

프레임 릴레이 망에서의 혼잡제어방식에 관한 성능분석

正會員 李 成 泰*, 尹 鍾 浩**

Performance of Congestion Control Schemes for Frame Relay Networks

Seong Tae Lee*, Chong Ho Yoon** Regular Members

要 約

본 논문에서는 프레임 릴레이의 혼잡제어 방식중 명시적 혼잡통지 신호를 사용하는 혼잡제어방식에 대하여, 권고안 Q.922에 제안되어 있는 평균값을 이용한 노드에서의 forward explicit congestion notification(FECN) 비트의 설정방법이 cycle의 기간이 긴 경우에 오동작을 하는 단점을 발견하고, 이를 해결하기 위하여 현재의 큐 길이를 검증하여 한개 및 두개의 문턱치를 사용하는 실시간 혼잡제어 방식을 제안하고 해석하였다. 그리고, 제안된 문턱치 갯수에 따른 두가지 제어방식을 분석하여 비교한 결과 두개의 문턱치를 사용하는 혼잡제어 방식이 단일 문턱치 제어방식에 비해 제어횟수가 34%이상 줄어들음을 확인할 수 있었다.

ABSTRACT

In this paper, we consider the explicit congestion control schemes for frame relay networks. In the Q.922 recommendation, the forward explicit congestion notification(FECN) bit is set by a node when the average queue length computed during a cycle becomes beyond a given threshold. However, we found that the scheme of Q.922 cannot properly operate if the cycle length is relatively long. To overcome this weakness, we propose frame relay congestion control schemes with a single and two thresholds for the real-time congestion determination, and compare the proposed two schemes each other. The scheme with two thresholds can reduce the number of controls more than 34%, compared by the scheme with a single threshold.

*현대정보기술 주식회사

**한국항공대학교 항공통신정보공학과

Dept. of Telecom. & Inform. Eng., Hankuk
Aviation Univ.

論文番號 : 94170-0625

接受日字 : 1994年 6月 25日

I. 서 론

LAN의 확대 보급과 함께 이러한 LAN들이 멀리 떨어져 있는 경우 공중망을 통해 서로 연결하여 사용할 필요성이 커지게 되었다. 지금까지 이러한 역할을 주로 담당해오던 X.25 망은 현재의 열악한 디지털 전송 시스템 상에서 설계되었으므로 데이터를 정확히 전송하여 주기 위해서는 링크계층과 망계층에서 오류제어와 흐름제어 기능을 중복하여 수행해 주어야만 했고, 따라서 전송속도도 제한될 수밖에 없었다.

프레임 릴레이는 X.25에서 중복되어 수행되어 오던 오류제어와 흐름제어 기능을 생략함으로써 보다 고속의 서비스를 제공하는 새로운 방식의 고속망 프로토콜중 하나이다⁽¹⁾. 특히, 프레임 릴레이는 X.25가 처리할 수 없었던 동적 대역폭 할당을 통한 연집성 트래픽(Burst traffic)의 처리를 행함으로써 LAN의 상호연결에 적합하며, 현재의 하드웨어 기술을 그대로 사용하여 빠른 시간내에 적용할 수 있다는 장점을 가지고 있다⁽²⁾⁽³⁾⁽⁴⁾.

하지만, 프레임 릴레이는 X.25에서 사용되는 슬라이딩 윈도우와 같은 흐름제어 기능을 망의 교환기들은 가지고 있지 않으므로, 프레임 주소영역의 DE(discard eligibility) 비트를 사용하여, 사용중에 있지않는 트래픽의 대역폭을 망 사용자가 공유할 수 있도록 하면서도 허용된 전송율을 초과하면 DE 비트가 설정되어 있는 그 프레임을 폐기하도록 하여 망에서의 혼잡이 발생하지 않도록 하는 전송율 제한(rate enforcement) 방식이 권고되어 있다⁽⁶⁾⁽¹²⁾⁽¹³⁾⁽¹⁴⁾. 이러한 DE비트의 사용으로 인한 프레임의 폐기를 감소시키기 위하여, 망내부의 혼잡 상황에 대처할 수 있는 특별한 방안이 요구되며 이에 대해 많은 연구들이 진행되어 왔다.

