

무선 ATM MAC 프로토콜을 위한 동적 신호 주기 할당 알고리즘의 다양한 트래픽 환경에서의 성능평가

정희원 강상욱*, 신요안**, 최승철**

Performance Evaluation of Dynamic Signalling Period Allocation Algorithm for Wireless ATM MAC Protocols under Mixed Traffic Conditions

Sangwook Kang*, Yoan Shin**, Seungcheol Choi** *Regular Members*

요약

본 논문에서는 무선 비동기 전달 모드 (Wireless Asynchronous Transfer Mode; W-ATM)의 매체 접근 제어 (Medium Access Control; MAC) 프로토콜에 사용되는 동적 제어 알고리즘으로서 우리가 이미 제안한 동적 신호 주기 할당 (Dynamic Signalling Period Allocation; DSPA) 알고리즘을 다양한 서비스 클래스의 트래픽이 혼재된 상황에 적용하고, 이를 통해 W-ATM MAC 프로토콜의 대역 사용 효율과 각 트래픽에 대한 서비스 품질의 만족 여부를 확인하였다. 시뮬레이션을 통한 성능 평가 결과, DSPA 알고리즘은 최소한의 제어용 오버헤드로 동작하므로 전체 시스템의 처리율을 크게 향상시켰다. 또한 각 서비스 클래스별로 정의된 서비스 원칙에 따라 적절한 시간에 적절한 양의 채널을 할당하게 되므로, 각 서비스의 품질을 만족시킬 수 있으며 서비스 클래스들 간의 불공정성이 야기되지 않음을 확인하였다.

ABSTRACT

In this paper, DSPA (Dynamic Signalling Period Allocation) algorithm that has been proposed by the authors for MAC (Medium Access Control) protocols in W-ATM (Wireless Asynchronous Transfer Mode) is applied to mixed traffic conditions composed of various service classes. We investigate the bandwidth utilization efficiency and quality of service (QoS) fulfillment by the DSPA algorithm used in W-ATM MAC protocols. Simulation results indicate that the DSPA algorithm significantly increases the throughput of the system with the minimum control overhead. Moreover, QoS of each service class is well satisfied by proper and fair channel allocation to different service classes according to their requirements.

I. 서론

무선 비동기 전달 모드 (Wireless Asynchronous Transfer Mode; W-ATM)는 B-ISDN (Broadband Integrated Services Digital Network)의 기반인 ATM 기술을 무선 영역으로 확장하는 개념을

갖는다. 또한, 다양한 클래스의 트래픽들이 동시에 지원되어야 하므로 대역의 효율성 및 서비스의 품질을 보장하기 위하여 선결되어야 하는 요소 중 하나가 매체 접근 제어 (Medium Access Control; MAC) 기법이다^[1].

유선 망에서의 통계적 다중화기와는 달리 무선 접속에서는 사용자 트래픽 발생에 관한 정보가 분산되

* 경운대학교 정보통신공학과(swkang@kyungwoon.ac.kr),

** 숭실대학교 정보통신전자공학부(yashin@logos.soongsil.ac.kr)

논문번호 : 99321-0811, 접수일자 : 1999년 8월 11일

어 있으므로 기지국과 단말들 간에 정보 공유가 원만하게 이루어지지 못한다. 따라서 효율적인 대역 할당을 위해서는 이동 단말 연결로부터의 동적인 트래픽 발생 정보가 기지국과 원활하게 교환되도록 하여야 한다. 이를 이용하여 동적으로 채널을 할당할 때에는 연결들의 요구 사항과 시스템의 상태가 동시에 고려되어야만 한다. 이렇게 동적인 정보를 처리하므로 기지국에서는 프레임, 즉 신호의 주기를 결정할 때, 매 순간 동적으로 그 길이를 결정하여 시스템을 효율적으로 운용할 수 있어야 한다^{[2][3]}.

이를 위해 우리는 W-ATM을 위한 MAC 알고리즘으로서 동적 신호 주기 할당 (Dynamic Signalling Period Allocation; DSPA) 알고리즘을 제안하고, 패킷 도착 과정이 포아송 분포를 갖는 트래픽에 대한 시뮬레이션을 통하여 그 성능을 평가하였다^{[4][5]}. 여기서 DSPA는 신호로 인한 오버헤드를 최소화하기 위하여, 서비스되고 있는 연결의 서비스 품질 요구를 만족시키는 한도 내에서 최대 길이로 신호 주기를 결정한다. 이 과정이 매 신호 주기마다 수행되므로 매번 최적의 신호 주기가 결정되어 시스템의 처리율이 상승할 뿐만 아니라 연결의 품질 요구도 만족시킬 수 있다. 따라서 실시간의 버스티한 트래픽 특성을 갖는 연결의 평균 지연을 감소시킬 수 있으며, 동일한 시스템으로 더 큰 부하 상황을 지원할 수 있다. 또한 총 제공 부하가 고정된 경우, 연결 개수 변화에 대한 허용 부하 한계의 변동이 거의 없으므로 일정한 인가 부하에 대하여 안정적인 처리율 성능을 유지할 수 있다^{[4][5]}.

우리의 DSPA에 대한 기존 연구가 위에서 언급된 것처럼 패킷 도착 과정이 포아송 분포를 갖는 트래픽에만 국한되었다. 하지만 실제 W-ATM에서는 CBR, VBR, ABR, UBR 등과 같은 다양한 형태의 트래픽이 혼재되어 있으며, 이런 측면에서 DSPA 알고리즘은 다양한 트래픽 환경에 적용되어 이의 성능이 평가되어야 한다. 따라서, 본 논문은 ATM이 지원하는 다양한 트래픽 환경에서 DSPA 알고리즘이 적용된 W-ATM MAC 프로토콜의 대역 사용 효율과 각 트래픽에 대한 서비스 품질의 만족 여부 확인에 초점을 맞춘다. 이를 위하여 2 절에서는 DSPA의 알고리즘의 개요를 참고문헌 [4], [5]의 내용을 바탕으로 정리하며, 이에 덧붙여 이 알고리즘을 다양한 트래픽 환경에 적용하는 경우에 대하여 서술한다. 3 절에서는 시뮬레이션 결과에 대하여 논의하고, 4 절에서는 결론 및 향후 연구방향을 토의한다.

