태식을 선형화한 다음 수렴치에 도달할 때까지 반복하여 해를 구하였다. 시스템 상태확률이 구해지면 OBP가 스위칭할당에 실패할 확률 P_{LB} 는

$$P_{LB} = \sum_{j=1}^N \sum_{n=0}^j \sum_{l=0}^M P(S=l) P(Y=j) P(A=n | S=l, Y=j) \cdot \binom{j-n}{j} \quad (19)$$

으로 표시할 수 있다.

여기서 $P(A=n | S=l, Y=j)$

$$\begin{aligned} &= \sum_{m=0}^j P(A=n | S=l, D=m, Y=j) \cdot P(D=m | S=l) \\ &= \sum_{m=0}^j P(A=n | D=m, I=M-l, Y=j) \cdot P(D=m | S=l) \end{aligned} \quad (20)$$

이므로 식(8)과 식(5)로부터 구해진다.

또한 식(19) 좌변의 두 번째항은 다음과 같이 구해진다.

$$P(Y=j) = \sum_{m=j}^N P(Y=j | X=m) \cdot P(X=m) \quad (21)$$

어떤 지역의 한 사용자가 채널 할당에 성공할 확률 P_S 는

$$P_S = P(\text{상향링크로의 채널 할당 요구가 성공})$$

· $P(\text{OBP에 의해 링크할당})$

$$\triangleq P_{SR} \cdot P_{SA} \quad (22)$$

여기서

$$P_{SR} = e^{-g} \quad (23)$$

$$P_{SA} = 1 - P_{LB} \quad (24)$$

시스템 상태확률 $P(S = j)_{j=0,1,2,\dots,M}$ 의 평균을 정규 스케일(Normalized)하면 시스템의 처리량(Throughput)을 구할 수 있다.

$$\text{처리량(Throughput)} = \frac{1}{M} \left(\sum_{j=1}^M j \cdot P[S = j] \right) \quad (25)$$

지구국에서 요구패킷을 전송하고 채널을 할당받아 데이터 패킷을 전송하고 서비스가 끝나 채널 점유가 종료될 때까지의 지연 시간은 다음과 같이 표시될 수 있다.

$$\text{지연} = (\tau + 2R_{TD}) \cdot P_S + (2\tau + 3R_{TD} + R_D)$$

$$\cdot (1 - P_S) \cdot P_S + (3\tau + 4R_{TD} + 2R_D)$$

$$\cdot (1 - P_S)^2 \cdot P_S + \dots \quad (26)$$

여기서 R_{TD} 는 전파지연(Round Trip Delay), R_D 는 지구국이 재전송 통보를 위성에서 받고 다시 재전송 할 때까지 소요되는 지연평균을 말한다. τ 는 지구국에서 트래픽을 Computing하는데 소요되는 지연이며, 본 연구에서는 무시할 정도로 작다고 본다.

윗 식의 첫 번째 항은 요구를 전송하고 바로 할당받는 경우를 말하며, 두 번째 항은 한번 재전송하여 성공하는 경우를 말한다. 따라서 n 번째 항은 $n-1$ 번 재전송하고 n 번째 성공하는 경우이다.

식 (26)을 다시 정리하면

$$\begin{aligned} \text{지연} &= \sum_{k=0}^{\infty} [(k+1)(\tau + R_{TD}) + kR_D](1 - P_S)^k P_S \\ &+ R_{TD}R_S \sum_{k=0}^{\infty} (1 - P_S)^k \\ &= \frac{\tau + R_{TD} + R_D(1 - P_S)}{P_S} + R_{TD} \end{aligned} \quad (27)$$

IV. 시뮬레이션 결과

이전 장에서 논의된 내용을 요구 트래픽 파라미터(λ)의 함수로써 시뮬레이션을 수행하였다. 전체 존의 개수 N_z 는 중계기수 N_t 와 같게 5로 두었고, 한 프레임의 총 채널 개수 M 도 5일 때를 고려하였다. 특정 관찰 하향링크 출력포트의 한 프레임 채널 상태가 다음 프레임 채널상태로 천이될 때 채널의 서비스 종료되는 확률(Service Termination Probability) p 를 0.001, 0.01, 0.1, 0.5, 0.9의 다섯 가지 경우에 대하여 분석하였다.

