

마크코프 오류모델 하에서의 LAP 계열 프로토콜들의 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석

조 영 종[†] · 최 덕 규[†]

요 약

본 논문에서는 전송채널의 메모리 (전송오류가 발생하는 형태상의 통계적 상관관계) 특성이 현재 실제 널리 사용되고 있는 오류제어 프로토콜의 성능에 어느 정도 영향을 끼치는가를 연구하고자 한다. 먼저 각 정보블록의 오류발생 형태는 전송오류가 발생하거나 하지 않는 두 가지 상태를 갖는 마르코프 오류모델을 따른다고 가정하고, 이 모델을 다중-거부 옵션을 가진 실제적인 LAP 계열 프로토콜들, 즉 LAPB/D/M 절차들에 적용하여 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석을 행한다. 수치해석을 통해 마르코프 오류모델 하에서 분석된 실제적인 LAP 계열 프로토콜의 전송성능과 전송지연 특성이 일반적으로 가정되는 상호독립적 오류모델을 사용한 결과보다 개선된다는 점을 관찰하고 오류제어 프로토콜의 정확한 성능분석을 위해서는 집중형 오류모델을 사용해야 한다는 결론을 도출한다. 또한 사용자가 인지하는 반응시간의 정확한 평가를 위해 평균과 표준편차를 동시에 고려한 새로운 반응시간 척도를 제안하고, 이를 평균으로만 반응시간을 평가할 경우와 비교하여 새로운 척도가 파라미터 변이에 대해 훨씬 민감하게 반응시간을 평가할 수 있다는 효율성을 입증한다.

Discrete-Time Analysis of Throughput and Response Time for LAP Derivative Protocols under Markovian Block-Error Pattern

Young-Jong Cho[†] · Dug-Kyoo Choi[†]

ABSTRACT

In this paper, we investigate how well the channel memory (statistical dependence in the occurrence of transmission errors) can be used in the evaluation of widely used error control schemes. For this we assume a special case named as the simplest Markovian block-error pattern with two states, in which each block is classified into two classes of whether the block transmission is in error or not. We apply the derived pattern to the performance evaluation of the practical link-level procedures, LAPB/D/M with multi-reject options, and investigate both throughput and user-perceived response time behaviors on the discrete-time domain to determine how much the performance of error recovery action is improved under burst error condition. Through numerical examples, we show that the simplest Markovian block-error pattern tends to be superior in throughput and delay characteristics to the random error case. Also, instead of mean alone, we propose a new measure of the response time specified as mean plus two standard deviations so as to consider user-perceived worst cases, and show that it results in much greater sensitivity to parameter variations than does mean alone.

[†] 정 회 원: 아주대학교 컴퓨터공학부
논문접수: 1997년 9월 23일, 심사완료: 1997년 10월 8일

1. 서 론

통신망의 전송 품질에 대한 문제는 널리 연구되어 온 주제이며, 특히 전송오류 발생은 전송품질에 가장 깊은 영향을 주는 요소이므로 실제 사용환경에서의 전송오류 발생 형태에 대한 문제는 실험과 이론을 통해 깊게 다루어져 왔다 [1]-[3]. 이러한 연구를 통해 디지털 통신 시스템에서 발생하는 전송오류는 그 특성상 집중화되는 (bursty) 분포를 가지며 고전적인 비메모리형의 이중대칭채널(binary symmetric channel) 모델과는 부합되지 않는다는 사실이 잘 알려져 있다. 따라서 전송채널의 메모리 특성을 설명하기 위한 수학적 모델들이 많이 연구되었으며 이들은 크게 발생 모델 (generative model) [4]-[7]과 묘사모델 (descriptive model) [8]-[11]로 대별된다. 또한 채널메모리를 활용하여 전송오류를 효율적으로 제어하고자 하는 방식들도 많이 제안되었다 [12]-[14].

실제적인 데이터 통신에서는 정보의 전송과 이의 오류복구는 블록 단위로 행해진다. 그러므로 오류제어 프로토콜을 설계하거나 이의 성능분석을 행하고자 할 때에는 블록단위의 오류발생 모델을 사용해야 하며 특히 블록들 간의 연속된 오류에 의해 집산화되는 오류발생 형태를 잘 묘사할 수 있는 모델을 개발하는 것이 중요하다. 본 논문의 목적은 블록 단위의 전송오류 모델을 개발하고 이를 실제적으로 많이 사용되는 링크 액세스 절차(LAP: link access procedure)에 적용하여 성능분석을 행하고자 함이다. 이를 위해 먼저 각 정보블록의 오류발생 형태를 모델링하기 위해 두 가지 상태(즉, 전송오류가 발생한 상태와 발생하지 않는 상태)를 갖는 간단한 일차 마르코프 오류모델 (first-order Markov block-error model)을 블록단위에서 유도한다 [13]-[14]. 링크 계층의 프로토콜은 송수신단 간의 링크를 통해 교환되는 전송 정보의 양에 따라 두 가지 (즉 포화 상태와 불포화 상태) 경우로 나누어서 성능분석을 행해야 한다 [15]-[16]. 포화 상태는 송신단의 출력 큐에 언저든지 보낼 정보블록이 존재하는 이상적인 경우를 가정하는 것으로, 이 경우 적절한 성능분석의 척도는 전송성능(throughput), 즉 단위 시간당 오류없이 성공적으로 전송된 평균 비트수, 이다. 불포화 상태는 보낼 정보블록이 항상 존재하지 않고 링크 용량의 일부만이 사용되는 실제적

인 경우를 의미하며 이 경우의 적절한 척도는 반응시간(response time)이다. 본 논문에서는 제안된 마르코프 오류모델을 실제적인 LAP 계열 (LAP derivative) 프로토콜들, 즉 LAPB, LAPD 또는 LAMP 절차들에 적용하여 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석(discrete-time analysis)을 행한다. 수치해석을 통해 마르코프 오류모델 하에서 분석된 LAP 계열 프로토콜의 전송성능과 전송지연 특성이 일반적으로 가정되는 상호독립적(즉 완전 랜덤형) 오류모델 하의 결과보다 개선된다는 점을 관찰하고 오류제어 프로토콜의 정확한 성능분석을 위해서는 집중형 오류모델을 사용해야 한다는 결론을 도출한다.

또한 집중화되는 오류의 영향을 보다 잘 관찰하고자 [17]-[19] LAP 계열 프로토콜의 성능을 향상시키기 위해 ITU-T Q.921/922 권고에 [20] 제안되어 있는 다중-거부 (multi-reject) 옵션을 사용한다고 가정하고 성능분석을 행한다. 다중-거부 옵션을 사용하지 않고 단일-거부(single-reject) 규정만을 사용할 때는 수신단이 틀린 순서의 I-프레임 (information frame)을 수신하면 S-프레임 (supervisory frame)의 하나인 REJ-프레임 (reject frame)을 보내고 원하는 I-프레임을 수신하기 전에는 더 이상 REJ-프레임을 보낼 수 없으며 (단 receive-ready RR-프레임에 의해 폴링될 경우는 예외), 수신단은 거부 상태에서는 순서가 다른 I-프레임도 더 이상 받아들이지 않는다. 그러나 다중-거부 옵션을 사용할 때에는 거부 상태에서도 또 다른 REJ-프레임을 보낼 수 있다. 수치해석을 통해 만일 마르코프 오류모델과 같이 오류가 집산화되어 발생한다면 다중-거부 옵션을 사용하면 LAP 계열 프로토콜의 성능을 획기적으로 향상시킬 수 있다는 사실을 관찰할 수 있다. 그리고 사용자가 인지하는 반응시간의 정확한 평가를 위해 평균과 표준편차를 동시에 고려한 새로운 반응시간 척도를 제안하고, 이를 평균으로만 반응시간을 평가할 경우와 비교하여 새로운 척도가 파라미터 변이에 대해 훨씬 민감하게 반응시간을 평가할 수 있다는 효율성을 입증한다.

이 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 간단한 일차 마르코프 오류모델을 블록 단위에서 유도한다. 3장에서는 유도된 마르코프 오류모델을 실제적인 LAP 계열 프로토콜들에 적용하여 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석을 행한다. 4장에서는 3

장에서 얻어진 수식을 토대로 수치결과를 구하고 중요한 특성들을 관찰하고 분석 결과를 검증한다. 마지막으로 5장에서는 결론을 맺는다.