혼잡제어 방식에는 혼잡복구 방식과 혼잡회피 방식의 두가지가 있다. 혼잡복구 방식은 DE비트에 의한 망내부에서의 프레임 손실을 재전송 타이머의 만기나 REJECT 프레임의 수신등에 의해 망내부에서의 혼잡 상황을 암시적으로 통지받아 송신율을 감소시키는 등의 혼잡제어를 해주게 된다.

혼잡회피 방식에는 제어시간관점에서 보면 상당히 긴 시간을 두고 수행되는 버퍼 예약/할당 방식과 보다 단기간내에 제어를 수행하는 명시적 혼잡통지신호를 이용하는 방법이 있다. 버퍼 예약/할당 방식은, DE비트를 사용한 전송율 제한 방식하에서의 프레임 폐기율을 감소시

키기 위하여, 가상회선 방식에서 일반적으로 사용되는 것과 같이 각 가상회선에 대해 버퍼를 예약하고 공정성(fairness)을 확보하기 위해 라운드-로빈(round-robin) 방식으로 이러한 가상회선에 서비스를 제공하는 방식이다⁽¹⁵⁾. 그리고, 이러한 방식을 사용하는데 있어서 망의 크기가 큰 경우나 일반적인 go-back-N 프로토콜을 사용하는 경우에는 프레임 폐기에 대한 재전송에 의한 대역폭 손실이 증가되는 것을 방지하기 위하여, 망의 상황에 따라 버퍼할당 크기를 조절해주는 적응 버퍼 할당(adaptive buffer allocation) 방식에 대한 성능분석이 수행되었다⁽¹¹⁾. 이러한 방식을 사용하여 혼잡이 전혀 일어나지 않도록 망을 설계할 수 있으나, 실제로는 사용자가 할당받은 대역폭이나 버퍼를 모두 사용하는 것이 아니므로 효율이 그만큼 떨어지게 된다. 따라서 사용중이 아닌 여분을 대역폭을 사용할 수 있게 하는 보다 적극적인 혼잡제어 방식이 사용될 수 있는데 그것은 여분의 대역폭을 임의로 사용하다가 전송노드에 혼잡상황이 발생하면 명시적 혼잡통지 신호를 사용하여 프레임 릴레이 교환기나 그밖의 중간 단계 노드가 자신의 버퍼 상황을 명시적인 혼잡통지 신호를 사용하여 사용자에게 미리 알려주는 피드백 메카니즘(feedback mechanism)이다⁽⁶⁾.

명시적 혼잡통지 신호를 사용하는 경우, 현재 Q.922 권고안에서 예를 들고 있는 단일 문턱치 제어방식에서는 프레임 릴레이 망 내부의 노드가 자신의 버퍼 또는 메모리의 크기에 대한 평균값이 정해진 한계점에 이르게 되면 프레임이 손실되기 전에 종단 사용자에게 알려줌으로써 종단 사용자가 이에 대처하도록 한다. 그러나, 명시적 혼잡통지 신호를 사용하는 데 있어서 프레임 릴레이 망노드가 버퍼크기의 평균값으로 혼잡상황의 발생을 감지하여 그 노드를 지나가는 프레임의 혼잡통지 비트를 설정하게 되면, 연집성(bursty)이 높은 데이터 트래픽의 특성을 실시간적으로 제어할 수 없는 단점이 있다. 이러한 단점은 TCP/IP를 분석한 연구결과에도 제시되어 있으며, 이를 해결하기 위한 한 가지 방법으로 표준편차를 추가 고려하면 개선될 수 있다⁽¹⁶⁾.

본 논문에서는 프레임 릴레이에서 사용되는 혼잡제어 방식중 명시적 혼잡통지 신호를 이용하는 경우에 있어서 프레임 릴레이 망노드가 버퍼크기의 평균값이 아닌, 한 개 및 두개의 문턱치를 가지고 혼잡통지 신호의 사용여부를 실시간적으로 결정하는 혼잡제어 방식을 제안하고

수치적으로 해석하여 비교 분석한다.

본 서론에 이어 제 2 장에서는 프레임 릴레이 서비스와 혼잡제어 방식에 대해 간단히 설명한다. 제 3 장에서는 한개의 문턱치를 사용하는 혼잡제어 방식을 해석하고, 제 4 장에서는 두개의 문턱치를 사용하는 혼잡제어 방식을 해석한다. 제 5 장에서는 두가지 혼잡제어 방식을 비교 분석한뒤, 마지막으로 제 6 장에서 결론과 검토를 서술한다.

