
항등비트율 서비스를 위한 GCRA 폴리싱 알고리즘의 성능 해석

김 영 범*

Performance Analysis of GCRA Policing Algorithm for Constant-Bit Rate Service

Young Beom Kim*

요 약

항등 비트율 서비스를 위한 대표적인 사용자 트래픽 통제 알고리즘인 GCRA에 있어서 네트워크의 과부하와 전송 도중 불가피하게 발생하는 전송지연 변동에 따른 사용자 트래픽의 과도한 손실을 방지하기 위해서는 적절한 전송 지연변동 허용치의 설정이 매우 중요하다. 본 논문에서는 항등 비트율의 소스 트래픽에 대한 GCRA 순응검사에서 지연변동 허용치의 범위에 따른 GCRA의 성능을 여러 측면에서 분석하고 적절한 지연변동 허용치 설정을 위한 가이드라인을 제시한다.

ABSTRACT

In implementing GCRA, well known as the representative user traffic policing algorithm for constant-bit rate service, it is essential to set proper values for delay variation tolerance in order to prevent network overload and excessive user data loss due to delay variation incurred inevitably during transmission process. In this paper, we investigate the performance of GCRA algorithm for various values of delay variation tolerance and suggest a guideline for setting proper delay variation tolerance values.

키워드

Constant Bit Rate, GCRA, Policing Algorithm, Delay Variation, Delay Variation Tolerance

I. 서 론

최근 고속통신망을 통한 멀티미디어 애플리케이션 전송 기술에 관한 연구가 비교적 활발해지고 있다. 특히, VoD (video on demand)나 화상회의 (video conferencing)과 같은 멀티미디어 애플리케이션은 향후 고속통신망에 있어서 가장 중요한 애플리케이션이 될 것으로 기대되고 있다[1]. 멀티미디어 트래픽 전송을 위해 비동기전송모드 (ATM: Asynchronous Transfer Mode)에서는 항등 비트율 (CBR: Constant Bit Rate), 변동비트율 (Variable Bit Rate), 가용비트율 (Available Bit Rate) 등의 전송 서비스를 규정

하고 있으며 이 중에서 항등 비트율 서비스는 구현이 가장 간단하며 일정한 전송률과 낮은 전송 지연시간을 필요로 하는 실시간 애플리케이션에 적합하다. MPEG-2와 같은 압축 동영상/오디오 데이터의 전송에 있어서도 짧은 지연시간과 지터 (jitter) 감소를 위해 CBR 서비스를 이용하는 방안에 대한 연구가 진행되고 있으며[2], 기존 CATV 네트워크를 이용한 데이터 통신에 있어서 멀티미디어 트래픽 수용을 감안하여 서비스 품질(QoS: Quality of Service) 지원이 없는 단순한 베스트 에포트 (best effort) 개념의 전송 서비스 대신 CBR over CATV Network 등의 연구가 진행되고 있다[3].

CBR 서비스를 이용한 데이터 전송은 먼저 연결 설정 단계를 거치게 되며 이 단계에서 망-이용자 간에 최대 셀 전송률(PCR: Peak Cell Rate)의 크기 등과 같은 서비스 성격에 관한 약정(contract)이 이뤄진다. 이와 같은 형태의 전송 서비스에서는 이용자가 약정된 전송률(예를 들면 10 Mbps)보다 훨씬 큰 전송률(예를 들어 15 Mbps)로 실제 데이터를 전송함으로써 전체 네트워크에 과부하를 초래하는 위험성이 상존한다. 따라서 네트워크 관리 측면에서 이용자들이 약정된 전송률을 따르도록 강제하기 위한 통제 메커니즘(policing mechanism)이 필요하며 사용자-망 간 접면(user-network interface)에 놓이게 된다. 그러나 사용자 측에서 약정된 셀 전송률을 따른다 하더라도 전송도중 다중화를 거치면서 원래의 주기적인 셀 생성 패턴이 불가피하게 달라질 수 있기 때문에 이를 감안한 통제 메커니즘의 설계는 매우 복잡한 문제가 된다.

대표적인 사용자 트래픽 통제 알고리즘으로서는 [4]에서 채택한 GCRA (General Cell Rate Algorithm)를 들 수 있다. 사용자 트래픽 통제 알고리즘은 각 트래픽 소스로 하여금 약정된 전송률(contractured rate)을 넘지 않도록 강제함과 동시에 다중화, 전송률 표기상의 양자화 에러, 전송측 클럭의 드리프트(clock drift) 현상으로 인하여 불가피하게 발생하는 셀 도착 시간상의 변화에 대해서는 이를 받아들일 수 있도록 충분한 허용치를 둘 필요가 있다. 또한 약정된 전송률을 과도하게 초과하여 트래픽을 생성하는 악의적 소스로부터 네트워크를 보호하기 위해서는 셀 지연 변동 허용치(CDVT: Cell Delay Variation Tolerance)의 값이 너무 높게 설정되지 않도록 제한되어야 한다. 다른 한편으로 CDVT가 너무 작게 설정되면 소스 측의 실제 트래픽 생성 행태가 적법적이라 할지라도 상당수의 셀들이 비순응하는 것으로 처리될 수 있다. 따라서 GCRA를 이용한 사용자 트래픽 통제에 있어서 적절한 CDVT 값의 설정은 매우 중요한 이슈이나 현재까지 CDVT 값이 GCRA의 성능에 미치는 영향에 대한 연구가 거의 없는 형편이다. 관련된 연구는 [5], [6]에서 찾아볼 수 있으나 [5]에서는 셀간격 알고리즘(cell spacing algorithm)이 CBR 트래픽의 CDV에 미치는 영향을 논의하고 있으며, [6]에서는 고속 네트워크에 도착한 셀들에 추가되는 다중화 과정에서 큐잉으로 인한 랜덤 지연시간에 대해 논의하고 있다.