II. 다양한 트래픽 환경에서의 DSPA 알고리즘

DSPA 알고리즘은 크게 세 부분으로 구성된다. 첫째, 제어용 슬롯 발행 알고리즘이다. 일반적으로 효율적인 대역 사용을 위해서는 예약용 슬롯과 폴링용 슬롯 등의 제어용 슬롯과 데이터 패킷 전송용의 슬롯들이 특정 기준에 입각하여 발행 시기와 그 수가 결정되어야 한다. 둘째, 동적 신호 주기 할당 알고리즘이다. 그룹 시그널링 시에 신호의 주기를 고정시킨다면, 시스템의 사용 상황이 변화됨에 따른 적절한 제어가 어렵게 된다. 이로부터 대역 사용의 비효율이 발생하게 되며, 또한 주기를 동적으로 할당할 때에도 트래픽의 서비스 요구 사항에 입각하여 그 길이가 결정되는 것이 바람직하다. 셋째, 동적인 슬롯 할당 알고리즘이다. 위와 같이 동적으로 신호 주기가 결정되면 그 주기 내에서 각 연결에 할당되어야 하는 슬롯의 수 역시 동적으로 결정되어야 한다. 이에 대한 체계적인 서술을 위하여, 먼저 DSPA 알고리즘의 채널 구조 및 매개변수를 정의한 후, 위에서 언급한 DSPA 알고리즘의 여러 구성 요소를 간략히 설명하도록 한다.

1. DSPA의 채널 구조

TDMA/FDD (Time Division Multiple Access/Frequency Division Duplex)를 기본으로 한 DSPA 알고리즘의 채널 구조를 그림 1에서 도시한다. 각 슬롯의 사용을 위해 할당된 연결의 번호와 각 슬롯의 사용 결과를 나타내는 응답은, 기지국에 의해 중앙집중식으로 관리되어 다수 개의 슬롯 단위로 그룹지어 방송되며 이를 하향 신호 버스트라고 한다. 이 신호에 의해 상향 프레임의 길이가 결정된다. 하

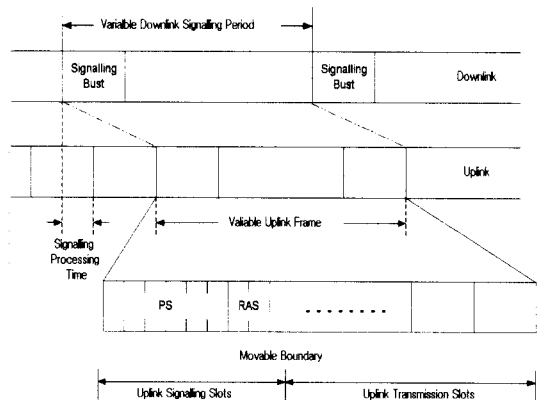


그림 1. DSPA 알고리즘의 채널 구조

향 시그널링 버스트들 간의 간격을 신호 주기 (Signalling Period)라 하며, 그 길이는 DSPA 알고리즘에 의해 매 주기마다 최적화된 길이를 갖도록 가변화된다. 하나의 신호 주기 내에는 제어용 슬롯들과 패킷 전송용 슬롯들이 할당되어 있으며, 각각에 할당된 슬롯의 수 역시 매 주기마다 동적인 수를 갖는다. ATM 패킷의 전송에 사용되는 슬롯을 전송용 슬롯 (Transmission Slot; TS)이라 하며, 각 시간 슬롯들로는 하나의 ATM 셀 만을 포함하는 ATM 패킷이 전송된다.

반면에 기지국과 단말들간에 필수적인 제어 정보를 통신하기 위한 제어용 슬롯은 그 정보량이 많지 않으므로 미니 슬롯화 되어 사용된다. 이 슬롯들은 사용 원칙에 따라 연결들간에 예약 요청을 위하여 경쟁적으로 사용되는 예약용 슬롯 (Random Access Slot; RAS)과 각 연결마다의 서비스 품질을 보장하기 위하여 비경쟁적으로 사용되는 폴링 슬롯 (Polling Slot; PS)으로 다시 구분된다.

2. 연결의 매개변수

기지국은 제어용 슬롯을 통해 전달되거나 정보 패킷에 피기백 (Piggyback)되는 연결들에 대한 정보를 이용하여 신호 주기 및 주기 내 슬롯 할당을 결정하게 된다. 이 때 사용되는 정보를 연결의 매개변수라 하며, 이 매개변수에는 다음과 같은 것이 있다.

1) 동적 매개변수

연결의 상태는 매 순간 변화하며, 이 변화된 상태를 기지국에 전송함으로써 기지국으로부터 적절한 제어를 받을 수 있다. 변화된 상태에 대한 정보를 연결의 동적 매개변수라 하고 다음과 같은 것이 사용된다.

- ① 연결 큐의 가장 앞 패킷의 잔여 수명 (L_{res})
- ② 연결 큐에 대기중인 패킷의 수 (N_q)
- ③ 연결의 평균 패킷 전송률 (R_{ave})

L_{res} 는 이 패킷이 폐기되기까지 큐에 머무를 수 있는 최대 지연 시간을 의미한다. 따라서, 지연으로 인한 패킷의 폐기를 방지하기 위해서 기지국은 L_{res} 이전에 이 패킷이 전송될 수 있도록 전송용 슬롯을 할당해 주어야 한다. L_{res} 값은 최대 패킷 허용 지연과 큐에서의 대기 시간의 차로써 각 단말에서 계산된다. N_q 는 각 연결 송신 버퍼의 길이이다. 이 큐의 길이가 길수록 빠른 슬롯 할당이 이루어져야 패킷의 손실을 방지할 수 있으므로 이는 기

지국 슬롯 할당 시에 중요하게 고려되는 매개변수이다. R_{ave} 는 서비스 중인 각 연결의 평균 패킷 전송률이다.