II. 프레임 릴레이에서의 혼잡제어방식

2.1 프레임 릴레이 서비스

멀리 떨어져 있는 LAN들을 서로 연결하여 사용하기 위한 목적으로 제안된 프레임 릴레이는 ITU-TS I.233에서 정의된 ISDN의 프레임 모드 베어러 서비스이며 종래 패킷교환기술 발전의 연장선상에 있는 것으로서, X.25 프로토콜의 처리를 간략화하여 고속의 데이터 전송을 목적으로 한 것이다. 특히, 에러제어 및 흐름제어

는 단말측에 위임하여 망에서의 프로토콜 처리를 경감시켜 고속의 데이터 전송을 이룰 수 있도록 한다. 또한, 여기에서 사용하는 데이터링크계층 프로토콜인 Q.922 LAPF는 Q.921 LAPD의 프레임 형태와 유사하고 그림 2-1과 같은 가변길이의 프레임을 교환함으로써, 기존의 패킷교환 장비들과의 호환성이 있다. 그림 2-2은 X.25와 프레임 릴레이 프로토콜을 비교한 것이며, 그림 2-3는 프레임 릴레이 프로토콜의 구조를 도시한 것이다⁽⁸⁾.

2.2 프레임 릴레이에서의 혼잡제어방식

2.2.1 혼잡제어방식의 분류

프레임 릴레이는 최대의 처리율(throughput)을 얻기 위해 망계층의 흐름제어와 혼잡제어를 생략, 간략화한 것이므로 X.25망이나 ISDN에서 사용되는 일반적인 슬라이딩 윈도우 흐름제어 기능을 사용하여 가입자와 망사이 또는 망 교환기들 사이에 프레임의 흐름을 조절할 수는 없다. 따라서, 프레임 릴레이에서 종단사용자는 망

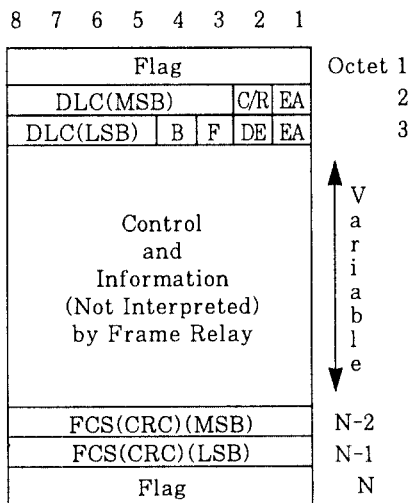


그림 2-1. 프레임 릴레이 프레임 형식.
Fig. 2-1. Frame relay frame format.

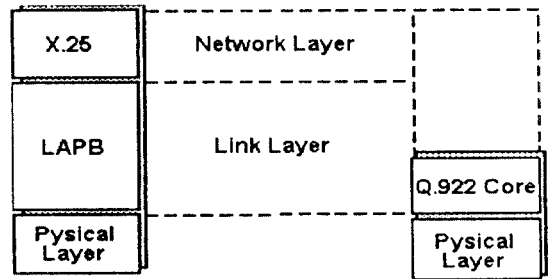


그림 2-2. X.25와 프레임 릴레이 프로토콜의 계층비교.
Fig. 2-2. Protocol architecture comparison between X.25 and frame relay.

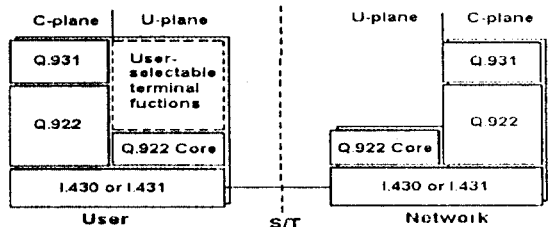


그림 2-3. 프레임 릴레이 프로토콜의 계층 구조.
Fig. 2-3. User-network interface protocol architecture in frame relay.