본 논문에서는 항등 비트율 서비스를 위한 대표적인 사용자 트래픽 통제 알고리즘인 GCRA에 있어서 CDVT

값에 따른 GCRA의 성능을 분석하고 적절한 CDVT 값의 설정을 위한 가이드라인을 제시한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 다음 장에서는 항등 비트율 전송 서비스에서 약정 셀 전송률에 대한 소스 측의 순응 여부를 판정하기 위한 GCRA의 동작 메커니즘과 GCRA와 관련한 CDV 허용치 τ 의 설정과 관련한 여러 가지 문제점에 대하여 기술한다. 3장에서는 GCRA의 CDV 허용치 τ 의 설정이 수락 전송률(admitted cell rate)에 미치는 영향을 다각도로 분석하고 적절한 CDVT의 설정을 위한 가이드라인을 제시한다. 마지막 장에서는 결론을 제시한다.

II. 항등 비트율 서비스를 위한 순응 테스트 메커니즘

셀 지연시간 변동 허용치 CDVT는 지연시간 변동에 대한 허용 한계를 의미한다. 셀 들간의 지연변동 CDV는 여러 개의 연결로부터 전송된 셀들이 혼합되면서 생기는 셀 전송률의 변화를 의미한다. 지연변이는 셀이 전송되는 도중 네트워크 운용 및 자원관리에 관한 정보를 운반하는 OAM (operation and maintenance) 셀이나 RM (resource management) 셀 등의 삽입, 전송률 수치 표현상의 양자화 에러, 전송측 클럭의 드리프트(clock drift) 현상 등으로 인하여 불가피하게 발생한다. CDVT는 이러한 현상에 의해 트래픽 소스측에서 약정된 전송률로 올바르게 전송하고 도 셀 지연변동으로 인해 네트워크 인입구에서 수행되는 사용자 트래픽 통제 기능에 의해 비순응(non-conforming) 하는 것으로 판정되어 파기되는 셀의 발생빈도를 줄이려는 목적으로 사용된다.

그림 1은 최대 셀 전송률이 R 로 약정된 CBR 소스에 대해 전송된 셀들의 이론적 도착시간(TAT: Theoretical Arrival Time) t_1, t_2, \dots, t_5 와 셀 지연변동에 따른 실제 도착시간(그림 2에서 시간축 상에서 화살표가 가리키는 지점들), 그리고 지연변동 허용치 τ 의 상관 관계를 나타내고 있다. 전송 셀들의 이론적 도착시간 t_1, t_2, \dots, t_5 은 셀1, 셀2, ..., 셀5가 약정된 전송률 R 을 따랐을 때 정상적으로 도착해야 할 시간을 나타내며 이 때 셀간 도착시간 간격 T 는 $T=1/R$ 으로 주어진다(즉, $t_k = kT, k=1, 2, \dots, 5$). 전송도중 추가되는 CDV로 인하여 셀들의 실제 도착시간

은 그림 1에 보이는 것처럼 이론적 도착시간과 비교하여 약간씩 차이가 생기게 되며 지연변동 허용치 τ 보다 작은 범위 내에서 TAT보다 일찍 도착하거나 늦게 도착하는 셀들은 약정된 전송률을 순응하는 것으로 판정이 되며 이에 해당되지 않는 셀의 경우 비순응 셀로 판정되어 네트워크 인입구에서 즉시 폐기되거나 나중에 폐기할 수 있도록 태깅이 된다. 그림 1에서 셀 1, 셀 5는 대응하는 TAT보다 늦게 도착하였고 셀 2, 셀 3는 TAT보다 일찍 도착하였으나 CDVT만큼 허용되는 구간에 도착하였으므로 모두 순응하는 것으로 판정된다. 반면에 셀 4는 CDVT가 허용하는 범위를 넘어서 너무 일찍 도착함으로써 비순응 셀로 판정된다.

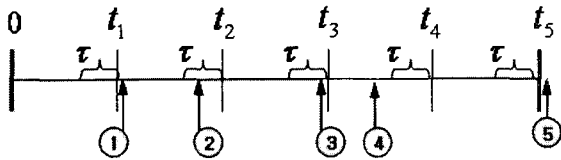


그림 1. 이론적 도착시간, 실제 도착시간, 지연변동 허용치의 관계.