2) 정적 매개변수

호 설정 시에 연결로부터 얻을 수 있는 매개변수를 정적인 매개변수라 볼 수 있으며, 이 매개변수들은 서비스 종료 시까지 같은 값이 유지된다.

- ① 트래픽의 서비스 클래스
- ② 요구 전송률 (R_{req})
- ③ 최대 패킷 허용 지연 (D_{max})

ATM을 위한 트래픽 클래스는 CBR, VBR, ABR, UBR 클래스 등으로 나뉘어진다. 따라서, R_{req} 는 트래픽 클래스마다 서로 다른 의미를 갖는 매개변수가 될 수 있다. 한편 D_{max} 는 서비스 별로 요구되는 각 패킷의 최대 허용 지연으로서, 패킷의 발생으로부터 폐기까지의 시간 간격이다. 이 값을 토대로 동적 매개변수 L_{res} 가 계산될 수 있으며 실시간성이 강한 서비스일수록 작은 D_{max} 를 갖는다.

3) 기지국 정의 매개변수

이 매개변수들은 연결로부터 얻어진 동적 매개변수들과 정적 매개변수들을 이용하여 기지국이 예측한 각 연결의 상태로서, 연결로부터 동적 매개변수 전송 시와 기지국에서의 슬롯 할당 시마다 그 값이 갱신된다.

- ① 연결의 상태 (경쟁 상태 또는 예약 상태)
- ② 동적 매개변수 수신 후 경과 시간 (T_{idle})
- ③ 연결 큐의 가장 앞 패킷의 가상 잔여 수명 (L'_{res})
- ④ 연결 큐에 대기중인 가상 패킷의 수 (N'_q)

연결의 상태는 경쟁 상태와 예약 상태로 나누어 기지국에서 독립적으로 관리된다. 이러한 상태는 시시각각 변할 수 있으며, 그에 따라 별도의 관리를 받게 되므로 연결의 매개변수로서 관리하게 된다. T_{idle} 은 기지국이 단말로부터 그 연결의 동적 매개변수를 수신한 후에 경과된 시간이고, L'_{res} 과 N'_q 은 가상의 매개변수로서 실제 연결의 상태가 아닌 기지국이 예측하고 있는 연결의 상태를 의미한다.

3. DSPA 제어 알고리즘

DSPA에서는 단말로부터의 동적 매개변수를 전송받기 위하여 제어용 슬롯인 예약용 슬롯과 폴링용 슬롯을 사용한다. 그러나 제어용 슬롯으로는 데이터

패킷을 전송할 수 없으므로, 제어용 슬롯들은 시스템의 필수적인 오버헤드로서 작용하고 있다. 따라서 매 신호 주기마다 제어용 슬롯의 수를 고정적으로 유지하는 것은 시스템의 전송 효율 면이나 트래픽 흐름들의 요구 사항 만족 측면에서 바람직하지 못하다. 그러므로, 시스템의 사용 상황에 따라 최적 개수의 제어용 슬롯들을 발행하여야 시스템을 효율적으로 운용할 수 있게 된다. 또한, 서비스가 개시된 단말로부터의 연결들은 그 연결이 끝날 때까지 서비스 품질이 지속적으로 보장되어야 한다는 원칙이 유지되어야 한다. 그러나 통계적인 다중화를 위해서는 버스트 단위로 예약을 수행하게 되므로, 하나의 연결 내 새로운 버스트 예약 시에 지연이 증가될 수 있다. 특히 이러한 현상은 CBR, VBR 등 지연에 민감한 서비스 클래스들의 지원 시에 신중히 고려되어야 할 문제이다. 위에서 언급한 바를 수용하기 위하여 DSPA 알고리즘에서는 아래와 같이 클래스 별로 세부적인 고려사항을 정의하고 있다.

1) 제어용 슬롯 발행 알고리즘

기지국은 신호 버스트를 만드는 과정에서 폴링될 연결을 선택하기 위해 경쟁 상태의 연결 j 에 패킷 존재를 추정하는 변수 $P_{exist}[j]$ 를 산출한다. 이 추정 변수는 서비스 클래스가 CBR인 트래픽의 경우, 연결 j 가 요청한 전송률 $R_{req}[j]$ 을 기준으로 하여 $P_{exist}[j]$ 를 식 (1)과 같이 계산한다. 여기서 $(R_{req}[j])^{-1}$ 는 패킷의 평균 도착 시간 간격이 되므로, 마지막 동적 매개변수 전송 이후의 경과 시간인 $T_{idle}[j]$ 과 이 값과의 비가 연결 j 에 패킷이 도착하여 존재할 추정 변수로 간주할 수 있다.

$$\begin{aligned}
 P_{exist}[j] &= T_{idle}[j] / (R_{req}[j])^{-1} \\
 &= \begin{cases} T_{idle}[j] \cdot R_{req}[j], & T_{idle}[j] \leq (R_{req}[j])^{-1} \\ 1, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (1)
 \end{aligned}$$

서비스 클래스가 VBR인 트래픽의 경우에는 동적 매개변수 중 평균 전송률 $R_{ave}[j]$ 를 해당 트래픽의 등가 대역 (equivalent bandwidth)으로 가정하면 식 (2)와 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned}
 P_{exist}[j] &= \\
 &= \begin{cases} T_{idle}[j] \cdot R_{ave}[j], & T_{idle}[j] \leq (R_{ave}[j])^{-1} \\ 1, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2)
 \end{aligned}$$