표 2-1. 프레임 릴레이의 여러가지 혼잡제어 방식 비교
Table 2-1. Comparison of various congestion control schemes

제어방식 고려사항		혼잡회피방식					혼잡복구 방식 (암시적 혼잡통제 방식)
		전송율 제한방식 (DE비트)	버퍼- 윈도우 할당방식	명시적 혼잡통제방식			
				FECN	BECN	CLLM	
사용시기	호설정단계	●	●				
	정보전송단계	●	●	●	●	●	●
망에 의한 설정		●		●	●	●	
망과 사용자의 협상		●	●				
참고문헌		(12)(13)	(10)(11) (16)	(13)(15)	(13)(15)	(13)(15)	(5)(7)

에서의 서비스 품질을 유지하기 위해 망계층의 상위계층인 전송계층(transport layer)에서 전송 윈도우 크기의 조절과 재전송에 의해 망의 혼잡 발생시 혼잡을 복구할 수 있도록 하여 준다. 또한, 호의 설정과정에서 전송 속도를 협상하거나 버퍼를 할당하여 줌으로써 혼잡이 발생하지 않도록 하는 방법을 사용한다.

이러한 혼잡제어 방식들은 혼잡의 발생을 피하기 위한 것인지 또는 혼잡이 발생후 이를 해결하기 위한 것인지에 따라 구분될 수 있으며, 특별한 혼잡발생 통지신호를 사용하는지의 여부에 의해서도 구분될 수 있다. 표 2-1은 프레임 릴레이의 여러가지 혼잡제어 방식을 서로 비교하여 나타낸다.

혼잡제어 방식을 그 목적에 따라 구분할 때는 크게 두 가지로 나눌수 있는데, 하나는 혼잡회피 방식이고 다른 하나는 혼잡복구 방식이다. 혼잡회피 절차는 가벼운 혼잡상황으로부터 심각한 혼잡상황으로 혼잡이 진행되는 것을 막기 위하여 사용되는 것이며, 혼잡복구 절차는 망에서 제공되는 서비스 품질이 심각하게 떨어지는 것을 막기위해 사용되는 것으로써, 혼잡으로 인하여 망에서 프레임이 버려지기 시작할 때, 즉 심각한 혼잡영역에서 사용된다⁹⁾.

따라서, 혼잡회피 방식은 프레임이 버려지는 것을 최소화하고 협의된 서비스 품질을 최대한 보장하며 종단 사용자중 하나가 망 자원을 독점하는 것을 막음으로서, 사용자들 간에 망 자원이 공정하게 사용되도록 하는데 그 목적이 있다. 반면에, 혼잡복구 절차는 심각한 혼잡상태로부터 망을 복구하는데 주 목적이 있다. 이러한

두가지의 혼잡제어방식은 각각 독립적으로 사용될 수 있어서 프레임 릴레이 망의 설계 과정에서 선택적으로 조합하여 사용할 수 있다.

프레임 릴레이망의 혼잡제어에는 망과 종단사용자 모두가 참여해야만 하는데 그것은 혼잡의 정도를 감시하는 데는 프레임을 수신하는 망이 가장 좋은 위치에 있고, 반면에 트래픽의 흐름 조절하는 것은 종단 사용자의 역할이기 때문이다. 혼잡제어방식에서 망과 종단 사용자가 모두 참여하는 경우, 혼잡제어를 행하기 위해서 망과 종단 사용자간에 일정한 신호를 주고 받는 과정이 필요하게 된다. 즉, 망은 혼잡의 발생을 판단하여 프레임을 전송하는 사용자에게 그 사실을 알려주어야 하고, 사용자는 이러한 통지에 대하여 혼잡을 제어를 수행하는 것이다. 또한, 혼잡통지에 사용되는 신호방식에는 두가지가 있으며, 그 하나는 암시적(implicit) 신호방식이고 다른 하나는 명시적(explicit) 신호방식이다.