2. 블록 단위의 마르코프 오류모델

본 논문에서는 서로 인접한 정보블록들 사이의 오류발생 관계를 규정하는 두 가지 상태를 갖는 마르코프 모델을 제안하여 사용한다. 이를 위해 먼저 각 정보블록의 오류발생 형태를 해당 블록 내의 비트오류의 개수가 k 보다 많을 경우에는 상태 B_k (주어진 비트오류밀도 k 에 비해 나쁜 상태), 적을 경우에는 상태 G_k (주어진 k 에 비해 좋은 상태)로 분류하고 오류발생 유형이 단 두 가지 상태를 갖는 마르코프 오류모델을 고려한다. 만일 $k=0$ 인 경우에는 위의 모델은 G_0 와 B_0 두 상태를 갖는 모델, 즉 상태 G_0 일 때는 블록 내에 오류가 발생하지 않고 상태 B_0 일 경우에는 오류가 발생하는 경우, 로 요약된다. 이와 같이 $k=0$ 인 경우를 특히 단순-마르코프 모델이라고 부르기로 하고, 다음과 같은 전이행렬 M_e 을 정의하자:

$$M_e \equiv \begin{bmatrix} p & q \\ r & s \end{bmatrix}. \tag{1}$$

단 여기서 $p \equiv \Pr(G_0|G_0)$, $q \equiv \Pr(B_0|G_0)$, $r \equiv \Pr(G_0|B_0)$, 그리고 $s \equiv \Pr(B_0|B_0)$ 로 정의된 전이확률이다. 전이확률 s 는 오류발생의 집단화 정도를 의미하며 s 의 값이 클수록 일단 오류가 발생하고 나면 오류가 계속될 확률이 높다는 것을 의미한다. 한편 전이확률 p 의 값이 클수록 오류없이 전송할 수 있는 블록들이 연속할 확률이 높다. 또한 p 와 s 의 합으로 정의되는 $\epsilon = p + s$ 은 동일유형(오류의 발생 유무에 따른 패턴)의 블록들이 집단화하는 정도를 나타내는 척도로서 ϵ 은 오류제어 방식의 전송효율을 결정짓는 중요한 요소이므로 특히 집단화계수(clustering coefficient)라고 불린다. p 와 s 는 확률이므로 정의에 의해 $0 \leq \epsilon \leq 2$ 의 범위를 가지며 만일 $\epsilon > 1$ 이면 집단화 경향이 크며 $\epsilon < 1$ 이면 집단화 경향이 작다고 간주한다. 여기서 완전히 상호독립적인 랜덤오류(completely random error)인 경우는 $p=s$ 이며 $\epsilon=1$ 인 경우에 해당되며, $\epsilon=0$ 인 경우는 동일유형의 블록이 연속해서 발생하지 않는 경우이므로 정형오류(deterministic error)를 의미한다. 식 (1)에

서 두 가지 정상상태(steady-state) 확률, 즉 임의의 블록에 오류가 발생할 확률인 블록오류율(block-error rate) π_e 와 오류가 발생하지 않을 확률인 블록성공률 π_c 는 각각 다음과 같이 유도된다.

$$\pi_e = q/(q+r), \quad \pi_c = r/(q+r). \tag{2}$$

또한 x -블록만큼 떨어져 있는 두 개의 블록 사이의 오류발생 형태의 전이행렬인 $M_e(x)$ 은 $M_e(x) = M_e^x$ 와 같은 관계식을 이용하여 다음과 같이 유도된다.

$$M_e(x) \equiv \begin{bmatrix} p(x) & q(x) \\ r(x) & s(x) \end{bmatrix} = \frac{1}{q+r} \begin{bmatrix} r & q \\ r & q \end{bmatrix} + \frac{(1-q-r)^x}{q+r} \begin{bmatrix} q & -q \\ -r & r \end{bmatrix}. \tag{3}$$

여기서 $p(x)$ 는 만일 현재의 블록이 오류없이 전송된다면 시간상으로 x -블록 뒤에 전송되는 블록도 오류없이 전송될 확률을 의미하며, 이와 유사하게 $s(x)$ 는 만일 현재의 블록에 오류가 발생했다면 x -블록 뒤의 블록에도 오류가 발생할 확률을 의미한다.

3. 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석

먼저 링크의 특성은 링크용량 C_i , 단방향의 전이 지연(one-way propagation delay)과 처리지연(processing delay)의 합은 t_p 로 주어지며, 전송오류는 2장에서 유도된 단순-마르코프 모델을 따라 분포한다고 가정한다. 또한 링크를 통해 전송되는 모든 I -프레임은 일정한 길이를 갖는다고 가정한다. 이러한 가정 상에서 I -프레임의 전송시간 t_i 는 정보필드의 길이 L_i 와 헤더의 길이 L_h 에 따라 $t_i = (L_i + L_h)/C_i$ 로 주어지며 S -프레임의 전송시간인 t_s 는 $t_s = L_h/C_i$ 로 주어진다. 왕복전송 확인시간(round-trip acknowledgement time)인 t_{ack} 는 I -프레임을 보내고 이에 대한 응답을 S -프레임을 통해 받는데 소요되는 시간으로 $t_{ack} = 2t_p + t_s$ 으로 주어진다. 한편, 링크 프로토콜 파라미터로서 윈도우 폭 w , 모듈러스 M , 타임아웃 t_{out} 을 사용한다고 가정한다. 이산-시간 분석을 위해 시스템시간은 슬롯(slot)이라 부르는 일정한 값 Δ 로 나뉘어져 있고 한 슬롯동안 하나의 프레임만이 (I -프레임이던 S -프레임이던) 전

송될 수 있다고 가정한다. 이 가정을 통해 얻어지는 결과는 비록 근사적이기는 하지만 충분히 정확한 결과를 도출할 수 있다. 슬롯의 단위로 왕복전송확인시간과 타임아웃 시간을 나타내면 $t_{ack} \equiv D \cdot \Delta$ 및 $t_{out} \equiv K \cdot \Delta$ 로 주어진다고 가정한다. 3.1절에서 먼저 포화 상태에서의 성능분석을 행하고, 3.2절에서는 불포화 상태에서의 성능분석을 행한다.

3.1 최대전송성능의 유도

최대전송성능의 표현식을 쉽게 유도하기 위해 우리는 가상전송시간 (virtual transmission time) T_v , 이라는 개념을 도입한다 [15]. 가상전송시간은 다음과 같이 정의된다:

송신순열수 (sending sequence number) $N(s) = i - 1$ 를 가진 I -프레임이 수신단에서 아무런 오류없이 제대로 수신되었다는 전제하에, $N(s) = i$ 를 가진 I -프레임의 가상전송시간은 송신단에서 전송준비가 완료되어 처음으로 전송을 시도하는 순간부터 전송오류없이 수신단에서 수신이 완료되는 순간까지이다. 전송 오류가 발생한다면 재전송에 필요한 시간만큼씩 가상 전송시간은 늘어날 것이며, 만일 $N(s) = i$ 를 가진 I -프레임이 $M - 1$ 개의 확인받지 못한 이전의 I -프레임들 때문에 윈도우가 폐쇄되어 전송조차 개시되지 못한다면 윈도우가 다시 열릴 때까지 가상전송시간도 그만큼 늘어난다.

위와 같은 가상전송시간을 도입하게 되면 오류가 발생하는 경우 재전송되는 I -프레임과 S -프레임들의 송신순서들에 의해 생겨나는 복잡한 시간관계를 각 I -프레임의 가상전송시간들이 연속적으로 일렬로 나열된 시간관계로 간편하게 대처할 수 있다. 최대전송성능 ρ 는 다음과 같이 표현된다.

$$\rho = L_i / E[T_v] / C_t \tag{4}$$

여기서 $E[X]$ 는 랜덤변수 X 의 기대값을 표시한다. 이산-시간으로 (4)를 다시 표현하면 다음과 같다.

$$\rho = \Delta / E[T_v] \tag{5}$$

즉 가상전송시간의 기대값은 이산-시간으로 표현하면 Δ 의 정수 배의 형태로 유도되어야 할 것이다. 가상

전송시간의 기대값은 D 와 M 의 상관관계를 고려하여 다음과 같은 두 가지 경우로 구별하여 유도하여야 한다: $D > (M - 2)$ 인 (경우-1)과 $D \leq (M - 2)$ 인 (경우-2).

3.1.1 $D > (M - 2)$ 인 경우

이 경우는 T_v 는 전송개시 순간의 윈도우 폭 w 의 값에 의존한다. I -프레임을 n 번의 재전송에 의해서만 성공적으로 전송할 수 있다는 조건하에, 전송개시 순간 윈도우의 폭이 $w = k$ 인 I -프레임의 조건부 평균가상전송시간을 $E[T_{v,n}(w = k)]$ 로 표기한다고 하자.