식 (1)과 (2)에서처럼 $P_{exist}[j]$ 는 패킷 도착 간격으로 정규화되어 추정된 값이므로 그 최대값은 1로 제한된다. 반면에 ABR, UBR 등의 트래픽에 대해서는 포아송 과정으로 가정하여 다음 식 (3)과 같이 계산할 수 있다.

$$P_{exist}[j] = 1 - e^{-R_{ave}[j] \cdot T_{idle}[j]} \quad (3)$$

해당 서비스 클래스에 따라 식 (1) ~ (3)을 이용하여 $P_{exist}[j]$ 가 계산되면, 이를 이용하여 식 (4)를 만족하는 연결 j 에 대해서만 폴링이 수행된다.

$$T_{idle}[j] > (1 - P_{exist}[j]) \cdot D_{max}[j] \quad (4)$$

이는 패킷의 지연 상태와 패킷의 도착 추정 변수와의 관계에 따라 폴링의 대상이 되는 연결을 선별해내는 절차이다. 위 식에서 $D_{max}[j]$ 는 연결 j 의 트래픽의 최대 패킷 허용 지연이다. 이로부터 한 주기 내에 포함되어야 하는 폴링용 미니 슬롯의 수 n_{PS} 이 결정된다.

모든 경쟁 상태의 연결들에 대해 위와 같은 검사 절차가 수행되어 다음 주기에 폴링될 연결들이 결정되며, 이렇게 정해진 연결들의 집합을 MT_P 라 정의한다. 경쟁 상태 연결의 집합을 MT_C 라 하고, 예약 상태 연결의 집합을 MT_R 이라 할 때, 경쟁 상태의 연결 중 다음 주기에 폴링 되지 않는 연결, 즉 집합 $MT_C - MT_P$ 에 대해서는 예약용 슬롯을 할당하게 된다. 따라서, 예약용 미니 슬롯의 수 n_{RAS} 는 식 (5)의 발행 조건으로 표현될 수 있다.

$$n_{RAS} = \left\lceil \sum_{j \in MT_C, j \notin MT_P} P_{exist}[j] \right\rceil \quad (5)$$

위 식에서 $\lceil A \rceil$ 는 A 보다 큰 정수 중 가장 작은 값을 의미한다. 이로부터 최소한의 예약용 미니 슬롯의 수 n_{RAS} 가 할당된다. 따라서, 한 주기 내에 포함되어야 하는 제어용 슬롯의 수 $N_{control}$ 은 식 (6)과 같이 표현된다.

$$N_{control} = \begin{cases} \left\lceil \frac{n_{PS} + 1}{n_{slot}} \right\rceil, & n_{RAS} = 0 \text{ and } n_{PS} \% n_{slot} = 0 \\ \left\lceil \frac{n_{PS} + n_{RAS}}{n_{slot}} \right\rceil, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (6)$$

위 식에서 n_{slot} 은 한 슬롯 당 미니 슬롯의 수이

다. 이 식으로부터, $n_{RAS} = 0$ 이고 n_{PS} 이 슬롯 당 미니 슬롯의 수 n_{slot} 의 배수가 아닐 때는, 정의되지 않은 여분의 미니 슬롯이 존재하게 되므로 적어도 하나의 미니 슬롯들을 예약용의 미니 슬롯으로 할당하여 새로운 요구를 받아들일 수 있다. 위와 같은 처리 시, 지연에 대한 요구 사항이 없는 UBR의 트래픽에 대해서는 PS를 할당하지 않으므로 UBR은 RAS 만을 이용하여 기지국에 예약하게 된다.

2) 동적 신호 주기 결정 알고리즘

대역 사용 효율을 높이기 위해서는 신호 주기의 길이를 설정할 때 시스템 상황에 따라 서로 다른 길이를 사용하는 기법이 필요하다. 따라서, DSPA에서는 매 주기마다 사용 가능한 최대 주기 길이를 갱신하고, 이 제한 내에서 최적의 길이를 갖도록 하는 알고리즘을 사용한다. 신호 주기의 최소 길이 L_{min} 은, 패킷 전송지연 T_{tran} 와 기지국과 단말 내에서의 시그널링 처리 시간 T_{offset} 을 고려하여 물리적으로 제한된다. 다음 번 신호 주기 (Next Signaling Period; NSP)는 그림 2의 알고리즘을 이용하여 결정된다. 이 알고리즘을 이용할 경우, 충돌 시에도 제어용 슬롯 발행 알고리즘에 의해 계산된 $N_{control}$ 에 따라 동적인 길이를 갖게 된다.

```

if (last RAS was collided) then
    NSP = {
        N_control, N_control ≥ L_min
        L_min, N_control < L_min
    }
else NSP = variable
    
```

그림 2. 신호 주기 결정 알고리즘.

만일 한 주기 내에 슬롯 할당이 계속되면 현재 기지국이 할당하고 있는 제어용 슬롯과 패킷 전송용 슬롯의 슬롯 시간 총화인 다음 신호 주기의 길이인 NSP가 크게 증가하게 된다. 따라서, 폴링이 예정된 연결의 패킷 전송을 보장하기 위해서는 최대 시그널링 주기가 매 주기 동적으로 제한되어야 한다. 즉 매 주기마다 다음 주기에서 가능한 주기 내 최대 슬롯의 수 NSP_{max} 를 결정할 때에는 다음 식 (7)과 같은 계산이 수행된다. 즉, 폴링 예정 연결 집합 MT_p 중에 잔여 수명 L_{res} 가 가장 작은 연결 k 가 최대 주기를 결정하는 기준이 된다.

$$NSP_{max} = \left\lfloor \frac{D_{max}[k] - T_{idle}[k]}{\text{slot duration}} \right\rfloor \quad (7)$$

위 식에서 $\lfloor A \rfloor$ 는 A보다 작은 정수 중 가장 큰 값을 의미한다. 단 UBR 트래픽들에 대해서는 폴링이 수행되지 않으므로, 어떤 주기에서 폴링될 연결들이 없거나 UBR 트래픽들만이 MT_R 관리자 에 등록된 채로 서비스되고 있는 경우에 문제가 발생할 수 있다. 즉 이 경우 다음 신호 주기의 최대 길이를 결정할 근거를 정할 수 없게 된다. 따라서 이러한 경우에는 MT_C 관리자의 정보를 이용하여 경쟁 상태의 연결들의 D_{max} 중 가장 작은 D_{max} 에 기준하여 신호의 최대 길이 NSP_{max} 로 결정한다.