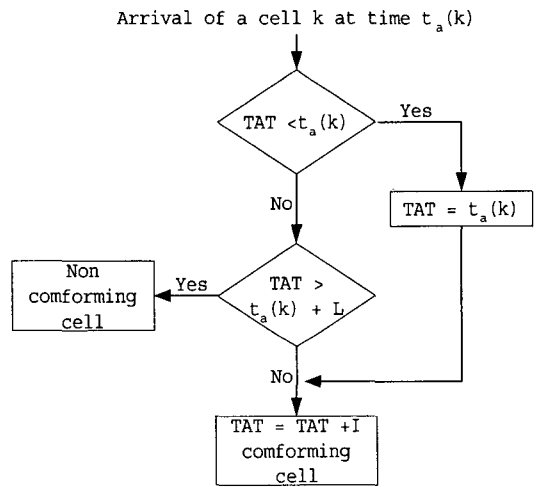
Fig. 1. Relations between theoretical arrival time, actual arrival time, and delay variation tolerance.

위의 예에서 적용된 순응여부 판정 방법은 GCRA으로 정리할 수 있으며 일반적으로 GCRA에는 가상 스케줄링 알고리즘과 연속 상태 리키 버킷 알고리즘의 두 형태가 존재한다 [3]. 그림 2는 가상 스케줄링 알고리즘을 이용한 GCRA의 흐름도를 나타내고 있다. 일반적으로 n 번째 순응 셀의 도착시간을 t_n , 이론적 도착시간을 TAT_n 으로 나타내면 다음 도착 셀의 순응 여부 판별을 위한 이론적 도착시간 TAT_{n+1} 은 $TAT_{n+1} = \max(t_n, TAT_n) + T$ 으로 주어지게 된다.

이어지는 논의를 통하여 R 은 약정된 전송률 R_a 은 CBR 소스의 실제 전송률 (actual cell rate), R_{out} 은 사용자 트래픽 통제기를 통과한 후의 수락 전송률을 나타내기로 한다. 편의상 $R_a = R \cdot a$ 로 표시하면 $a < 1$ 이면 소스의 실제 전송률이 약정 전송률보다 낮고, $a > 1$ 이면 소스의 실제 전송률이 약정 전송률을 초과함을 뜻하게 된다. 또한 함수 $\lfloor x \rfloor$ 은 실수 x 를 넘지 않는 최대 정수를 나타내며 함수 $\lceil x \rceil$ 은 실수 x 보다 작지 않는 최소 정수를 나타내기로 한다. 따라서 $x = 1.25$ 인 경우, $\lfloor x \rfloor = 1$,

$\lceil x \rceil = 2$ 이 된다.

그림 3은 GCRA를 이용한 사용자 트래픽 통제기에 있어서 실제 소스 전송률 R_a , 수락 전송률 R_{out} , 그리고 $GCRA(T, \tau)$ 간의 관계를 도시하고 있다. 이상적인 트래픽 통제기의 성능은 소스 트래픽을 검사하여 실제 소스 전송률이 약정 전송률을 넘어서는 경우 일부 트래픽을 포기하거나 태깅함으로써 수락 전송률을 가능한 약정 전송률에 가깝도록 (즉, $R_{out} \cong R$) 만드는 것이다.



TAT : Theoretical Arrival Time

그림 2. 가상 스케줄링 알고리즘을 이용한 GCRA(L, I)의 동작 흐름도.

Fig. 2. Flow chart of GCRA(L, I) using virtual scheduling algorithm.

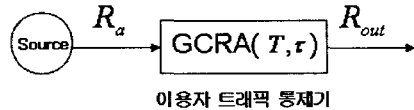


그림 3. GCRA를 이용한 사용자 트래픽 통제기의 개념. Fig. 3. The concept of user traffic policer using GCRA.

다음의 사실은 실제 전송률이 약정 전송률보다 높고 지연변동 허용치가 0일 때 (즉, $\tau = 0$) GCRA의 동작 특성을 보여주고 있다.

Proposition 1. 실제 소스 전송률 $R_a = a \cdot R$ ($a > 1$)일 경우 $GCRA(T, 0)$ 는 매 $\lceil a \rceil$ 개의 셀 중 $\lceil a \rceil - 1$ 개의 셀을 비순응 셀로 버리게 된다.

증명. n 번째 순응 판정을 받은 셀의 도착시간을 t 라고 하면 $n+1$ 번째 순응 셀의 이론적 도착시간 TAT_{n+1} 은 $TAT_{n+1} = t + 1/R$ 으로 주어진다.

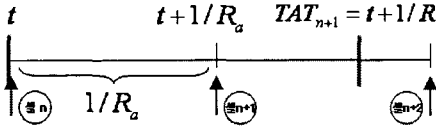


그림 4. 실제 전송률이 약정 전송률보다 큰 경우 도착 패턴.
Fig. 4. The arrival pattern when the actual cell rate is greater than the contracted rate.