먼저 $w = 0$ (즉 폐쇄된 윈도우)를 관찰한 I -프레임의 경우부터 살펴보자. 윈도우가 폐쇄되어 있을 때는 모들러스 규칙에 의해 해당 I -프레임은 바로 전송되지 못하고 전송확인용 RR -프레임이 도착하여 윈도우가 다시 열릴 때까지 대기하여야 한다. 이 대기시간 t_d 는 $t_d = t_{ack} - (M - 2)\Delta$, 즉 $[D - (M - 2)]\Delta$ 로 주어진다. $F = [D - (M - 2)]$ 로 정의하도록 하면 t_d 는 $t_d \equiv F \cdot \Delta$ 로 주어지며, 이때 F 는 t_d 를 Δ 에 대해 정규화한 값이 된다. 따라서 해당 I -프레임이 재전송없이 한번만에 성공적으로 전송된다면 $E[T_{v,0}(w = 0)]$ 는

$$E[T_{v,0}(w = 0)] = p \cdot (F + 1)\Delta \tag{6}$$

한편 한 번만에 전송되지 못하고 재전송이 필요한 경우를 살펴보자. 만일 이 I -프레임 뒤의 $(M - 2)$ 프레임들에게 모두 오류가 발생하지 않는다면 이 I -프레임 뒤를 따르는 프레임들 중에서 처음으로 오류없이 제대로 전송되는 프레임이 거부절차 (reject recovery)를 기동시키게 되고 해당 I -프레임의 재전송이 발생할 것이다. 거부절차를 기동시키는 프레임이 해당 I -프레임에서 x ($0 \leq x \leq M - 3$, 즉 $x = 0$ 인 경우가 해당 I -프레임의 바로 뒤 프레임을 의미) 슬롯만큼 떨어져 있다면 해당 I -프레임을 재전송하기 위해 추가로 소요되는 시간은 $[(x + 1) + D + 1]\Delta$ 이며 이러한 사건이 발생할 확률은 $qs^x rp(D + 1)$ 로 주어진다. 만일 이 I -프레임 뒤의 $(M - 2)$ 프레임들에게 모두 오류가 발생한다면 최종적으로 타임아웃절차 (time-out recovery)가 기동하여 해당 I -프레임의 재전송이 발생할 것이다. 이 경우 해당 I -프레임을 재전송하기 위해 추가로 소요되는 시간은 $[(K + 1) + D + 1]\Delta$ 이며 타임아웃이 발생할 확률은 $qs^{M-2} p(D + 1)$ 이다. 이들을 정리하면

$$E[T_{v,1}(w=0)] = \sum_{x=0}^{M-3} q s^x r p(D+1) \cdot [(x+1) + D + 1 + (F+1)]\Delta$$

$$+ q s^{M-2} p(D+1) \cdot [(K+1) + D + 1 + (F+1)]\Delta \quad (7)$$

$$= q p(D+1) \cdot [F + 1 + \beta(w=0)]\Delta,$$

단

$$\beta(w=0) \equiv \sum_{x=0}^{M-3} s^x r \cdot [(x+1) + D + 1] + s^{M-2} \cdot [(K+1) + D + 1].$$

위의 유도과정에 대한 이해를 돕기 위해 (그림 1)에 $n=1$ 이고 $w=0$ 인 경우의 $E[T_{v,n}(w)]$ 시간성분에 대한 타이밍 다이어그램을 도시하였다. 서론에서 언급한대로 본 논문의 해석에는 다중-거부 옵션을 사용한다고 가정하였으므로 해당 I-프레임이 성공적으로 전송될 때까지 계속해서 거부절차나 타임아웃절차에 의한 재전송이 반복해서 수행된다. 만일 n 번의 재전송이 발생하는 경우는 (7)을 n 에 대해 일반화시켜 다음 식을 유도할 수 있다.

$$E[T_{v,n}(w=0)] = q p(D+1) q^{n-1} (D+1) \cdot [F+1 + n\beta(w=0)]\Delta, \quad n \geq 2. \quad (8)$$

따라서, (6)-(8)을 이용하여 윈도우가 폐쇄된 경우의 I-프레임의 가상전송시간의 기대값을 구하면

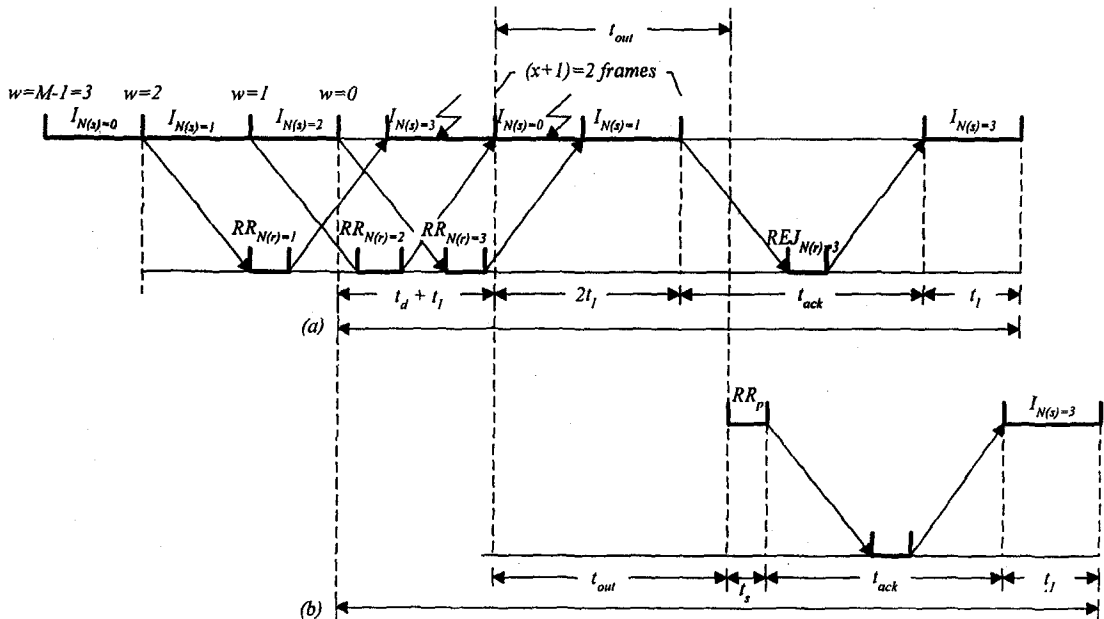
$$E[T_v(w=0)] = \sum_{n=0}^{\infty} E[T_{v,n}(w=0)]$$

$$= [(F+1) + \frac{q\beta(w=0)}{1-q(D+1)}]\Delta. \quad (9)$$

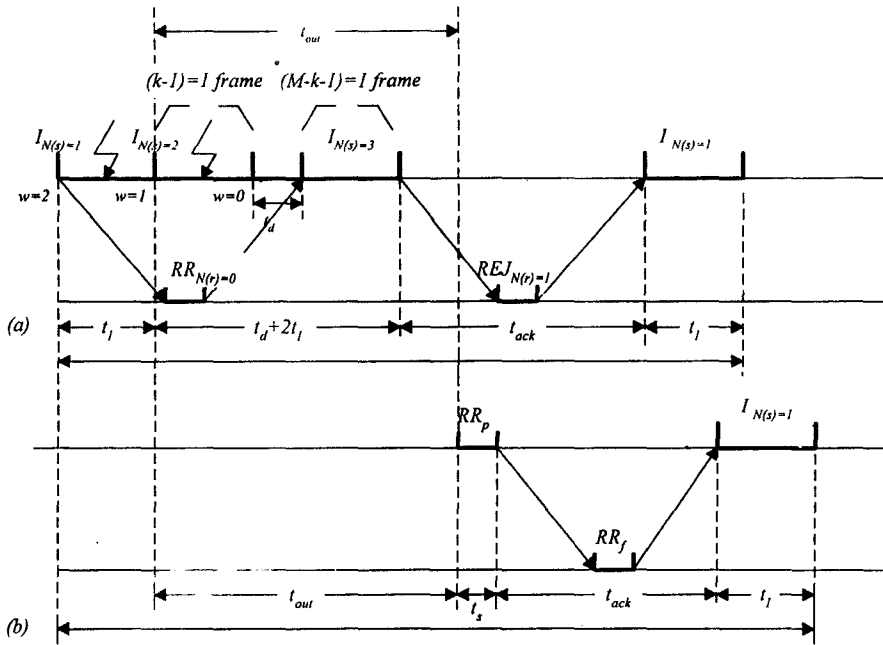
다음으로 전송 개시 순간 $w = k \in \{1, 2, \dots, M-2\}$ (즉 열린 윈도우)로 주어지는 I-프레임의 경우를 살펴 보자. 해당 I-프레임이 재전송없이 한 번만에 성공적으로 전송된다면

$$E[T_{v,0}(w=k)] = p \cdot \Delta \quad (10)$$

이며 이 값은 모든 k 에 대한 일정하다. 식 (10)을 (6)



(그림 1) 폐쇄된 윈도우인 경우의 $E[T_{v,n}(w=0)]$ 시간 성분에 대한 타이밍 다이어그램 ($n=1, M=4, D=3$ 및 $x=1$)
 (a) 거부절차 (b) 타임아웃절차
 (Fig. 1) Timing diagram for the components of $E[T_{v,n}(w=0)]$ when window is closed ($n=1, M=4, D=3$ and $x=1$)
 (a) Reject recovery is made (b) Time-out recovery is made



(그림 2) 열린 윈도우인 경우의 $E[T_{v,n}(w=k)]$ 시간 성분에 대한 타이밍 다이어그램 ($n=1, k=2, M=4, D=3$ 및 $x=1$)
 (a) 거부절차 (b) 타임아웃절차
 (Fig. 2) Timing diagram showing the components of $E[T_{v,n}(w=k)]$ when window is open ($n=1, k=2, M=4, D=3$ and $x=1$)
 (a) Reject recovery is made (b) Time-out recovery is made

과 비교하여 차이점이 생기는 이유를 살펴보면, 윈도우가 열려져 있을 때는 I -프레임은 전송을 시도하자마자 바로 전송될 수 있기 때문이다. 한편 재전송 한 번만에 보내는 경우를 살펴보자. 먼저 거부절차가 개시되어 오류가 회복된다면 추가로 가상전송시간에 더해지는 시간은 x 변수값에 따라 다음과 같이 구별된다:

- i) $0 \leq x \leq k-2$ 일 경우, $[(x+1)+D+1]\Delta$ 만큼의 시간이 $qs^x r p(D+1)$ 의 확률로 더해진다.
- ii) $x=k-1$ 일 경우, $[(x+1)+F+D+1]\Delta$ 만큼의 시간이 $qs^x r(F+1) p(D+1)$ 의 확률로 더해진다.
- iii) $k \leq x \leq M-3$ 일 경우, $[(x+1)+F+D+1]\Delta$ 만큼의 시간이 $qs^{x-1} s(F+1) r p(D+1)$ 의 확률로 더해진다.