2.2.2 혼잡회피 방식

혼잡회피 방식의 전송율 제한방식에서 사용자가 자신의 전송 속도를 허용 전송 속도(committed Information Rate:CIR)와 허용초과전송량(committed burst size)을 초과하지 못하도록 DE 비트를 사용하여 망에서 제한하게 되면 혼잡이 절대 일어나지 않도록 망을 설계할 수는 있다. 하지만, 대부분의 경우 사용자가 할당된 대역폭을 전부 사용하는 경우는 드물기 때문에 그러한 설계는 대역폭 효율을 높이는데 있어서 장애가 될 수 있다. 따라서, 사용대역폭의 효율을 높이

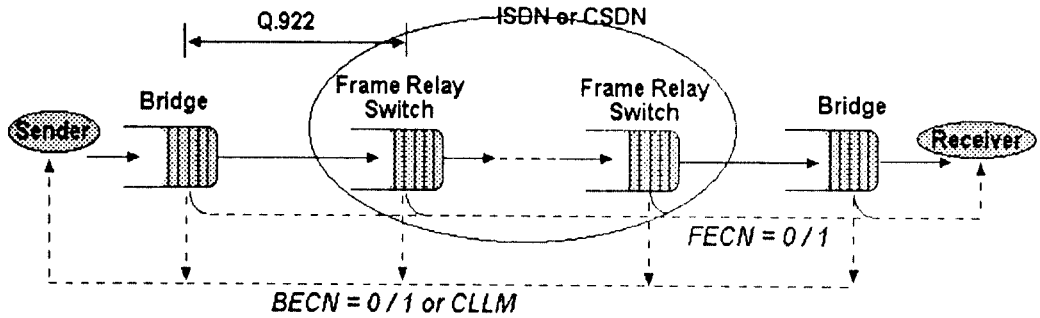


그림 2-4. 프레임 릴레이에서의 명시적 통지에 의한 혼잡제어 방식.
 Fig. 2-4. Congestion control schemes with explicit congestion notification in a frame relay network.

상위 데이터 링크 식별자			C/R	EA0
하위 데이터 링크 식별자	FECN	BECN	DE	EA1

그림 2-5. 주소영역의 기본형식(2 바이트).
 Fig. 2-5. Default address field format(2 bytes).

기 위하여 사용자가 허용된 전송량보다 조금 더 많은 정보를 전송하는 경우에도 많은 전체전송로 용량에 여분이 있는 그 초과분의 프레임들까지 전송할 수 있도록 하여준다. 단, 이때 사용자는 전송로 용량에 여분이 없어서 초과분의 프레임이 전송도중 폐기되는 위험을 감수해야만 하는데, 그 위험부담을 줄여주기 위해 만약 그러한 상황에 이르게 되면 프레임 릴레이 교환기가 그러한 상황을 특별한 신호를 사용하여 사용자에게 알려줌으로써 전송율을 조절하도록 하는 명시적 혼잡통지 방식을 사용한다.

명시적 혼잡통지방식은 프레임의 주소영역에 있는 순방향 명시적 혼잡 통지(forward explicit congestion notification: FECN) 비트와 역방향 명시적 혼잡 통지(backward explicit congestion notification: BECN) 비트, 그리고 통합 링크 계층 관리(consolidated link layer management) 메시지등이며 이러한 방식을 나타내는 개념도 및 프레임에서의 BECN, FECN 비트의 위치는 그림 2-4와 그림 2-5에 나타나 있다.

이러한 비트들을 사용하면 망내의 혼잡발생 사실을 송신측 사용자에게 알려줄 수 있으며 망내부의 혼잡상황 판단 및 그에 따르는 혼잡통지 비트의 설정등은 망내부

의 각 노드(교환기)가 맡게 된다. 망내부의 어떤 노드에서 혼잡이 발생하면, 그 노드는 통과하는 모든 프레임의 주소영역에 있는 FECN 비트를 '1'로 설정하여 수신측으로 전송하거나 반대쪽 방향(backward channel)으로 전송되는 프레임의 BECN 비트를 '1'로 설정하여 송신측으로 전송하여 이러한 비트가 설정된 프레임이 수신한 송신측이나 수신측에서 혼잡상황에 대처하게 된다. 즉, FECN이 설정된 프레임을 수신한 종단국은 이 사실을 자신의 상위계층 프로토콜(예: TP4, TCP)에게 알려, 이 프로토콜에 구현되어 있는 credit를 감소시키게 한다. 결과적으로, 이 방식은 수신측에서 혼잡제어를 수행하는 방식이며, BECN이 설정되어 있는 프레임을 수신한 종단국은 자신의 상위계층에게 이 사실을 알려 자신의 송신 윈도우를 감소시켜 송신측에서 혼잡제어를 수행하도록 하여준다.