소스의 실제 전송률 R_a 은 R 보다 크므로 TAT_{n+1} 보다 일찍 도착하는 셀이 한 개 이상 존재하며 $\tau = 0$ 이므로 구간 $(t, t+1/R)$ 에 도착하는 셀은 모두 비순응 셀로 그리고 시간 $t+1/R$ 또는 그 후에 도착하는 첫 셀은 순응 셀로 판정된다. 여기에서 셀 n 다음부터 처음 순응으로 판정받는 셀까지 도착하는 셀의 개수 N 은 그림 4에서 알 수 있는 바와 같이

$$N = \left\lceil \frac{aR}{R} \right\rceil = \lceil a \rceil$$

으로 주어지므로 전체적으로 $GCRA(T,0)$ 는 매 $\lceil a \rceil$ 개의 셀 중 $\lceil a \rceil - 1$ 개의 셀을 비순응 셀로 처리하게 됨을 알 수 있다. □

Proposition 1로부터 $a > 1$ 일 때 $GCRA(T,0)$ 을 통과한 트래픽의 전송률 (즉, 수락 전송률) R_{out} 은 다음 식으로 주어진다.

$$R_{out} = R_a \frac{1}{\lceil a \rceil} = R \frac{a}{\lceil a \rceil}$$

그림 5는 a 값에 따른 $GCRA(T,0)$ 을 통과한 트래픽의 전송률의 변화를 도시하고 있다. 여기에서 알 수 있는 것은 실제 약정 전송률을 넘어 과다하게 트래픽을 전송하는 소스 (즉, $R_a = 3R, 4R, 5R$)에 비해 불가피하게 약간 넘어서는 경우 (즉, $R_a = 1.1R, 1.2R$), 수락전송률은 약정 전송률의 50% 수준까지 떨어뜨림으로써 과도한 통제를 하게 된다는 사실이다. 이 예에서 알 수 있듯이 $GCRA$ 를

이용한 사용자 트래픽 통제에 있어서 적절한 지연변동 허용치의 설정은 매우 중요한 문제임을 알 수 있다.

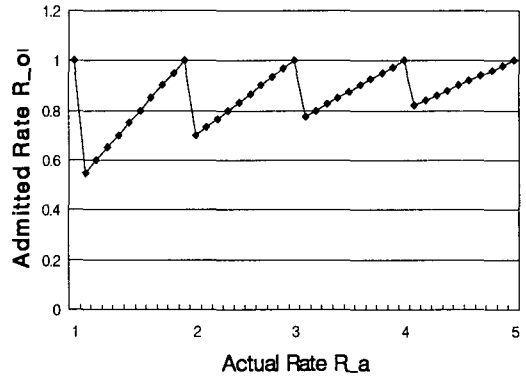


그림 5. $GCRA(T,0)$ 를 적용한 경우 실제 전송률과 수락전송률의 관계.
Fig. 5. The relation between actual rates and admitted rates when $GCRA(T,0)$ is applied.

III. CDVT 설정에 따른 GCRA 성능 분석

이 장에서는 **CBR** 트래픽에 대한 **GCRA** 순응검사에서 실제 소스의 전송률에 대한 지연변동 허용 한계값인 τ 값에 따른 수락 전송률의 변화를 여러 측면에서 분석하고 적절한 지연변동 허용치 설정을 위한 가이드라인을 제시한다.

다음은 실제 소스의 전송률이 약정된 셀을 R 을 초과하고 지연변동 허용치 τ 가 $0 < \tau < T$ 범위의 값을 가질 때 나타나는 수락 전송률을 기술한다.

Proposition 2. $GCRA(T,\tau)$ 에서 셀 지연변동 허용치 τ 이 $0 < \tau \leq T$ 범위의 값을 가지고 실제 전송률 R_a 이 약정된 전송률 R 의 정수배이면 (즉, $R_a = aR$ 이고 $a = 2, 3, \dots$) 수락 전송률 R_{out} 은 약정 전송률과 같아진다.

증명. n 번째 순응 판정을 받은 셀을 기점으로 하여 다음 도착 셀들의 순응 여부를 고려하자. $t = \max(t_n, TAT_n)$ 으로 두면 $n+1$ 번째 순응 셀의 이론적 도착시간 TAT_{n+1} 은 $TAT_{n+1} = t + 1/R$ 으로 주어진다.

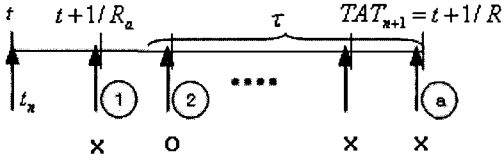


그림 6. $R_a = a \cdot R$ 이고 $a=2,3,\dots$ 인 경우 (x 표시된 셀은 비순응, o 표시된 셀은 순응 셀).
Fig. 6. The case where $R_a = a \cdot R$ and $a=2,3,\dots$

구간 $(t, t+1/R]$ 에 도착하는 셀의 개수는 $(1/R)/(1/R_a) = a$ 이다. a 개의 셀중 구간 $(t+1/R-\tau, t+1/R]$ 에 속하는 첫 셀이 순응하는 것으로 판정되고 나머지 셀은 비순응 셀로 처리된다. 여기에서 $n+2$ 번째 순응셀에 대한 이론적 도착시간 TAT_{n+2} 는 $TAT_{n+2} = t+2/R$ 으로 주어지게 된다. τ 가 $0 < \tau < T$ 범위의 값을 가지는 경우 매 구간 $(t, t+1/R]$ 마다 a 개의 셀이 도착하고 1개 셀만이 순응하는 것으로 결정되므로 순응하는 것으로 판정되는 비율은 $1/a$ 이 된다. 따라서 수락 전송률 R_{out} 은 $R_{out} = R/a = R$ 이 된다. □