다음으로 타임아웃절차에 의해 오류가 회복될 때는 추가로 소요되는 시간은 $[(K+1)+D+1]\Delta$ 이며 타임

아웃이 발생할 확률은 $qs^{M-3} s(F+1) p(D+1)$ 로 주어진다. 이들을 정리하면, 재전송 한 번만에 거부절차나 타임아웃절차에 의해 오류가 회복되는 경우의 가상 전송시간의 기대값은

$$E[T_{v,1}(w=k)] = qp(D+1) \cdot [1 + \beta(w=k)]\Delta, \quad (11)$$

단

$$\begin{aligned} \beta(w=k) &\equiv \sum_{x=0}^{k-2} s^x r \cdot [(x+1)+D+1] \\ &+ s^{k-1} r(F+1) \cdot [k+F+D+1] \\ &+ \sum_{x=k}^{M-3} s^{x-1} s(F+1) r \cdot [(x+1)+F+D+1] \\ &+ s^{M-3} s(F+1) \cdot [(K+1)+D+1]. \end{aligned}$$

위의 유도과정에 대한 이해를 돕기 위해 (그림 2)에는 $n=1$ 이고 $w=2$ 인 경우의 $E[T_{v,n}(w)]$ 성분에 대한 다

이그그램을 도사하였다. n 번의 재전송이 발생하는 경우, (11)을 n 에 대해 일반화하면

$$E[T_{v,n}(w=k)] = qp(D+1)q^{n-1}(D+1) \cdot [1+n\beta(w=k)]\Delta, n \geq 2. \quad (12)$$

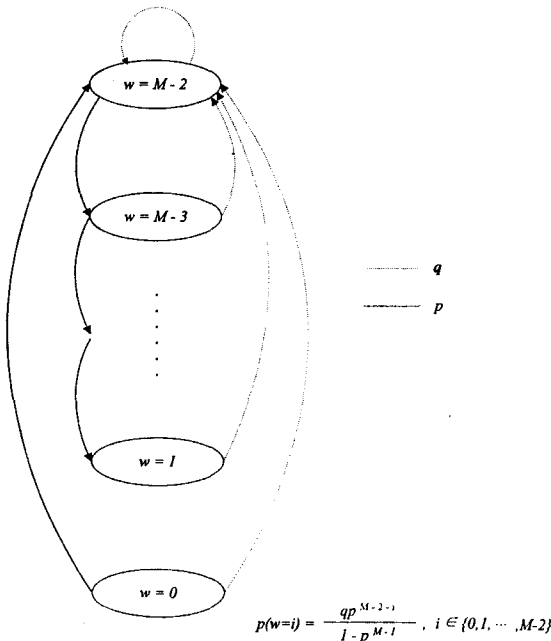
따라서, (10)-(12)을 이용하여 윈도우 폭 $w=k$ 일때 I -프레임의 가상전송시간의 평균값을 구하면

$$E[T_v(w=k)] = \sum_{n=0}^{\infty} E[T_{v,n}(w=k)] \quad (13)$$

$$= [1 + \frac{q\beta(w=k)}{1-q(D+1)}]\Delta, k \in \{1, 2, \dots, M-2\}.$$

위 식에서 $F=0$ 인 경우, $s(F+1)$ 와 $r(F+1)$ 은 각각 s 와 r 로 줄어들므로[식 (3) 참조] 식 (13)은 $F=0$ 일 때의 식 (9)와 동일해 진다.

이제 윈도우의 폭이 어떤 형태로 변하는 지를 관찰해보자. 윈도우의 폭이 변하는 랜덤과정을 마르코프



(그림 3) 윈도우의 폭이 변하는 과정의 상태천이도
(Fig. 3) State transition diagram of the window width process

체인으로 가정하고 상태천이도를 그려보면 (그림 3)과 같다. 즉 윈도우의 폭은 $w=0$ 가 될 때까지 확률 p 로 각 I -프레임이 성공적으로 전송될 때마다 1씩 감소한다. $w=0$ 에서 $w=M-2$ 로 가는 경우는 각 프레임의 가상전송시간의 처음에 주어지는 $M-2$ 개의 윈도우 폭을 의미한다. (그림 3)의 상태천이도에서 임의의 I -프레임의 가상전송시간이 시작될 때 $w=i$ 개의 윈도우가 남아있을 정상상태확률 $P(w=i)$ 는 아래와 같이 유도된다.

$$P(w=i) = \frac{qp^{M-2-i}}{1-p^{M-1}}, i \in \{0, 1, 2, \dots, M-2\}. \quad (14)$$

따라서 w 에 대해 가상전송시간의 평균을 구하면

$$E[T_v] = \sum_{i=0}^{M-2} P(w=i) \cdot E[T_v(w=i)]. \quad (15)$$

식 (9), (13) 및 (14)를 (15)에 대입하면 (경우-1)에 대한 가상전송시간을 구할 수 있고, 이를 (5) 식에 대입하면 최대전송능력을 구할 수 있다.

3.1.2 $D \leq (M-2)$ 인 경우

(경우-1)과 (경우-2)의 주된 차이점은 (경우-2)의 경우에는 가상전송시간은 더 이상 윈도우 폭의 값에 상관없다는 사실이다. 따라서 (15)와는 달리 (경우-2)의 $E[T_v]$ 는 $P(w=i)$ 를 포함시킬 필요없이 $E[T_{v,n}]$ 를 n 에 대해 합하기만 하면 된다. (경우-2)일 때도 오류가 발생하여 오류를 회복하는 절차가 개시되기 이전에 보낼 수 있는 I -프레임의 개수 c 는 제한되어 있다. 더 정확히 c 는 모듈러스 규칙에 의해 윈도우가 폐쇄되어 더 이상 I -프레임을 전송할 수 없을 때까지 또는 윈도우가 열려있어도 타임아웃절차가 개시되기 전까지만 보낼 수 있는 I -프레임들의 수에 의해 결정되므로 아래와 같이 표현된다.

$$c = \min(M-2, K). \quad (16)$$

(경우-2)도 3.1.1절과 마찬가지로 거부절차 또는 타임아웃절차에 의한 오류회복을 모두 고려해야 한다. 먼저 거부절차는 오류가 발생한 I -프레임 뒤에 보낼 수 있는 c 개의 프레임들 중 최소 하나 이상의 프레임이 성공적으로 전송될 때만 개시된다. 따라서 거부절

차를 개시시키는 이러한 프레임이 $y(0 \leq y \leq c-1)$ 슬롯만큼 오류가 발생한 I -프레임에서 떨어져 있다면 회복절차가 마무리될 때까지의 경과시간 $\tau(y)$ 는 아래와 같다.

$$\tau(y) = [(y+1) + D + 1]\Delta, \quad 0 \leq y \leq c-1. \quad (17)$$

다음으로 타임아웃절차는 오류가 발생한 I -프레임 뒤의 c 개의 프레임들이 모두 오류에 의해 버려질 경우에만 개시될 것이고, 이 경우 타임아웃절차에 의해 오류복구가 완료될 때까지 경과시간 $\tau(c)$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$\tau(c) = \begin{cases} (c+1+D+1)\Delta, & \text{if } K \leq c, \\ (K+1+D+1)\Delta. & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (18a)$$

$$(18b)$$

식 (18)의 자세한 해석은 다음과 같다:

- i) 만일 $K \leq c$ 인 경우는 타임아웃은 c 번째 프레임이 전송되는 중간에 발생할 것이고 이미 I -프레임이 전송되고 있으므로 P -비트를 1로 매긴 RR -프레임에 의한 타임아웃 확인 절차(checkpointing)는 진행중인 I -프레임의 전송이 완료되어야만 개시할 수 있다. 이러한 사실에 의해 (18a)같이 표현된다.
- ii) 만일 $K > c$ 인 경우에는 위와 다르게 전송채널이 사용되지 않는 상태이므로 타임아웃이 발생하자마자 바로 타임아웃 확인절차가 개시될 수 있다. (18b)식은 이러한 사실을 반영한다.