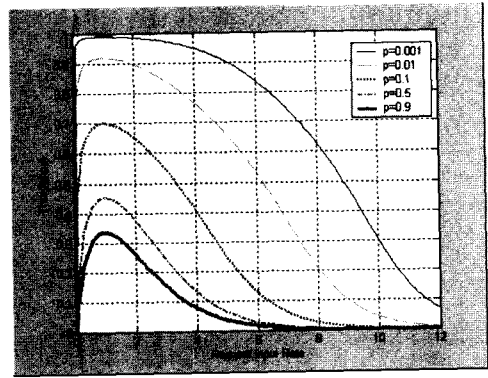


그림 5. 요구트래픽 대 처리량

그림 5는 요구트래픽 g 에 따른 처리량(Throughput) 곡선을 나타낸다. p 값이 작을수록 메시지 평균길이 ($= \frac{1}{p}$)가 긴 경우에 해당한다. p 값이 작으면 각 프레임의 할당 슬롯 점유도가 높아지므로 전체 처리량이 증가하게 되고 채널이용률이 따라서 증가한다. 모든 p 값에 대하여 요구트래픽 g 값이 1일 때 최대가 되는데 이는 요구채널이 지역별로 경쟁방식(Contention Access)을 택하므로 이때 성공률은 $g=1$ 일 때 가장 크기 때문이다. 그리고 g 값이 증가함에 따라 처리량이 점점 작아져 0으로 가게 되는데 이는 할당하고자 하는 채널이 있어도 액세스하는데 실패로 인하여 할당할 트래픽이 많지 않기 때문이다.

그림 6은 요구트래픽 대 시스템 블록킹확률을 나타낸다. p 값이 작을수록 채널 점유율이 높아지기 때문에 블록킹될 확률이 증가하게 된다.

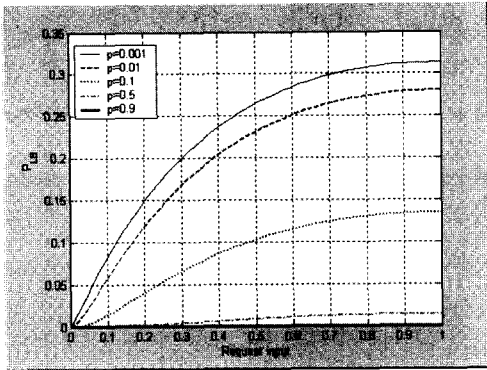


그림 6. 요구트래픽 대 시스템 블록킹 확률

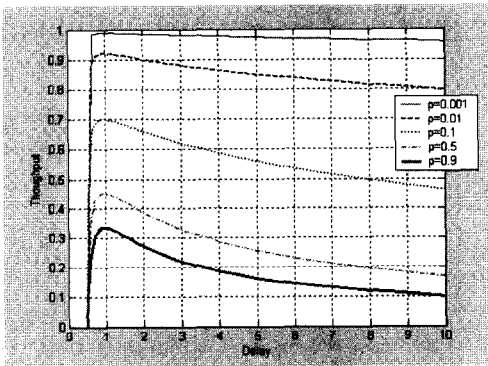


그림 7. 지연 대 처리량

그림 7은 지연 대 처리량 곡선을 각각의 트래픽에 따라 나타낸 것이다. 요구채널을 통하여 채널할당을 받는다 하더라도 기본적으로 소요되는 전송지연 시간이 존재한다.

처음 요구패킷을 OBP가 처리하여 슬롯할당을 통보하는데 IRTT(Round Trip Time, 왕복지연시간: 250ms) 그리고 최초의 패킷이 목적지에 도착하는데 까지 걸리는 시간(=IRT)을 합하여 적어도 0.5초 이상 소요된다.

p 값이 작을수록 즉 메시지길이가 길수록 전체적인 성능이 더욱 좋아지고 있음을 알 수 있다.