Proposition 3. GCRA(T, τ)에서 실제 소스 전송률 R_a 이 약정된 전송률 R 의 $(k+1/2)$ 배이면 ($k=1,2,\dots$) (즉, $R_a = a \cdot R$ 이고 $a=1.5, 2.5, 3.5, \dots$) 셀 지연변동허용치 τ 값의 범위에 따라 수락 전송률 R_{out} 은 다음과 같이 주어진다.

$$R_{out} = \begin{cases} R \frac{a}{\lceil a \rceil}, & 0 < \tau < \frac{T}{2a} \\ R, & \frac{T}{2a} \leq \tau \leq T \end{cases} \quad (1)$$

증명. n 번째 순응 판정을 받은 셀을 기준으로 하여 다음 도착 셀들의 순응 여부를 고려하자. $t = \max(t_n, TAT_n)$ 으로 두면 $n+1$ 번째 순응 셀의 이론적 도착시간 TAT_{n+1} 은 $TAT_{n+1} = t+1/R$ 으로 주어진다. 이 경우 그림 7에 보이는 바와 같이 구간 $(t, t+1/R]$ 에 도착하는 셀의 개수는 $k = \lfloor a \rfloor$ 가 되고 k 번째 셀의 도착시간과 시간 $t+1/R$ 의 차이는 $T/2a$ 가 된다. 그리고 구간 $(t, t+2/R]$ 에 도착하는 전체 셀의 개수는 $2k+1$ 이 됨을 알 수 있다.

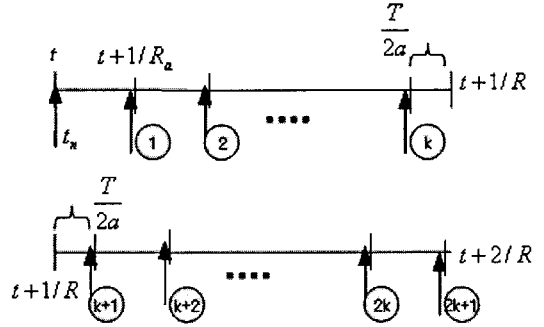


그림 7. 도착 간격 T/a 에 대한 셀 도착 패턴.
Fig. 7. The cell arrival pattern when the inter-arrival time is T/a .

(Case 1) τ 값의 범위가 $0 < \tau < \frac{T}{2a}$ 인 경우:

이 경우 처음 $k+1$ 개 도착 셀들에 대한 순응여부 판정 결과는 그림 8과 같다. 처음 k 개 셀은 비순응으로 마지막 $k+1$ 번째 셀은 순응으로 결정된다. 구간 $(t, t+1/R + \frac{T}{2a}]$ 동안 $k+1$ 개 도착 셀들 중 1개꼴로 순응판정을 받게 되고 이러한 패턴은 같은 모양으로 계속 반복되므로 (즉, 다음 반복구간의 경우 $t_{n+1} = t + \frac{1}{R} + \frac{T}{2a}$, $TAT_{n+2} = t_{n+1} + \frac{1}{R} = t + \frac{2}{R} + \frac{T}{2a}$) 수락 전송률 R_{out} 은 $R_{out} = R_0 / (k+1) = R \frac{a}{\lceil a \rceil}$ 이 된다.

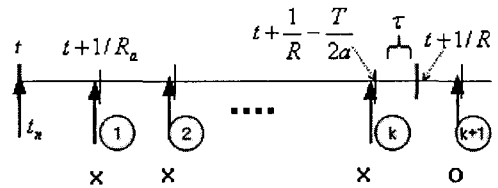


그림 8. τ 값의 범위가 $0 < \tau < \frac{T}{2a}$ 일 때 도착 셀들에 대한 순응여부 판정결과.
Fig. 8. A conformance test result for arriving cells when $0 < \tau < \frac{T}{2a}$.

(Case 2) τ 의 범위가 $\frac{T}{2a} \leq \tau \leq T$ 인 경우:

이 경우 구간 $(t, TAT_{n+1}]$ 에 도착하는 k 개의 셀 중에

서 구간 $[TAT_{n+1}-\tau, TAT_{n+1}]$ 에 가장 먼저 속하는 셀이 순응하는 것으로 판정되고 나머지 $k-1$ 개의 셀은 비순응으로 결정된다(그림 9에서 2번 셀). 그림 9에서 알 수 있듯이 다음 구간 (TAT_{n+1}, TAT_{n+2}) 동안에는 $k+1$ 개의 셀이 도착하게 되며 이 중에서 구간 $[TAT_{n+2}-\tau, TAT_{n+2}]$ 에 가장 일찍 속하는 셀이 순응하는 것으로 판정된다. 그림 9에 보이는 전체 구간 (t, TAT_{n+2}) 에서 총 $2k+1$ 개의 셀이 도착하고 이 중 2개의 셀이 순응하는 것으로 결정되며 이러한 순응여부 결정 형태는 계속 반복된다. 따라서 $2k+1 = 2(k+1/2) = 2a$ 임을 감안하면 수락 전송률 R_{out} 은 $R_{out} = R_a \frac{2}{2a} = R$ 이 됨을 알 수 있다. □