재전송 횟수 n 에 대한 $E[T_{v,n}]$ 의 변화는 다음과 같다. 만일 I -프레임이 재전송이 필요없이 한 번만에 성공적으로 전송된다면(즉 $n=0$), $E[T_{v,0}]$ 는 $p \cdot \Delta$ 로 주어진다. 그렇지 않고 n 번의 재전송에 의해서만 성공적으로 전송된다면(즉 $n \geq 1$) $E[T_{v,n}]$ 는

$$E[T_{v,n}] = qp(D+1)q^{n-1}(D+1) \cdot \Delta + qp(D+1)q^{n-1}(D+1) \cdot E[\tau] + qp^2(D+1)q^{n-2}(D+1) \cdot (n-1) \cdot E(\tau), \quad n=1, 2, \dots \quad (19)$$

단

$$E[\tau] = \sum_{y=0}^{c-1} s^y r \cdot \tau(y) + s^c \cdot \tau(c).$$

따라서 (경우-2)의 평균 가상전송시간은 $E[T_{v,n}]$ 를 모든 n 에 대해 합하여 다음과 같이 구해진다.

$$E[T_v] = \sum_{n=0}^{\infty} E[T_{v,n}] = \Delta + \frac{qp(D+1)E[\tau]}{1-q(D+1)} \quad (20)$$

3.2. 사용자가 인지하는 반응시간의 유도

통신 링크가 포화상태가 아닐 때에는 사용자가 인지하는 반응시간 T_u 는 사용자가 발생시킨 I -프레임이 전송단에 도착하여 성공적으로 전송된 후 수신단으로부터 응답을 받는 데까지의 시간이다. 본 논문에서는 T_u 의 평균을 사용하는 대신에 실제로 사용자가 느끼는 가장 긴 지연 정도를 보다 명확히 표현하기 위하여 $ET_u + 2\sigma T_u$ 즉 평균과 표준편차의 두배로 이루어진 새로운 척도를 사용한다. 4장에서는 제안된 새로운 척도가 파라미터 변이에 대해 훨씬 민감하게 반응시간을 평가할 수 있다는 점을 수치결과를 이용해 검증할 것이다. 반응시간은 링크특성과 프로토콜 파라미터의 변화에 따라 심하게 변동한다. 이 절에서는 반응시간이 링크특성 중의 전송오류패턴에 따라 변화하는 정도를 관찰하는 것이 목적이므로 다른 파라미터들은 반응시간에 영향을 주지않을 정도의 최적의 값을 가진다고 가정한다.

사용자가 인지하는 반응시간은 $T_u = T_f + T_k$ 와 같이 두 가지 성분의 합으로 표현된다. 여기서 전달시간(transfer time) T_f 는 I -프레임이 송신단에 도착하여 성공적으로 전송될 때까지의 시간으로, 전송오류가 없을 때에는 $M/D/1$ 큐의 시스템시간(서비스시간과 큐잉시간의 합)과 동일하지만 전송오류가 있을 때는 오류복구절차에 의해 매우 복잡한 식으로 표현된다. 전송확인시간(acknowledgment time) T_k 는 전송채널과 수신단에서 발생하는 지연으로 I -프레임이 성공적으로 수신단에 도착한 순간, 송신단으로의 역방향채널용 전송버퍼의 상태와 전송채널 상태에 따라 결정된다. $ET_u + 2\sigma T_u$ 을 계산하기 위해서는 먼저 T_f 와 T_k 의 고차 모멘트들을 결정해야 한다.

3.2.1 전달시간의 고차 모멘트 유도

1) 전달시간의 두 성분: 전달시간은 3.1절에서 도입

된 가상전송시간을 이용하여 유도할 수 있다. 먼저 전달시간은 $T_f = T_q + T_v$ 와 같은 두 가지 성분의 합으로 표현할 수 있다. 여기서 대기시간(queueing time) T_q 는 임의의 I-프레임이 링크를 통해 전송되기 전까지 전송버퍼에서 대기해야 하는 시간이며, T_v 는 해당 I-프레임의 가상전송시간이다. 만일 전송버퍼를 서비스시간이 가상전송시간에 해당하고 I-프레임의 발생이 Poisson 분포(λ가 평균발생률)를 따르는 하나의 M/G/1 큐로 간주하면, T_q 의 고차 모멘트 식은 잘 알려져 있는 generalized Pollaczek-Khinchine 공식에 의해 다음과 같이 표현할 수 있다 [21]:

$$E[T_q^k] = \frac{\lambda}{1 - \lambda E[T_v]} \sum_{j=1}^k E[T_q^{k-j}] \frac{E[T_v^{j+1}]}{j+1}, \quad k=1, 2, \dots \quad (21)$$

(21) 식을 이용하면 T_f 의 모멘트들도 다음과 같이 표현된다.

$$E[T_f] = E[T_v] + \frac{\lambda E[T_v^2]}{2(1 - \lambda E[T_v])}, \quad (22)$$

$$E[T_f^2] = E[T_v^2] + 2E[T_v] \frac{\lambda E[T_v^2]}{2(1 - \lambda E[T_v])} + \frac{\lambda^2 (E[T_v^2])^2}{2(1 - \lambda E[T_v])^2} + \frac{\lambda E[T_v^3]}{3(1 - \lambda E[T_v])}. \quad (23)$$

따라서 $E[T_f]$ 와 $E[T_f^2]$ 를 구하기 위해서는 T_v 의 처음 세 가지 고차 모멘트들을 먼저 구해야 한다.

2) 가상전송시간의 분해: T_v 의 처음 세 가지 고차 모멘트들을 구하기 위해, 오류가 발생한 I-프레임의 T_e 를 T_e 와 T_r 의 두 가지 성분으로 분해해보자:

i) T_e 성분은 오류가 발생한 I-프레임의 전송이 완료된 순간부터 시작한다. 이후 T_e 는 처음으로 오류없이 성공적으로 전송되는 I-프레임이나, 타임아웃에 의해 P-비트를 1로 매긴 RR-프레임이 성공적으로 전송되는 순간 끝난다.

ii) T_r 성분은 T_e 의 끝부터 시작하여 오류가 발생한 I-프레임을 성공적으로 재전송하는데까지의 시간이다.

만일 I-프레임이 재전송없이 한 번만에 확률 p 로 성공한다면, 가상전송시간은 단순히 Δ 로 결정된다. 그렇지 않고 n 번의 재전송만에 성공한다면 가상전송시

간은 $(n+1)\Delta + n(T_e + T_r)$ 로 결정된다. 즉

$$T_v = \begin{cases} \Delta, & n=0, \\ (n+1)\Delta + n(T_e + T_r), & n \geq 1. \end{cases} \quad (24)$$

다중-거부 옵션을 사용할 때에는 n 은 $qp(D+1)q^{n-1}$ ($D+1$)로 분포하므로 T_v 의 처음 세 가지 고차 모멘트들을 다음과 같이 유도할 수 있다.

$$E[T_v] = \Delta[p + q(f_0 + f_1)] + qf_1(E[T_e] + E[T_r]). \quad (25)$$

$$E[T_v^2] = \Delta^2[p + q(f_0 + 2f_1 + f_2)] + qf_2(E[T_e^2] + E[T_r^2] + 2E[T_e]E[T_r]). \quad (26)$$

$$E[T_v^3] = \Delta^3[p + q(f_0 + 3f_1 + 3f_2 + f_3)] + 3\Delta^2 q(f_1 + 2f_2 + f_3) [E[T_e] + E[T_r]] + 3\Delta q(f_2 + f_3) (E[T_e^2] + 2E[T_e]E[T_r] + E[T_r^2]) + qf_3(E[T_e^3] + E[T_r^3] + 3E[T_e^2]E[T_r] + 3E[T_e]E[T_r^2]). \quad (27)$$

단

$$f_k \equiv \sum_{n=1}^{\infty} n^k \cdot p(D+1)q^{n-1} (D+1) \quad (28)$$

로 정의된다. 이러한 고차 모멘트 식을 유도하면서 T_e 와 T_r 은 상호독립적인 랜덤변수라고 가정하였다. 이러한 가정은 엄밀한 의미에서 정확한 것은 아니지만 수치해석과 시뮬레이션을 통해 그 타당성을 입증할 수 있다.