3) 동적 슬롯 할당 알고리즘

DSPA에서는 기지국 정의 연결의 매개변수를 이용하여 슬롯을 할당할 때마다 재결정되는 연결의 우선 순위에 따라 선택된 연결에 슬롯을 할당하게 된다. 이를 위하여 기지국에서는 예약 상태의 연결 관리자 (MT_R 관리자)를 두어 예약 연결의 우선 순위를 동적으로 관리한다. 이 때 여러 슬롯에 대한 할당이 신호 버스트를 만드는 한 순간에 수행되므로, 매번 슬롯을 할당할 때마다 매개변수의 갱신을 수행한다. 따라서 슬롯 할당 시 매개변수들은 과거의 연결 상태를 나타내기보다는, 가상적인 슬롯 진행에 따른 연결의 상태 예측치가 되어 보다 효과적으로 슬롯을 할당할 수 있다. 이를 기지국 정의 매개변수 또는 연결의 가상 매개변수라 정의한다.

그림 3은 기지국에서의 슬롯 할당 알고리즘이다. 여기서, 앞서 계산된 최대 신호 주기 길이인 NSP_{max} 까지 여유 슬롯이 있는 경우에는 반복적인 슬롯 할당이 수행된다. 각 예약 연결에 대하여 전송 받은 동적 매개변수에 근거하여 큐에 대기중인 패

```

while (Allocated slots < NSP_max &
Queue_length [All reserved terminals] != 0) {
    Search a reserved terminal with the
    highest priority;
    One slot allocation for the terminal;
}
if (Allocated slots == NSP_max) then
    End allocation;
    
```

그림 3. 기지국에서의 슬롯 할당 알고리즘.

킷을 가지고 있는 연결들 중 우선 순위가 가장 높은 연결에 차례로 슬롯을 할당한다.

이 때, 각 슬롯에 할당할 연결의 선택은 기지국의 MT_R 관리자에서 수행되는데, 우선 순위 갱신 과정은 그림 4에 보이고 있다.

그림 4의 우선 순위 갱신 알고리즘을 간략히 정리하면 다음과 같다. 예약 상태의 연결들을 대상으로, 가장 짧은 잔여 수명을 갖는 연결에 슬롯을 할당한다. 잔여 수명이 같은 연결들에 대해서는, 큐의 크기가 작을수록 우선 순위를 높이고 그 이후의 해결은 선입·선출 원칙을 따르도록 한다.

```

for (All reserved terminals j) {
    if ( $L_{res}[j] < L_{res}[k]$ ) {
        if ( $N_q[j] = k = j$ );
    }
    else if ( $L_{res}[j] == L_{res}[k]$ ) {
        if ( $N_q[j] \geq N_q[k]$ ) {
            if ( $!N_q[j]$ )  $k = j$ ;
        }
        if ( $k \neq j$ )  $L_{res}[j] --$ ;
    }
}
The highest priority terminal = k;
 $N_q[k] --$ ;
    
```

그림 4. 기지국의 MT_R 관리자에서의 우선 순위 갱신 알고리즘.

슬롯을 할당받지 못한 연결들의 잔여 수명을 슬롯 시간만큼 감소시키고, 할당받은 연결의 큐의 길이 줄이 하나 감소시킨다. 제어용 슬롯을 포함하여 할당된 슬롯의 수가 식 (7)에서 계산된 주기 NSP_{max} 를 초과하지 않는 한 위의 과정을 반복한다. 기지국의 MT_R 관리자에 등록된 예약 상태의 연결들에 슬롯을 할당할 때에는, 패킷별 잔여 수명 L_{res} 이외에도 클래스별 우선 순위 역시 고려되어야 한다. 또한 한 주기에 할당받을 수 있는 슬롯의 수를 트래픽 별로 제한하므로써 트래픽 제어를 수행하게 된다. 이와 같이 처리되기 위한 흐름도는 그림 5와 같다.

그림 5에서와 같이 이전의 절차에 의하여 임의의 연결 k 가 결정되었더라도, 클래스별 서비스 품질을 유지하기 위하여 연결 k 의 선택이 취소될 수 있다. 이 때 선택이 취소된 연결 k 는 새로운 연결이 결정되어 슬롯을 할당받기 전까지는 슬롯 할당 절차에서 제외되도록 MT_R 관리자에서 tagging된다. 각

서비스 클래스의 품질이 유지되기 위해서는 다음의 원칙이 요구된다. 즉 그림 5에서와 같이 CBR, VBR, ABR 트래픽들에 대해서는 최대 전송률 R_{peak} 을 초과하지 않는 범위 내에서 슬롯을 할당한다. 이 후 여분의 대역을 이용하여 UBR 트래픽에 대하여 슬롯의 할당이 수행된다.

좀 더 세부적으로 살펴보면, VBR 트래픽의 경우 CBR 트래픽에 대한 슬롯 할당이 완료된 이후에 슬롯을 할당받을 수 있다. ABR 트래픽의 경우에는 자신의 전송률이 R_{min} 에 이를 때까지는 CBR, VBR 트래픽들과 동등하게 취급되지만, 그 이후에는 CBR, VBR 트래픽에 대한 할당이 끝날 때까지 할당을 멈추게 된다.