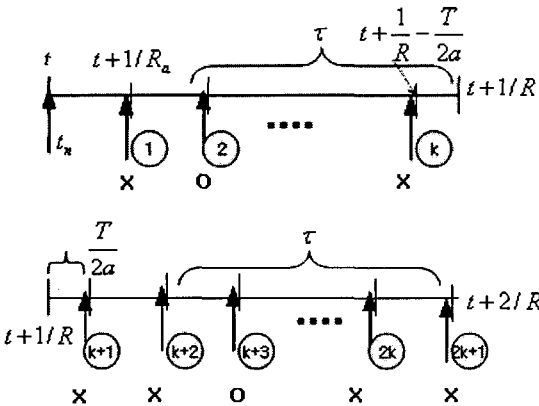


그림 9. τ 의 범위가 $\frac{T}{2a} < \tau < T$ 일 때 도착 셀들에 대한 순응여부 판정결과.
Fig. 9. A conformance test result for arriving cells when $\frac{T}{2a} < \tau < T$.

Proposition 3에서 식(1)을 좀 더 정리하면 $a = k + 1/2$ ($k = 1, 2, \dots$)이므로 $0 < \tau < \frac{T}{2a}$ 인 경우 다음의 식이 성립한다.

$$R_{out} = R \frac{a}{[a]} = R \frac{k+1/2}{k+1} = \left(1 - \frac{1}{2(k+1)}\right) R.$$

따라서 예를 들어 $k=1$ 인 경우 $R_{out} = 3/4R$, 그리고

$k=2$ 인 경우 $R_{out} = 5/6R$ 이 됨을 알 수 있다.

다음은 소스의 실제 전송률 R_a 가 약정 전송률 R 보다 약간 큰 경우에 셀 지연변동 허용치 τ 의 크기가 수락 전송률 R_{out} 에 미치는 영향을 보여주고 있다.

Proposition 4. GCRA(T, τ)에서 $0 < \tau < T$ 일 때 실제 소스 전송률 R_a 가 약정 전송률 R 보다 크고 $2R$ 보다 작으면 (즉, $1 < a < 2$) 수락 전송률 R_{out} 은 $R_{out} = \frac{k}{k+1} R_a$ 으로 주어진다. 여기에서 $k = \lceil \frac{\tau a}{T(a-1)} \rceil$.

증명. n 번째 순응 판정을 받은 셀의 도착시간을 t_n 이라고 하면 다음 셀의 도착시간은 $t_n + 1/R_a$ 이 되고 $n+1$ 번째 순응 셀의 이론적 도착시간 TAT_{n+1} 은 $TAT_{n+1} = t_n + 1/R$ 으로 주어진다. n 번째 순응 셀의 다음 셀의 실제 도착시간과 이론적 도착시간의 차를 ΔT 으로 정의하면 $\Delta T = 1/R - 1/R_a = 1/R(1 - 1/a)$ 이 된다.

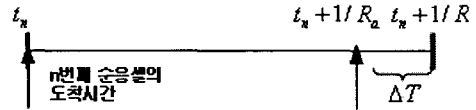


그림 10. ΔT 의 정의.
Fig. 10. The definition of ΔT .

n 번째 순응 셀 다음에 도착하는 셀들에 일련번호 1, 2, 3, ...를 매기면 셀 i ($i = 1, 2, \dots$)의 실제 도착시간은 대응하는 이론적 도착시간 $t_n + i \cdot 1/R$ 에 비해 $i\Delta T$ 만큼 빨라짐을 알 수 있다.

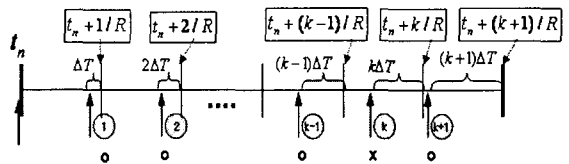


그림 11. n 번째 순응 셀을 기준으로 했을 때 후속 셀들의 도착 패턴.

Fig. 11. Starting from the n -th conforming cell, the arrival pattern of the consecutive cells.

도착시간차 $i\Delta T$ 가 처음으로 도착시간 변동 허용치 τ ($0 < \tau < T$)를 넘어서는 셀의 일련번호를 k 라 하면 k 와 τ 간에는 다음의 관계식이 성립한다.