3) T_e 성분의 유도: χ 를 오류가 발생한 I-프레임이 차지한 슬롯과 이 프레임 이후에 처음으로 성공적으로 전송되는 I-프레임이 차지하는 슬롯 사이의 간격을 의미하는 정수값을 취하는 이산랜덤변수로 정의하자. 오류가 발생한 I-프레임 이후에 처음으로 성공적으로 전송되는 I-프레임이 x 슬롯만큼 ($1 \leq x \leq K$) 떨어져 있다면 x 슬롯이후 거부절차가 개시되는 확률 $P(rej, \chi = x)$ 은 다음과 같이 계산된다.

$$P(rej, \chi = x) = \sum_{n=0}^{x-1} \sum_{a_0+a_1+\dots+a_n=x} s(a_0)s(a_1)\dots s(a_{n-1})r(a_n) \cdot P(\zeta = a_0 \Delta) P(\zeta = a_1 \Delta) \dots P(\zeta = a_n \Delta). \quad (29)$$

여기서 ζ 는 전송에 사용된 임의의 슬롯 끝점에서 출발하여 전송에 사용되는 다음 슬롯의 끝점까지의 간격을 나타내는 정수형 랜덤변수이며, $a_i \in \{0, 1, \dots, m\} > 0$

인 a_i 는 $(i-1)$ 번째와 i 번째 사용 슬롯 사이에 위치하는 사용되지 않은 슬롯의 개수를 나타내는 양의 정수이다. 단, 0번째 전송과 n 번째 전송은 오류가 발생한 I -프레임과 거부절차를 개시시킨 I -프레임의 전송에 대응한다. 한편, K 슬롯 내에 전송되는 모든 I -프레임들이 실패한다면 타임아웃절차에 의한 오류복구가 개시되고 이 확률은 다음과 같이 주어진다.

$$P(\text{timeout}) = 1 - \sum_{x=1}^K P(\text{rej}, \chi = x). \quad (30)$$

따라서

$$E[T_r^j] = [(K+1)\Delta]^j \cdot P(\text{timeout}) + \sum_{x=1}^K (x\Delta)^j \cdot P(\text{rej}, \chi = x), \quad j \geq 1. \quad (31)$$

4) T_r 성분의 분석: 송수신단 사이의 트래픽은 서로 독립적이고 대칭적이라고 가정하면 T_r 은 다음과 같이 주어진다.

$$T_r = 2T_{res} + D\Delta. \quad (32)$$

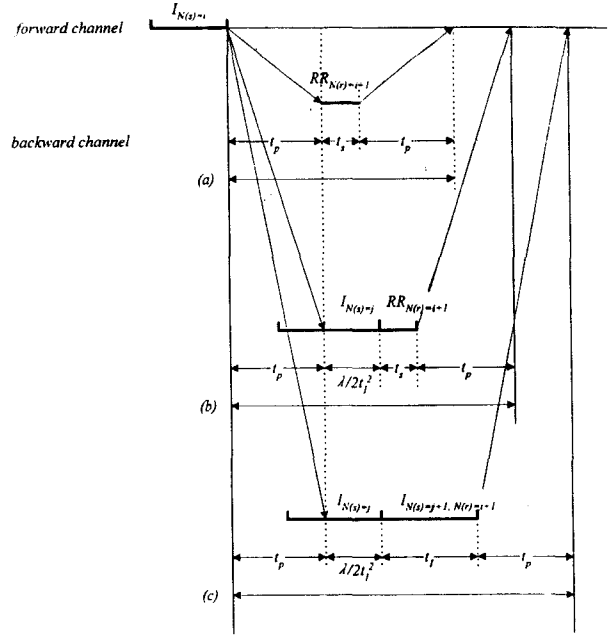
단 여기서 T_{res} 은 오류가 발생한 뒤 처음으로 성공적으로 수신되는 I -프레임이나 타임아웃에 의한 RR -프레임이 수신단에 도착할 때 역방향채널을 통해 이미 전송되고 있는 I -프레임의 잉여전송시간(residual transmission time)을 의미하며, T_{res} 의 고차 모멘트는 다음과 같이 주어진다.

$$E[T_{res}^j] = \lambda \cdot \Delta^{j+1} / (j+1). \quad (33)$$

따라서 (32)-(33)을 통해 T_r 의 고차 모멘트 식은 간단히 유도된다.

3.2.2 전송확인시간의 고차 모멘트 유도

전송확인시간 T_k 의 고차 모멘트 식의 유도는 상대적으로 간단하다. T_k 성분은 I -프레임이 성공적으로 수신단에 도착한 순간, 송신단으로의 역방향채널용 전송버퍼의 상태와 전송채널 상태에 따라 다음과 같이 변화한다:



(그림 4) I -프레임이 도착한 순간 수신단의 상태에 따른 T_k 성분

- (a) 역방향 채널이 사용되지 않을 경우
- (b) 역방향 채널이 사용되고 있지만 보낼 I -프레임이 없는 경우
- (c) 역방향 채널이 사용되고 보낼 I -프레임도 있는 경우

(Fig. 4) Components of T_k according to the receiver's situation at the arrival instance of an I -frame

- (a) When the backward channel is idle
- (b) When the backward channel is occupied but the receiver has no I -frames
- (c) When the backward channel is occupied and the receiver has I -frames

- i) 역방향채널용 버퍼도 비어 있고 역방향채널도 사용되고 있지 않은 경우(이 경우의 확률은 ϕ_0)는 수신한 I -프레임에 대한 전송확인이 RR -프레임을 통해 바로 전달된다.
- ii) 역방향채널은 사용되고 있지만 전송확인을 덧붙여 (piggyback) 보낼 수 있는 I -프레임이 더 이상 역방향채널용 전송버퍼에 존재하지 않을 경우(확률 ϕ_1)는, 수신한 I -프레임에 대한 전송확인이 RR -프레임을 통해 역방향채널이 가용한 순간까지 기다린 후 전달된다.

iii) 역방향채널은 사용되고 있지만 전송확인을 덧붙여 보낼 수 있는 I-프레임이 역방향 채널용 전송버퍼에 존재할 경우(확률 $1-\phi_0-\phi_1$ 임), 수신한 I-프레임에 대한 전송확인은 역방향으로 보내지는 I-프레임에 덧붙여져 전달된다.

위에서 ϕ_m 은 I-프레임이 성공적으로 수신단에 도착한 임의의 순간에 관찰했을 때 역방향채널용 전송버퍼에 존재하는 프레임의 개수가 m 개일 정상상태확률이며, 이 값은 M/G/1 큐에 대한 결과 [22]를 인용하면

$$\phi_m = \begin{cases} \hat{\phi}_m - \hat{\phi}_{m-1}, & m \geq 1, \\ \hat{\phi}_0, & m = 0, \end{cases} \quad (34)$$

단

$$\hat{\phi}_m \equiv (1-\lambda\Delta) \sum_{i=0}^m \frac{e^{i\lambda\Delta} (-i\lambda\Delta)^{m-i}}{(m-i)!}, \quad \lambda\Delta < 1. \quad (35)$$

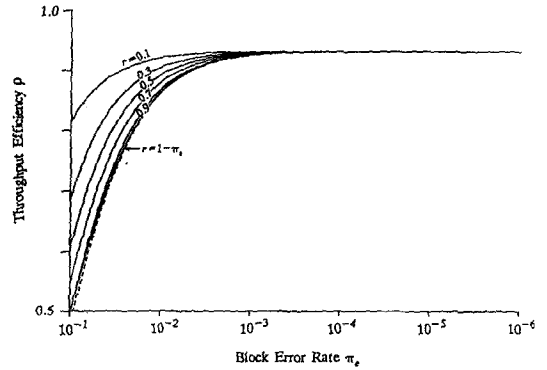
(그림 4)에는 위에서 구분한 세 가지 경우의 예가 도시되어 있다. 세 가지 경우를 고려하여 T_k 의 고차 모멘트를 유도하면 다음과 같다.

$$E[T_k^j] = (1-\lambda\Delta)(3\Delta)^j + (e^{\lambda\Delta} - 1)(1-\lambda\Delta)(3\Delta + \lambda\Delta^2/2)^j + [1 - e^{\lambda\Delta}(1-\lambda\Delta)](3\Delta + \lambda\Delta^2/2)^j, \quad j \geq 1. \quad (36)$$

이 표현식에는 역방향채널에서 발생할 수 있는 전송 오류에 의한 지연은 고려하지 않았다.