만약 노드가 BECN 비트를 '1'로 설정하여 통과시킬 프레임용 가치고 있지 않다면, 데이터 링크계층에서 사용되는 프레임중 혼잡관리 정보의 전송을 위한 CLLM 메시지를 사용하여 송신측에 혼잡발생을 통보, 전송비율을 낮춰줄 것을 요구하게 되는데, 망에 의한 이러한 CLLM 메시지의 사용은 선택적으로 행하여질 수 있다.

Ⅲ. Q.922권고안에 따른 명시적 혼잡통제 방식의 문제점

프레임 릴레이에서 혼잡제어를 위해 명시적 혼잡통제 신호를 사용하는 경우에 있어서 FECN 비트나 BECN 비트가 망내부의 노드에서 설정되는 시점, 즉 망내부에서 혼잡이 발생하였다고 판단되는 어떤 기준이 Q.922 권고안에 제시되어 있는 것은 아니며, 그러한 것은 망을 설계하는 단계에서 이루어지는 것으로 본다. 다만, 한가지 예를 들고 있는데 현재시간 t 에서의 노드버퍼의 평균 크기를 구하여 그 큐의 평균길이가 일정한 문턱치 (threshold)를 넘어가면 시스템을 혼잡상황으로 판단하고 FECN 비트나 BECN 비트를 1로 설정하여 프레임이 손실되기 전에 중단 사용자에게 알려줌으로써 중단 사용자가 이에 대처하도록 한다⁽²⁾. Q.922에서 예를 든 평균 큐 길이 계산 알고리즘은 그림 3-1 과 같다.

이 알고리즘의 예는 그림 3-2에 도시되어 있다. 이 그림에서 쉽게 이해할 수 있듯이 평균 큐 길이는 이전 cycle의 시작시간 부터 현재시간 까지의 unfinished work의 면적을 시간으로 나누면 구해지며, 마치 low pass filter처럼 운용된다.

그러나, 이러한 평균 큐 길이 계산 알고리즘은 cycle

이 긴 경우에는 실제 보다 혼잡상황이 덜 심각한 것으로 잘못 판정할 수 있는 단점이 있다. 이러한 단점은 그림 3-3으로 설명될 수 있다. 여기서, 실선으로 도시된 실제 큐 길이는 이해를 돕기 위하여 간략화 된 것이며, 점선은 Q.922에 따라 계산된 평균 큐 길이를 도시한 것이다. 그리고, 평균 큐 길이가 FECN 비트를 설정하는 문턱치를 초과하는 경우 즉시 FECN 비트가 설정되어 송신측의 전송율이 감소된다. 그림에는 큐 길이가 유한하여 그 크기가 13, FECN 문턱치가 3.5로 설정되어 있다. 그림에서 명확히 알 수 있듯이, cycle이 보다 긴 경우에는 cycle이 짧은 경우에 비해 평균 큐 길이가 작은 것으로 계산이 된다. 물론, 이것은 노드에 무한크기의 버퍼가 있는 경우에는 문제가 없지만, bursty한 트래픽이 유한크기의 버퍼를 가진 노드에 도착할 때, 빗금친 부분과 같은 프레임페기가 발생하여 재전송에 의한 망의 성능이 저하된다. 이로 인하여 대부분의 심각한 혼잡상황이 초래된다. 따라서, 명시적 혼잡통제 신호를 사용하는 경우 프레임 릴레이 망노드가 버퍼크기의 평균값을 기초로 혼잡상황의 발생을 감지하여 그 노드를 지나가는 프레임의 혼잡통제 비트를 설정하게 되면, 연접성 (bursty)이 높은 데이터 트래픽의 특성을 실시간적으로 제어할 수 없는 단점이 있다.

regeneration cycle = 각 노드의 버퍼가 채워지는 순간 부터 다음에 그러한 현상이 다시 일어날 때까지의 기간

t = 현재시간

t_i = i 번째 프레임의 도착 또는 출발

T_0 = 이전 regeneration cycle의 시작시간

T_1 = 현재 regeneration cycle의 시작시간

q_i = i 번째 프레임의 도착이나 전송완료시의 큐 길이

알고리즘의 구성

(1) 큐 길이의 갱신 :

$q_i = q_{i-1} + 1$: i 번째 프레임의 도착이 발생한 경우

$q_i = q_{i-1} - 1$: i 번째 프레임의 전송이 수행된 경우

(2) 현재시간 t 까지의 평균 큐 길이의 계산

현재시간 t 까지의 큐 길이의 합 : $Q_t = \sum_{t_i \in (T_0, t)} q_{i-1}(t_i - t_{i-1})$

평균 큐 길이 : $L = Q_t / (t - T_0)$

그림 3-1. 평균 큐 길이 계산 알고리즘.