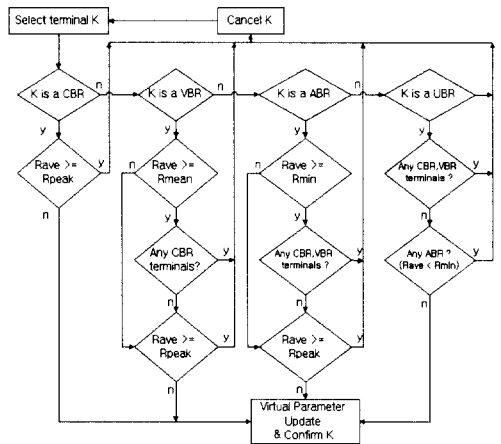


그림 5. 서비스 클래스별 슬롯 할당의 흐름도

III. 시뮬레이션 및 성능분석

1. 시뮬레이션 환경

다양한 트래픽 환경에서 DSPA 알고리즘의 성능 평가를 위하여, event-driven 방식의 큐잉 시뮬레이션 라이브러리인 SMPL^[6]을 이용하여 시뮬레이션을 수행하였다. 성능 평가의 기준과 비교 분석을 위하여 유럽 MBS 과제의 DSA++ 환경^{[3][7]}을 원형으로 하며, 이 프로토콜 구조에 DSPA 알고리즘을 적용시켜 여러 측면에서의 성능을 비교 평가하였다. 표 1은 시뮬레이션의 사양을 정리하여 보여주며, 여기서 패킷 오버헤드 비율은 무선 구간의 패킷 전송 시 요구되는 오버헤드를 나타낸다.

본 논문에서 성능의 비교 대상이 되는 알고리즘들은 다음과 같다.

표 1. 시뮬레이션 사양.

채널 속도	34 Mbps
슬롯 시간	0.02 msec
슬롯 오버헤드 비율	0.4
슬롯 크기	85 bytes

표 2. 서비스 클래스별 트래픽 특성.

	CBR	VBR	ABR
최대 전송률 (R_{peak})	64 kbps	5 Mbps	3 Mbps
평균 전송률 (R_{mean})	un-specified	2.5 Mbps	un-specified
최소 전송률 (R_{min})	un-specified	un-specified	64 kbps
버스티 정도 (B)	1	2	un-specified
평균버스트 길이 (L_{burst})	un-specified	5 msec	un-specified
셀 손실허용률 (CLP)	10^{-6}	10^{-6}	10^{-6}
패킷 최대지연 (D_{max})	5 msec	30 msec	∞

① FSP (Fixed Signalling Period) 알고리즘

고정된 프레임 구조를 가지고 있으므로 고정적인 간격으로 하향 시그널링이 수행된다. 매 프레임마다 경쟁 슬롯과 폴링 슬롯 하나씩이 존재한다.

② DSA++(Dynamic Slot Assignment++)알고리즘

가변 프레임 구조를 가진다. 예약용 슬롯에서 충돌이 발생하면 고정된 최소의 신호 주기를 갖도록 시그널링이 수행되며, 그 외의 경우에는 고정된 최대 신호 주기를 갖도록 시그널링이 수행된다. 프레임마다 예약용 슬롯과 폴링용 슬롯이 존재하며 그 각각의 수는 가변적으로 운영된다^[7].

③ DSPA 알고리즘

가변 프레임 구조를 가진다. 예약용 슬롯에서 충돌이 발생하면 충돌 해결을 위한 최적의 프레임 길이를 산출하여 시그널링이 수행되며, 그 외의 경우에 대해서는 각 연결들의 버스트 예약 지연을 최소화할 수 있는 프레임 길이를 산출하여 시그널링을 수행한다. 프레임마다 예약용 미니슬롯과 폴링용 미니슬롯이 통합된 제어용 슬롯이 존재하며 그 수는 가변적으로 운영된다.

시뮬레이션에 사용된 각 서비스 클래스의 트래픽 특성은 표 2와 같다. 표 2에서 VBR 연결의 경우에는 video telephony나 video retrieval 등의 서비스에 해당되며, CBR은 64 kbps PCM 음성 신호를, 그리고 ABR은 컴퓨터로부터의 데이터 전송을 가정하였다.

2. 제어용 슬롯 발행 알고리즘의 효율 평가

표 3은 총 연결 수가 6개 (CBR 2개, VBR 2개, ABR 2개)이고 총 부하가 전체 채널 대역폭의 75%로 고정된 경우 각 알고리즘별 오버헤드를 비교하고 있다. 이 표에서 RAS 및 PS 비율 (Ratio)은 전체 시뮬레이션된 슬롯 수에 대하여 각 제어용 슬롯이 차지한 슬롯 수를 의미하며, 각각의 효율 (Efficiency)은 발행된 제어용 슬롯에 대하여 낭비되지 않고 사용된 슬롯의 몫으로 표현된다. 이로부터 DSPA의 경우에는 제어용 슬롯들의 사용 효율 증가로 인해 가장 적은 오버헤드로 동작하고 있음을 알 수 있다.

표 3. 알고리즘 별 오버헤드의 비교 (연결 수 = 6개, 총 부하 = 채널 대역폭의 75%).