4. 수치결과와 해석

이 장에서는 3장에서 유도된 수식을 토대로 전형적인 시스템 파라미터의 함수형태로 LAP 계열 링크의 전송성능과 반응시간에 대한 수치결과를 구한다. 링크의 성능에 영향을 주는 파라미터로는 정보필드 길이 L_i , 처리 및 전이 지연인 t_p , 모듈러스 M , 타임아웃 값인 t_{out} , 그리고 블록 단위의 오류발생 유형 등이 있다. 본 논문의 목적은 오류발생 유형에 대한 링크의 성능을 관찰하는 것이지만 이를 진행하기에 앞서 다른 파라미터들의 영향을 간단히 요약하여 정리해보자. L_i 의 영향은 짧은 길이의 I-프레임을 사용할 경우에는 프레임 헤더에 의한 오버헤드 L_h 의 상대적 증가

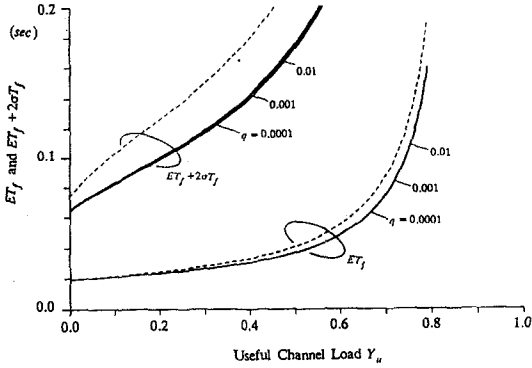


(그림 5) r 을 파라미터로 할 때 블록오류율 π_b 에 대한 최대 전송성능: 랜덤오류의 경우(점선) 및 단순-마크코프 오류의 경우(실선)

(Fig. 5) Throughput efficiency versus block-error rate π_b with r as a parameter: independent error case (dotted line) and simplest Markovian error case (solid line)

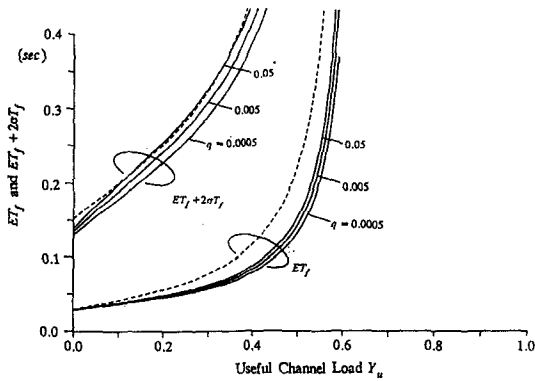
로 인해 전송성능이 저하되며, 긴 길이의 I-프레임을 사용할 경우에는 오버헤드는 줄어들지만 비트오류에 의해 블록에 오류가 발생할 확률이 증가되므로 최대 전송성능과 최소반응시간을 제공할 수 있는 최적의 L_i 값이 존재한다는 것으로 요약된다. 모듈러스 M 에 대해서는, t_p 값이 클 경우에는 M 의 값을 증가할수록 (예를 들면 $M=8$ 에서 128로) 전송성능과 반응시간이 개선되지만, t_p 값이 작은 경우에는 M 의 증가에 의한 성능 개선은 기대할 수 없다고 알려져 있다. 또한 타임아웃 값이 필요없이 클 경우에는 성능의 급격한 저하를 초래한다고 알려져 있다. 아래의 수치계산에 사용된 파라미터의 값들은 다음과 같다: $C_l=64 \text{ kbits/s}$, $L_i=1000 \text{ bits}$, $L_h=32 \text{ bits}$, $t_p=50 \text{ msec}$, $M=8$, $t_{out}=2(t_p+t_i)$. 이들로부터 $D=7$, $K=9$, $F=1$ 를 얻어낼 수 있다.

(그림 5)는 단순-마크코프 모델 하에서 r 을 파라미터로 할 때 블록오류율 π_b 에 대한 최대전송성능 ρ 의 변화를 도시한 것으로, 단순-마크코프 모델과 랜덤오류 모델과의 비교를 위해 랜덤오류에 대한 결과도 동시에 제시하였다. 이를 통해 실제 유효한 블록오류율 범위 내에서 단순-마크코프 오류유형이 상호독립적 오류유형보다 성능이 우월한 결과를 관찰할 수 있고



(그림 6) q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널 부하 Y_u 에 대한 전달시간의 변화($\pi_e = 0.001$): 단일-거부 규정(점선) 및 다중-거부 옵션(실선)

(Fig. 6) Mean and mean plus two standard deviations of the transfer time T_f versus useful channel load Y_u with q and r as parameters when $\pi_e = 0.001$: single-reject feature (dotted line) and multi-reject option (solid line)

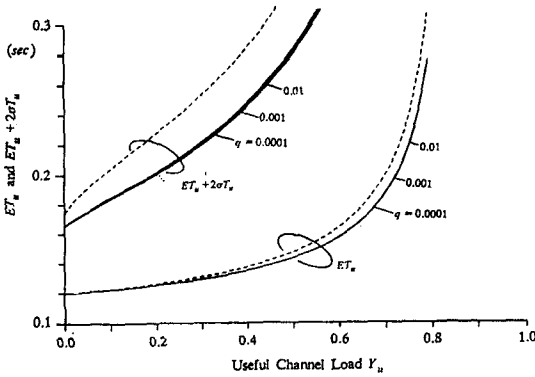


(그림 7) q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널 부하 Y_u 에 대한 전달시간의 변화($\pi_e = 0.01$): 단일-거부 규정(점선) 및 다중-거부 옵션(실선)

(Fig. 7) Mean and mean plus two standard deviations of the transfer time T_f versus useful channel load Y_u with q and r as parameters when $\pi_e = 0.01$: single-reject feature (dotted line) and multi-reject option (solid line)

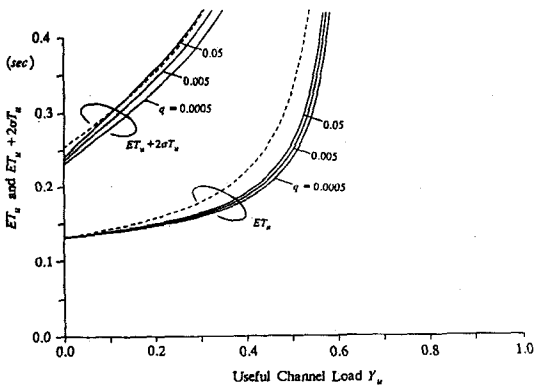
오류제어 프로토콜의 정확한 성능분석을 위해서는 집중형 오류모델을 사용해야 한다는 결론을 내릴 수 있다. 이러한 우월성은 오류가 상호의존적일 경우에는 랜덤오류인 경우보다 오류발생을 집단화하고 오류발생에 따른 악영향을 최소화하기 때문에 얻어진다. 또한 동일한 블록오류율에 대해서도 오류발생이 더욱 집단화하여 오류없는 구간이 길면 길수록(즉 r 값이 작을수록) 성능이 개선된다는 점도 관찰할 수 있다.

(그림 6)과 (그림 7)은 각각 다른 블록오류율을 가정하고 단순-마르코프 모델 하에서 q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널부하 (useful channel load) Y_u 의 변화에 대한 전달시간의 ET_f 과 $ET_f + 2\sigma T_f$ 의 변화를 도시한 것이다. 유용채널부하는 순수한 정보비트를 오류없이 전달하기 위해 활용되는 채널의 사용도를 의미하므로 $Y_u = \lambda L_i / C_i$ 로 표현할 수 있다. (그림 6-7)을 [(그림 6)에서는 $\pi_e = 0.001$, (그림 7)에서는 $\pi_e = 0.01$ 를 가정]비교하여 보면, 먼저 블록오류율의 변화에 따라 ET_f 과 $ET_f + 2\sigma T_f$ 의 변화 정도가 매우 크다는 사실을 관찰할 수 있다. 이 점은 π_e 과 t_b 의 상호상승효과 때문인데, t_b 의 증가 그 자체는 단순히 가상전송시간을 일정하게 증가시키는 역할을 하지만 오류제어 시에는 오류를 검출하고 재전송할 때마다 더욱 가상전송시간을 늘이는 효과가 있다. 즉 π_e 가 클 경우에는 t_b 는 가상전송시간의 평균뿐 아니라 고차 모멘트들도 증가시키고, 따라서 더욱 더 대기시간 T_q 와 전달시간 T_f 도 증가시키게 된다. 다음으로 관찰할 수 있는 점은 π_e 가 일정하다면 q 가 감소할수록 전달시간의 ET_f 과 $ET_f + 2\sigma T_f$ 값들도 감소한다. 왜냐하면 동일한 블록오류율에 대해 q 가 작을수록 오류발생이 더욱 집단화하여 오류에 의해 영향을 받는 블록의 수가 줄어들고, 따라서 오류제어를 위해 행해지는 재전송의 수도 적어지기 때문이다. π_e 가 증가하면 q 의 변화에 따른 전달시간의 개선 정도는 더욱 뚜렷해진다. 특히 Y_u 가 큰 범위 내에서는 (즉, 부하량이 많아질수록) q 의 감소에 따른 전달시간의 감소 정도는 더욱 확실해진다. $q = \pi_e$ 일 경우(즉 랜덤오류일 경우)는 전달시간의 최대한계치(upper bound)에 해당한다는 점도 관찰할 수 있다. 이러한 관찰들을 통해 단순-마르코프 오류유형이 상호독립적 오류유형보다 전달시간에 대한 성능이 우월하다는 결론을 도출할 수 있다.