Fig. 3-1. Average queue length computation algorithm.

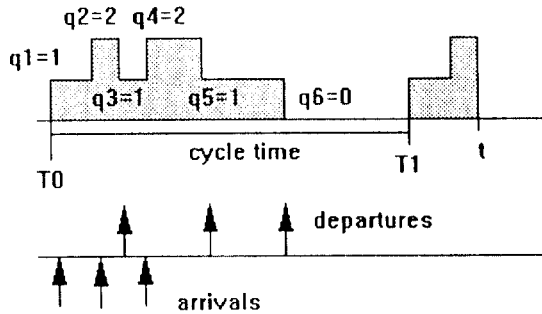


그림 3-2. 평균 큐 길이가 계산 알고리즘의 예.
Fig. 3-2. Example of average queue length computation algorithm.

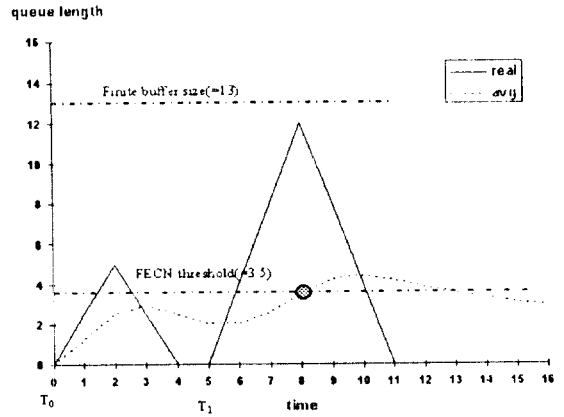
IV. 실시간 혼잡제어 방식의 해석

프레임 릴레이에서 사용되는 혼잡제어 방식중 명시적 혼잡통지 신호를 이용하는 경우에 있어서 프레임 릴레이 망노드가 버퍼크기의 평균값이 아닌, 혼잡통지 신호의 사용여부를 단일 및 두개의 문턱치를 사용하여 현재 큐 길이의 상태를 검증하여 실시간적으로 결정하는 두가지의 혼잡제어방식을 각각 제안하고 수치적으로 해석하여 비교 분석한다.

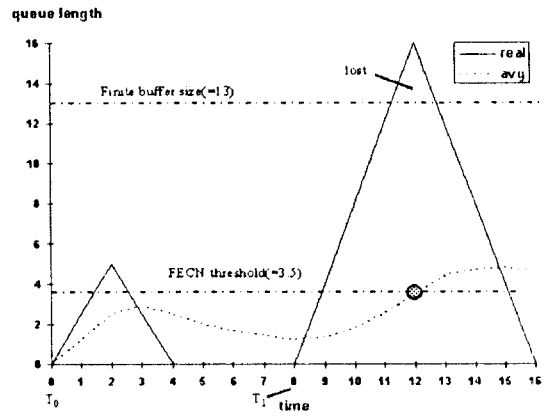
이를 위한 가정은 다음과 같다. 프레임의 도착 분포와 프레임의 길이 분포는 각각 포아슨 분포와 지수 분포를 가지며, 버퍼의 크기는 무한이다. 또한 전송되는 프레임의 FECN 비트가 혼잡으로 인하여 망내의 어떤 노드에서 설정되고, 이를 수신한 사용자측에서 BECN 비트가 설정된 프레임을 송신측에 보내거나 CLLM 메시지를 송신측에 보내어 전송량이 증감되는데 걸리는 지연시간은 없는 것으로 가정한다.

4.1. 한개의 문턱치를 사용한 실시간 혼잡제어방식

실시간 혼잡제어를 위한 FECN 비트의 설정에 한개의 문턱치만을 사용하는 경우에 있어서 큐잉 해석은 다음과 같은 모델링과 가정을 통해 이루어질 수 있다.