	RAS Ratio	RAS Efficiency	PS Ratio	PS Efficiency	Total Overhead
FSP	0.067	0.24	0.067	0.36	0.134
DSA++	0.066	0.32	0.025	0.47	0.091
DSPA	0.030	0.52	0.021	0.63	0.051

표 4는 DSPA 알고리즘을 이용하는 경우 본 논문에서 시뮬레이션의 대상으로 삼고 있는 트래픽들에 대한 폴링 시점을 정리한 것이다. 여기서 알 수 있듯이 트래픽들의 D_{max} 와 R_{req} 에 따라 동적으로 폴링 시점이 결정되고 있음을 알 수 있다. 즉, 실시간을 요구하는 트래픽 일수록 P_{exist} 의 값이 작아도 폴링이 되므로 지연을 줄이고 있으며, 비실시간의 트래픽에 대해서는 큰 P_{exist} 에서 폴링하게 된다. 이때 실시간성의 여부는 D_{max} 의 크기에 따라 결정되고 있다. 즉, R_{req} 가 동일한 트래픽들의 경우에는 D_{max} 의 값이 작은 것일수록 폴링이 신속하게 수행된다. 반면, D_{max} 가 큰 트래픽은 가급적 D_{max} 를 최대한 활용하여 실시간 트래픽에 우선권을 상대적으로 높이고 있다. 즉, D_{max} 가 큰 트래픽일수록 P_{exist} 가 커질 때까지 기다리게 되므로 트래픽의 특

성에 따라 폴링의 기준을 동적으로 설정하게 된다. 이와 같이 폴링용 슬롯과 동적 신호 주기의 적절한 할당으로 DSPA 알고리즘은 제어의 효율을 높이고 있다.

표 4. 서비스 클래스별 폴링 시점 T_{poll} 의 비교

	CBR	CBR	VBR	ABR
R_{req}	64 kbps	64 kbps	2.5 Mbps	64 kbps
D_{max}	5 msec	10 msec	30 msec	∞ sec
P_{exist}	0.43	0.6	0.99	-
T_{poll}	2.85msec	3.98msec	0.168msec	0.67msec

표 5. 서비스 클래스 지원 평가를 위한 트래픽.

	Number of Connections	Normalized Offered Load	Cumulative Offered Load
CBR	10	0.03	0.03
VBR	3	0.309 ~ 0.618	0.339 ~ 0.648
ABR	2	0.006 ~ 0.248	0.345 ~ 0.896
UBR	3	-	-

3. 서비스 클래스 지원 평가

다양한 서비스 클래스들이 혼재된 상황의 시뮬레이션을 위한 트래픽은 표 5와 같다. 각 CBR, VBR, ABR 트래픽의 요청 대역을 시스템이 충분히 수용할 수 있는 만큼의 연결 개수를 가정하고 있으며, 그 외의 잉여 대역은 UBR 트래픽에 사용된다.

그림 6에서는 앞서 정의된 트래픽들이 동시에 서비스될 때, 각 트래픽들에 할당된 평균 대역의 누적치를 시간의 진행에 따라 표시하고 있다. CBR 트래픽의 경우에는 고정적인 시간 간격으로 패킷들이 발생되므로, 전체 시뮬레이션 시간에 대하여 대역이 일정하게 할당된다. VBR 트래픽의 경우에는 패킷의 발생율이 변동하지만, 최대 대역 이하에서 가변적으로 대역이 할당되며 전체적으로는 사전 협의된 평균 전송율만큼의 대역을 할당받고 있음을 알 수 있다. ABR 트래픽은 VBR 트래픽들의 변동에 따라 평균적인 전송율이 변동될 수 있는 트래픽이지만, 여기서는 여유 대역이 전체 시간에 걸쳐 충분하므로 지속적으로 최대 전송률에 해당하는 대역을 할

당받고 있다. 반면, UBR 트래픽은 제어를 위한 오버헤드가 차지하는 대역을 제외한 모든 대역을 사용하고 있다.

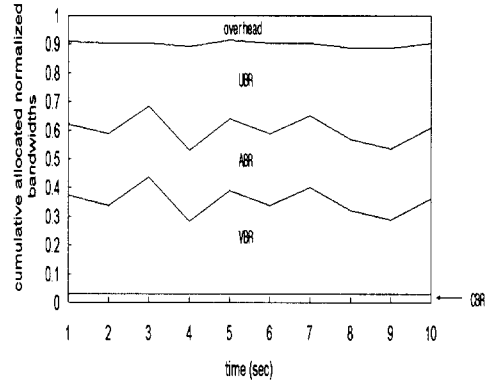


그림 6. 시간 변화에 따른 서비스 클래스별 누적 할당 대역.

그림 6의 결과는 유선 ATM 시스템에서 기대할 수 있는 결과와 일치하고 있으며, DSPA 알고리즘으로 무선 구간에서도 동일한 효과를 가져올 수 있음을 의미한다. 단, 동일한 서비스 클래스 트래픽들의 처리 시에 각 연결로부터의 트래픽에 대역이 적절하게 배분되었는가를 측정하기 위하여 몇 개의 변수를 정의하여 조사하기로 한다.

먼저, $NS_j(t_1, t_2)$ 를 임의의 시간 구간 (t_1, t_2) 에서 연결 j 에 실제 할당된 슬롯의 개수, 그리고 c_j 를 연결 j 가 요청한 단위 시간 (sec) 당 슬롯의 개수를 나타내는 변수로 정의하자. 이 때, (t_1, t_2) 시간 구간 내에서 가장 적은 슬롯을 할당받은 연결을 연결 j_{min} 이라 하고, 가장 많은 슬롯을 할당받은 연결을 연결 j_{max} 라 한다. 만일 모든 연결의 트래픽이 일정한 경우라면, 이들 최소 및 최대의 슬롯을 할당 받은 두 연결의 $NS_j(t_1, t_2)$ 값은 거의 같게 된다. 표 6에는 슬롯 할당의 적합성을 검증하기 위하여 사용된 트래픽과 DSPA 알고리즘을 이용한 처리 결과가 나타나 있다. 여기서 시간 구간 (t_1, t_2) 로서 (0 sec, 10 sec)를 설정하였으며, 이 때 각 연결들은 협상된 트래픽 특성을 준수하는 상황만을 고려하였다.