(그림 8) q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널 부하 Y_u 에 대한 사용자가 인지하는 반응시간의 변화 ($\pi_e = 0.001$): 단일-거부 규정(점선) 및 다중-거부 옵션(실선)

(Fig. 8) Mean and mean plus two standard deviations of the transfer time T_u versus useful channel load Y_u with q and r as parameters when $\pi_e = 0.001$: single-reject feature (dotted line) and multi-reject option (solid line)



(그림 9) q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널 부하 Y_u 에 대한 사용자가 인지하는 반응시간의 변화($\pi_e = 0.01$): 단일-거부 규정(점선) 및 다중-거부 옵션(실선)

(Fig. 9) Mean and mean plus two standard deviations of the transfer time T_u versus useful channel load Y_u with q and r as parameters when $\pi_e = 0.01$: single-reject feature (dotted line) and multi-reject option (solid line)

(그림 8)과 (그림 9)는 각각 다른 블록오류율을 가정하고 q 와 r 을 파라미터로 할 때 유용채널부하 Y_u 의 변화에 대해 사용자가 인지하는 반응시간의 ET_u 과 $ET_u + 2\sigma T_u$ 의 변화를 도시한 것이다. 이 그림들을 관찰해보면 반응시간의 변화 모습은 전달시간의 변화 모습과 형태상 극히 유사하다. 따라서 (그림 6-7)에 대한 해석이 이 그림들에도 그대로 적용 가능하다.

다음으로 다중-거부 옵션의 영향을 살펴보자. (그림 6-9)의 점선들은 단일-거부 규정만을 사용해 얻어진 결과들이다. 이들을 다중-거부 옵션을 적용한 실선들과 비교해보면, 만일 마르코프 오류모델과 같이 오류가 집중화되어 발생한다면 다중-거부 옵션을 사용하면 LAP 계열 프로토콜의 성능을 획기적으로 향상시킬 수(특히 부하가 클수록) 있다는 사실을 관찰할 수 있다.

마지막으로 LAP 계열 프로토콜의 반응시간(또는 전달시간)의 정확한 평가를 위해 평균과 표준편차를 동시에 고려한 새로운 척도의 유용성을 평가해보자. (그림 6-9)를 통해 평균으로만 반응시간(전달시간)을 평가할 경우와 비교하여 보면, 새로운 척도가 파라미터 변이에 대해 훨씬 민감하게 최악의 반응시간(전달시간)을 보다 명확히 평가할 수 있다는 효율성을 관찰할 수 있다. 만일 반응시간(전달시간)이 정규분포를 따른다면 $ET_u + 2\sigma T_u$ (또는 $ET_f + 2\sigma T_f$)는 T_u (또는 T_f)의 97.7 퍼센트일(percentile)에 해당한다. 따라서 이러한 새로운 척도들은 실제로 사용자가 느끼는 가장 긴 지연 정도를 보다 잘 표현할 수 있다.

5. 결 론

실제적인 통신채널 상에서 발생하는 전송오류들은 그 특성상 집중적으로 발생하며, 이러한 사실은 전송채널의 메모리 특성을 잘 활용하여 전송오류를 효율적으로 제어하는 방식을 고려할 필요성을 제공한다. 따라서 본 논문에서 우리는 오류에 대한 메모리 특성이 현재 실제 널리 사용되고 있는 LAP 계열 오류 제어 프로토콜들의 성능에 어느 정도 영향을 끼치는가를 연구하고자 하였다. 먼저 각 정보블록의 오류발생 형태는 전송오류가 발생하거나 하지 않는 두 가지 상태를 갖는 마르코프 오류모델을 따른다고 가정하고, 이 모델을 다중-거부 옵션을 가진 LAPB/D/M 절차

들에 적용하여 전송성능과 반응시간에 대한 이산-시간 해석을 행하였다. 다양한 수치결과를 분석하여 마르코프 오류모델 하에서 얻어진 전송성능과 전송 지연 특성이 일반적으로 가정되는 상호독립적 오류모델 하의 결과보다 훨씬 개선된다는 점을 관찰하고 오류제어 프로토콜의 정확한 성능분석을 위해서는 집중형 오류모델을 가정해야 한다는 결론을 도출하였다. 또한 사용자가 인지하는 반응시간의 정확한 평가를 위해 평균과 표준편차를 동시에 고려한 새로운 반응시간 척도를 제안하고, 이를 평균으로만 반응시간을 평가할 경우와 비교하여 제안된 새로운 척도가 파라미터 변이에 대해 훨씬 민감하게 반응시간을 평가할 수 있다는 점도 검증하였다.

참 고 문 헌

- [1] Y. Yamamoto and T. Wright, "Error performance in evolving digital networks including ISDNs," *IEEE Commun. Magazine*, pp. 12-34, Apr. 1989.
- [2] M. E. Meyer and A. R. K. Sastry, "Performance analysis of tandem burst-error links with applications to ISDN," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-33, pp. 646-653, 1985.
- [3] P. Kubat and R. E. Bollen, "A digital circuit performance analysis for tandem burst-error links in an ISDN environment," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-37, pp. 1071-1076, 1989.
- [4] E. N. Gilbert, "Capacity of a burst-noise channel," *Bell Syst. Tech. J.*, Vol. 39, pp. 1253-1266, Sept. 1960.
- [5] E. O. Elliott, "Estimates of error rates for codes on burst-noise channels," *Bell Syst. Tech. J.*, Vol. 42, pp. 1977-1997, Sept. 1963.
- [6] R. H. McCullough, "The binary regenerative channel," *Bell Syst. Tech. J.*, Vol. 47, pp. 1713-1735, Oct. 1968.
- [7] J. P. Adoul, B. D. Fritchman, and K. L. Kanak, "A critical statistic for channels with memory," *IEEE Trans. on Inform. Theory*, Vol. IT-18, pp. 133-141, Jan. 1972.
- [8] E. O. Elliott, "A model for the switched telephone network for data communications," *Bell Syst. Tech. J.*, Vol. 44, pp. 89-119, Jan. 1965.
- [9] N. Munter and J. K. Wolf, "Predicted performances of error-control techniques over real channels," *IEEE Trans. on Inform. Theory*, Vol. IT-14, pp. 640-650, Sept. 1968.
- [10] J. P. Adoul, "Error intervals and cluster density in channel modeling," *IEEE Trans. on Inform. Theory*, Vol. IT-20, pp. 125-129, Jan. 1974.
- [11] S. Tsai, "Evaluation of burst error correcting codes using a simple partitioned Markov chain model," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-21, pp. 1031-1034, Sept. 1974.
- [12] C. H. Leung et al., "The throughput efficiency of the Go-Back-N ARQ scheme under Markov and related error structures," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-36, pp. 231-234, 1988.
- [13] Young J. Cho and C. K. Un, "Performance analysis of ARQ error controls under Markovian block-error pattern," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-42, pp. 2051-2061, Feb/Mar/Apr. 1994.
- [14] Young J. Cho and C. K. Un, "Modeling and analysis of a tandem link connection under the burst-error condition," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-42, pp. 360-366, Feb/Mar/Apr. 1994.
- [15] W. Bux et al., "Balanced HDLC procedures: A performance analysis," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-28, pp. 1889-1980, Nov. 1980.
- [16] J. Labetoulle and G. Pujolle, "HDLC throughput and response time for bidirectional data flow with nonuniform frame sizes," *IEEE Trans. on Comput.*, Vol. C-30, pp. 405-413, 1981.
- [17] P. T. Brady, "Performance evaluation of multi-reject, selective reject and other protocol enhancements," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-35, pp. 659-666, Jun. 1986.
- [18] P. T. Brady, "Relation of user-perceived response time to error measurements on ISDN data links," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-4, pp.

1210-1217, Nov. 1986.

- [19] P. T. Brady, "Performance of an edge-to-edge protocol in a simulated X.25/X.75 packet network," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-6, pp. 190-196, Jan. 1988.
- [20] ITU-T Recommendations Q.920 and Q.921
- [21] D. Gross and C. Harris, *Fundamentals of Queueing Theory*, New York: Wiley, 1985.
- [22] C. D. Pack, "The output of an M/D/1 queue," *Oper. Res.*, Vol. 23, pp. 750-760, July-Aug. 1975.



조 영 종

- 1983년 서울대학교 전자공학과 (공학사)
- 1985년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(공학석사)
- 1989년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(공학박사)

1985년~1988년 금성전기연구소 네트워크연구실(주임연구원)
 1989년~1995년 LG정보통신 중앙연구소 ATM 교환연구실(책임연구원)
 1991년 AT&T Bell Lab 파견연구원
 1996년~현재 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 조교수
 관심분야: 컴퓨터네트워크, 초고속통신망, 무선통신망, 무선ATM 등



최 덕 규

- 1966년 서울대학교 공과대학 원자력공학과 졸업(학사)
- 1985년 미국 Wright State Univ. 전산학(석사)
- 1989년 미국 Univ. of Massachusetts, Lowell 전산학(박사)

1968년~1992년 KIST연구원, CDC Korea SE, 국방과학연구소 책임연구원, 미국 Wright Patterson AFB Avionics Lab 교환연구원
 1992년 12월~현재 아주대학교 부교수(고등기술연구원 연구위원)
 관심분야: LAN, ATM, Mobile communications, VOD