$$(k-1)\Delta T \leq \tau < k\Delta T, \quad k=1,2,\dots \quad (2)$$

이 경우에 그림 11에 보이는 바와 같이 처음 $k-1$ 개 셀은 순응 셀로 판정되고 k 번째 셀은 비순응, 그리고 $k+1$ 번째 셀은 순응하는 것으로 결정되며 $n+k$ 번째 순응 셀에 대한 이론적 도착시간 TAT_{n+k} 는 $t_n + k/R$ 이나 다음 도착셀을 위한 이론적 도착시간은 셀 $k+1$ 의 실제 도착시간을 t_{n+k+1} 이라 하면 $TAT_{n+k+1} = t_{n+k+1} + 1/R$ 으로 설정된다. 전체적으로 구간 $(t_n, t_{n+k+1}]$ 동안 $k+1$ 개의 셀이 도착하고 이중 1개 셀이 비순응, k 개 셀이 순응 판정을 받게 되며 구간 $(t_n, t_{n+k+1}]$ 동안의 셀 도착 및 순응 판정 패턴은 이후 동형 반복이므로 결과적으로 수락 전송률 R_{out} 은 $R_{out} = \frac{k}{k+1}R$ 이 된다. 여기에서 k 는 식 (2)를 만족시키므로 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$k = \lceil \frac{\tau}{\Delta T} \rceil = \lceil \tau \frac{aR}{a-1} \rceil = \lceil \frac{\tau}{T} \frac{a}{a-1} \rceil. \quad \square$$

Remark. Proposition 4에서는 지연시간 변동 허용치 τ 의 범위가 $0 < \tau < T$ 로 가정하고 있으나 τ 의 범위를 엄밀하게 정한다면 실제로 $0 < \tau \leq (\lfloor T/\Delta T \rfloor - 1)\Delta T$ 를 만족하여야 한다. 이에 대한 증명은 다음과 같다.

실제 소스 전송률 R_a 는 $R_a > R$ 이므로 어떤 구간에는 두 개의 셀이 도착하는 경우가 생긴다. Proposition 4의 증명과정에 있어서 n 번째 순응 셀의 도착시간 t_n 을 기점으로 다음 도착하는 셀들과 대응하는 이론적 도착시간 간의 차는 계속해서 ΔT 만큼 증가하게 되며 도착시간차는 결국 T 와 같거나 넘어서게 된다. 도착시간차가 T 를 넘어서기 직전 셀의 일련번호를 K 라 하면 $K = \lfloor \frac{T}{\Delta T} \rfloor$ 의 등식이 성립한다. 그림 12에서 보듯이 τ 의 범위가 $((K-1)\Delta T, K\Delta T]$ 이면 셀 $K-1$ 과 셀 K 는 각각 순응, 비순응으로 그리고 셀 $K+1$ 은 순응으로 판정 받게 된다. 이 경우 셀 K 과 셀 $K+1$ 은 모두 동일 구간 $(t_n + \frac{K-1}{R}, t_n + \frac{K}{R}]$ 에 놓이게 된다(그림 13 참조).

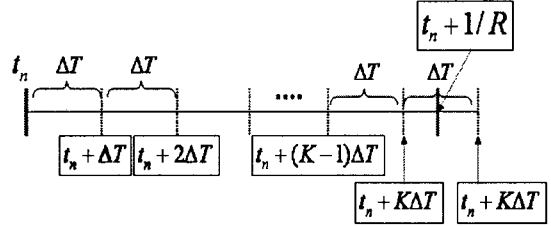


그림 12. 지연변동 허용치 τ 의 적정범위.
Fig. 12. The proper range of τ .

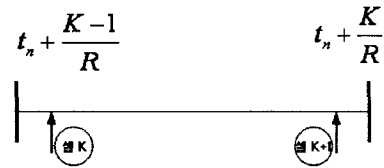


그림 13. 동일 구간에 두 개의 셀이 도착하는 경우.
Fig. 13. The case where two cells arrive in the same interval.

셀 $K+1$ 가 셀 K 에 대한 이론적 도착시간보다 앞서 도착하고 셀 K 대신 순응으로 판정되기 때문에 다음 도착 셀(즉, 셀 $K+2$)에 대한 TAT계산은 셀 $K+1$ 의 실제 도착시간대신 셀 K 에 대한 이론적 도착시간을 기준으로 계산된다. 따라서, Proposition 4의 증명과정과는 달리 셀 도착 및 순응 판정 패턴이 동형 반복되는 구간을 정할 수 없게 되므로 Proposition 4의 결과가 성립하지 않게 된다. 따라서, Proposition 4가 성립하기 위한 τ 의 범위는 $0 < \tau \leq (K-1)\Delta T = (\lfloor \frac{T}{\Delta T} \rfloor - 1)\Delta T$ 를 만족하여야 한다.

다음은 Proposition 4에서 적용된 셀 지연변동 허용치 τ 가 $T = 1/PCR$ 과 같게 설정되면 수락 전송률은 약정 전송률과 같아짐을 보이고 있다.

Corollary 1. Proposition 4에서 $\tau = T$ 이면 수락전송률은 $R_{out} = R$ 이 된다.

증명. $R_{out} = R$ 임을 증명하기 위해서는 모든 구간 $((n-1)T, nT]$ ($n=1,2,\dots$)에 대해 각 구간별로 순응하는 셀은 오직 한 개임을 보이면 된다. Proposition 4의 가정과 같이 $1 < a < 2$ 이면 길이 T 인 구간에 도착할 수 있는 셀의 개수는 1 또는 2이다. 따라서 전체 시간축을 길이 T

인 일정구간으로 나누어 셀들의 도착 패턴을 살펴보면 셀들의 도착 패턴은 다음과 같이 두 가지 경우가 나타난다.