표 6의 결과에 의하면 각 서비스 클래스 내의 모든 트래픽들이 동등하게 처리되고 있음을 알 수 있다. 뿐만 아니라 클래스들 간에도 요구된 슬롯의 개수에 대하여 할당되는 슬롯의 배분이 공평하게 이루어지고 있다. 즉, CBR, VBR, ABR의 경우에는

관찰 시간 10 (sec) 간 각 트래픽이 요구하는 c_j 의 약 10 배에 해당되는 슬롯들을 할당받고 있으며, UBR의 경우에는 c_j 와 무관하게 CBR, VBR, ABR 트래픽의 요구 사항을 만족시킨 후 나머지의 잉여 대역을 할당받고 있다. 따라서 DSPA의 동적 슬롯 할당 알고리즘은 ATM의 서비스 클래스들을 동시에 수용함에 있어서 합리적으로 동작하고 있음을 알 수 있다.

표 6. DSPA 알고리즘의 슬롯 할당 분석을 위한 입력 트래픽 및 결과 트래픽.

Traffic		c_j	$NS_j(0, 10)$	
CBR		151	j_{min}	1,507
			j_{max}	1,508
VBR	Peak	11,792	j_{min}	58,965
	Mean	5,896	j_{max}	59,022
ABR		7,075	j_{min}	70,738
			j_{max}	70,745
UBR		11,792	j_{min}	45,506
			j_{max}	45,520

IV. 결론

DSPA 알고리즘의 특징을 정리해 보면, 식 (1)부터 (4)까지에 의하여 예약 상태에 있는 연결이 폴링되므로 한 연결이 계속적으로 경쟁하는 상황이 발생하지 않는다. 실시간 특성의 CBR, VBR 등의 버스트 예약이 비실시간 특성을 갖는 ABR, UBR로 인하여 다소 증가할 수 있으나, 앞서 설명되었듯이 그 지연은 폴링과 동적인 최대 주기 할당에 의하여 지연 성능이 보장되는 한도 내에서 제한된다. 따라서 평균적인 패킷의 지연을 줄일 수 있으며, 제어용 슬롯으로 인한 최소한의 오버헤드로 시스템의 성능을 보장하기 위하여 매번 최대 신호 주기의 길이를 동적으로 결정하고 있으므로 이로부터 처리율을 증가시킬 수 있다. 특히 주기 내에 다수 개의 슬롯을 할당함에 있어서, 그 할당되는 슬롯의 개수와 슬롯의 할당 순서가 서비스되는 트래픽에 대하여 최적화 될 수 있으므로 W-ATM이 지원해야 할 여러 서비스 클래스들을 효과적으로 지원할 수 있다.

시뮬레이션을 통하여 살펴 본 바에 의하면, 무선 구간에서 ATM 서비스를 제공하기 위하여 개발된

DSPA 알고리즘은 무선 구간에서 ATM의 여러 서비스 클래스들을 합리적으로 수용할 수 있으며, 최소한의 제어용 오버헤드로 동작하므로 전체 무선 채널의 처리율을 크게 향상시킨다. 뿐만 아니라 서비스되고 있는 연결 수 변화에 대한 허용 부하 한계의 변동이 거의 없으므로 일정한 인가 부하에 대하여 안정한 처리율 성능을 유지할 수 있으며, 트래픽들 간에 슬롯 할당이 공정하게 수행되므로 이 특성을 이용하여 호 수락 제어 등 기타의 제어를 안정적으로 수행할 수 있을 것으로 기대된다.

참고 문헌

- [1] L. P. Dellaverson, "Wireless ATM standardisation in ATM Forum," *Proc. Wireless ATM Workshop*, Espoo, Finland, Sep. 1996.
- [2] D. Raychaudhuri, et. al., "WATMnet: A prototype wireless ATM system for multimedia personal communication," *IEEE Jour. Sel. Areas in Commun.*, vol. 15, no. 1, pp. 83-95, Jan. 1997.
- [3] D. Petras and A. Kramling, "MAC protocol with polling and fast collision resolution for an ATM air interface," *Proc. IEEE ATM Workshop*, vol. 2, San Francisco, USA, Aug. 1996.
- [4] S. Kang, Y. Shin, and S. Choi, "Dynamic signalling period allocation algorithm in wireless ATM MAC protocols," *IEE Electr. Lett.*, vol. 34, no. 22, pp. 2091-2092, 29th Oct. 1998.
- [5] 강상욱, 신요안, 최승철, "무선 ATM MAC 프로토콜에서 동적 신호 주기 할당 알고리즘," *한국통신학회논문지*, 제24권, 제6B호, 1004-1014 쪽, 1999년 6월.
- [6] M. H. MacDougall, *Simulation Computer Systems Techniques and Tools*, The MIT Press, 1987.
- [7] D. Petras, A. Kramling, and A. Hettich, "Design principles for a MAC protocol of an ATM air interface," available at <http://www.comnet.rwth-aachen.de/~petras>.

강 상 욱(Sangwook Kang) 정회원

1992년 2월: 송실대학교 전자공학과 졸업(학사)
1994년 2월: 송실대학교 전자공학과 졸업(석사)
1999년 2월: 송실대학교 전자공학과 졸업(박사)
1999년 3월: (주) 현대서포트 연구원
2000년 3월: 경운대학교 정보통신공학과 전임강사
<주관심 분야> 고속 통신 프로토콜, 트래픽 제어, 통신망 성능 평가

신 요 안(Yoan Shin) 정회원

현재: 송실대학교 정보통신전자공학부 조교수
한국통신학회논문지 제23권 제7호 참조

최 승 철(Seungcheol Choi) 정회원

현재: 송실대학교 정보통신전자공학부 명예교수
한국통신학회논문지 제22권 제10호 참조