어느 일정한 지연값을 넘어서게 되면 Throughput은 오히려 감소하게 되는 데 재전송시간(10ms)이 비교적 작아서 오히려 요구패킷의 충돌이 잦아져 처리량을 감소하게 한다.

V. 결론

본 논문에서는 요구할당 다중접속 방식을 사용하는 패킷위성통신에서 스왑빔 스위칭 능력과 신호처리 능력을 가진 위성체의 특정 관찰하는 하향링크 출력포트에 초점을 두어 시스템의 처리량(Throughput)과 블록킹 확률(Blocking Probability) 그리고 전송지연(Delay)을 요구트래픽(g)과 채널의 서비스종료 확률(Service Termination Probability : p)에 따라 분석하였다.

분석결과를 이용하여 처리량과 전송지연을 감안한 이상적인 위성시스템 모델링을 찾는데 주요 지표로 활용할 수 있다. 또한 본 논문에서는 멀티미디어 서비스를 위한 채널할당방식으로서 기존의 PRMA방식을 OBP 범교환 위성시스템에 적용하여 그 성능을 분석하였다. 다양한 서비스의 특성을 서비스 종료확률 p 로 정의하여 그 특성을 나타내었다.

참고 문헌

- [1] Fouad A Tobagi, "Fast Packet Switch Architecture of Broadband Integrated Services Digital Networks", *IEEE Proceedings*, vol. 78, No. 1, pp. 133-167, January 1990.
- [2] Michael Hluchyj and Mark Karol, "Queueing in High-performance Packet Switching", *IEEE Journal on SAC*, vol. 6, No. 9, pp. 1587-1597, December 1988.
- [3] Enrico Del Re and R. Fantacci, "An Advanced Satellite Communication System With On-Board Fast Packet Switching Capabilities", *International Journal of Satellite Communications*, vol. 12, pp. 147-155, 1994.
- [4] E. Del Re and R. Fantacci, "Performance Evaluation of Input Queueing Techniques in ATM Switching Systems", *IEEE Trans. Communications*, COM-41, pp. 1565-1575, 1993.
- [5] Thimma G Babu, J. Hayes, "Performance Analysis of OBP based Multimedia Multibeam Satellite Networks", *ICC98*, vol. 1, P503-507, June 1998.
- [6] O. Herrero and X. Maufroid, "Innovative

- Hybrid Optical/Digital Ultra-Fast Packet Switched Processor for Meshed Satellite Networks", *IEEE Journal on SAC*, vol. 22, No. 2, pp. 250-260, Feb 2004.
- [7] D.N. Kim, "Multibeam Switched DAMA for On Board Satellite with Data Buffer", *APCC 95 Oscaka, Japan*, pp. 8D. 3. 1 - 8D. 3. 5, June 1995.
- [8] Sanjiv Nanda, D. J. Goodman, U. Timor, "Performance of PRMA", *IEEE Trans, on VT*, vol. 40, No. 3, pp. 584-598, August 1991.
- [9] Romano Fantacci, Francesco Innocenti, "Performance Evaluation of a Modified PRMA Protocol for Joint Voice and Data Packet Wireless Networks", *IEEE Trans, Comm.* vol. 47, No. 12, pp. 1848, 1999.
- [10] Xuejun Sha, C.G. Kang, "A Dynamic Frame PRMA Protocol for Wireless ATM Networks", *ICCT O.tober 22-24*, vol. 2, s31-03, pp. 1-13, 1998.

김 덕 년 (Doug Nyun Kim)

정회원



1971-1975년 서울대학교

전기공학 학사

1980-1981년 SUNY at Stony

Brook 전기공학 석사

1985-1988년 Auburn

University 전기공학 박사

1988-1995년 한국전자통신연구

소(ETRI) 책임연구원

1995-현재 명지대학교 통신공학과 교수

<관심분야> 무선통신, 초고속 위성통신