(Case 1) 연속적인 셀이 서로 다른 구간에 도착하는 경우

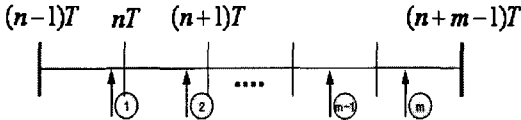


그림 14. 셀이 서로 다른 구간에 도착하는 경우.
Fig. 14. The case where cells arrive in distinctive intervals.

그림 14에서 보듯이 $\tau = T$ 이므로 모든 구간마다 오직 한 개의 셀이 도착하며 이 모든 셀은 순응하는 것으로 판정된다.

(Case 2) 연속적인 셀이 같은 구간에 도착하는 경우

시간이 지속적으로 경과하면 어떤 구간에는 두 개의 셀이 도착하는 경우가 생길 수 있다.

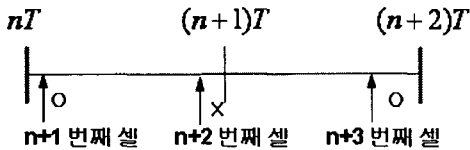


그림 15. 두 개의 셀이 같은 구간에 도착하는 경우.
Fig. 15. A case where two consecutive cells arrive in the same interval.

그림 15에서 보듯이 구간 $(nT, (n+1)T]$ 에 두 개의 셀이 도착하면 첫째 셀은 순응 셀로 판정되지만 두 번째 셀은 이론적 도착시간 $(n+2)T$ 을 기준으로 $\tau = T$ 보다 큰 시간만큼 일찍 도착하므로 비순응 셀로 판정되어 결국 두 개의 셀이 도착한 구간 $(nT, (n+1)T]$ 에는 1개의 셀만이 순응하게 된다. Case 1과 Case 2를 종합하면 각 구간마다 순응하는 셀은 오직 하나만 존재하게 되므로 $R_{out} = R$ 이 된다. □

Proposition 2,3,4와 Corollary 1을 종합해 보면 실제 소스 전송률 R_a 가 약정 전송률 R 을 약간 상회하는 경우 (즉, $R < R_a < 2R$ 인 경우) GCRA(T, τ)를 통하여 수락 전송률을 약정 전송률과 같아지도록 강제하기 위해서는 CDVT 값을 T 로 설정해야 함을 알 수 있다.

IV. 결론

항등 비트율 서비스를 위한 대표적인 이용자 트래픽 통제 알고리즘인 GCRA에 있어서 악의적인 이용자로부터 네트워크를 보호하고 전송도중 불가피하게 발생하는 전송지연 변동으로 말미암은 적법적인 이용자 데이터의 과도한 손실을 방지하기 위해서는 적절한 CDVT 값의 설정이 중요하다. 본 논문에서는 먼저 CDVT가 너무 작게 설정되는 경우 나타나는 문제점을 제시하고 다양한 CDVT 값의 범위에 따른 GCRA의 성능을 분석하였다. 실제 소스 전송률이 약정 전송률을 약간 상회하는 경우 수락 전송률을 약정 전송률과 같아지도록 강제하기 위한 CDVT 값은 T 에 가깝도록 설정해야 함을 보였다. 본 논문의 연구는 송신측 클럭의 드리프트 같은 지연변동에 의해 CBR 트래픽의 셀간 간격이 일정한 값으로 좁혀진 경우에 대한 적절한 CDVT 값의 설정에 관한 것이나 랜덤한 지연변동에 대한 연구는 추후 계속되어야 할 것이다.

참고문헌

- [1] Bing Zheng, Atiquzzaman, M., "System design and network requirements for interactive multimedia", IEEE Tr. on Circuits and Systems for Video Technology, vol.15, Jan. 2005, pp.145-153
- [2] Kabir, H. et. al., "A CBR-streaming scheme for VBR-encoded videos", IEEE Pacific Rim Conference on Communications, Computers and signal Processing, 2005. PACRIM. 2005 24-26 Aug. 2005. pp.213-216.
- [3] Naaman, N., Rom, R., "Scheduling constant bit rate flows in data over cable networks", Computers and Communications, 2002. Proceedings. ISCC 2002. 1-4 July 2002, pp.577-582.

- [4] ATM Forum, ATM User-Network Interface Specification Version 3.0, Sept. 10, 1993.
- [5] A. Fichou, P.-A. Foriel, "Spacing/Policing function on VP/VC basis", ATM Forum Document/94-0049, Jan. 17-20, 1994.
- [6] J. Roberts, F. Guillemin, "Jitter in ATM networks and its impact on peak rate enforcement," Perf. Eval., 16, Nov. 1992, 35-48.

저자소개



김 영 범(Young Beom Kim)

1984년 2월 서울대 전자공학과(공학사)
1986년 2월 서울대 전자공학과(공학석사)
1996년 8월 미 메릴랜드주립대(공학박사)

1997년 9월 ~ 현재 건국대학교 전자공학부 부교수
※주관심분야: 무선 네트워크, ATM, 통신망 트래픽 제어