(a) Cycle이 짧은 경우.
(a) Short cycle case.



(b) Cycle이 긴 경우.
(b) Long cycle case.

그림 3-3. 상이한 cycle길이에 따른 평균 큐 길이의 비교.
Fig. 3-3. Average queue length comparion for different cycle durations.

처리율이 μ 일때, 문턱치가 하나인 혼잡제어 방식하에서는 큐의 길이가 N_1 과 같거나 작을 때는 도착율을 k 시, 그리고 큐의 길이가 N_1 보다 클때는 λ 로 감소시키는 방식이므로 그림 4-1과 같이 도착율의 변화를 도식할 수 있으며, 이 경우의 상태천이도는 그림 4-2와 같다.

n 이 현재의 큐길이 상태를 나타낸다고 할 때, 평형상태에 있어서 상태방정식은 다음과 같이 구해진다.

$$P_n = \rho_1^n P_0; \quad n: (0, N_1) \quad (1)$$

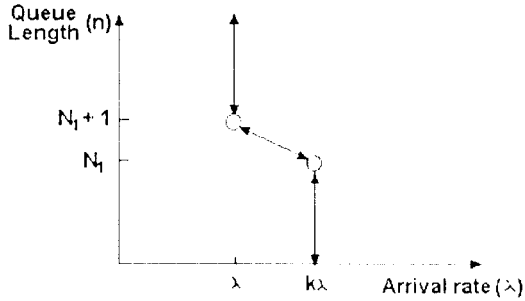


그림 4-1. 하나의 문턱치를 가지는 경우 버퍼상태에 대한 도착율의 변화.
Fig. 4-1. Single level congestion control scheme.

$$P_n = \rho_1^{N_1+1} \rho^n N_1^{-1} P_0; \quad n: (N_1+1, \infty) \quad (2)$$

여기서 $\rho = \lambda/\mu$ 이고 $\rho_1 = k\rho$ 이다. 또한, $\sum_{n=0}^{\infty} P_n = 1$ 이므로 P_0 는 다음과 같이 구해진다.

$$\frac{1}{P_0} = \frac{1}{(1-\rho_1)} \left\{ 1 - \rho_1^{N_1+1} \frac{(\rho_1 - \rho)}{(1-\rho)} \right\}. \quad (3)$$

(1)번 식과 (2)번 식으로 부터 상태 확률 생성 함수 (state probability generating function)는 다음과 같이 구해진다.

$$G(n, z) = P_0 \left\{ \frac{1 - (\rho_1 z)^{N_1+1}}{(1 - \rho_1 z)} + \frac{(\rho_1 z)^{N_1+1}}{(1 - \rho z)} \right\} \quad (4)$$

그러므로, 큐 길이의 평균은 다음식

$$E[n] = \left\{ \frac{\partial G(n, z)}{\partial z} \right\}_{z=1} \quad (5)$$

으로 부터 다음과 같이 구해진다.

$$E(n) = P_0 \left\{ \frac{\rho_1}{(1-\rho_1)^2} - \frac{\rho_1^{N_1+1}(\rho_1 - \rho)}{(1-\rho_1)(1-\rho)} \right\}$$

$$\times \left[(N_1+1) + \frac{1-\rho\rho_1}{(1-\rho_1)(1-\rho)} \right]. \quad (6)$$

이차 모멘트는 다음식

$$E[n(n-1)] = \left\{ \frac{\partial^2 G(n, z)}{\partial z^2} \right\}_{z=1} \quad (7)$$

을 계산하면 다음과 같이 구해진다.

$$E[n(n-1)] = P_0 \left\{ \frac{2\rho_1^2}{(1-\rho_1)^3} - \frac{\rho_1^{N_1+1}(\rho_1 - \rho)}{(1-\rho_1)(1-\rho)} \right. \\ \times \left[N_1(N_1+1) + \frac{2(N_1+1)(1-\rho\rho_1)}{(1-\rho_1)(1-\rho)} \right. \\ \left. \left. + \frac{2(\rho_1 + \rho - 3\rho_1\rho + \rho_1^2\rho^2)}{(1-\rho_1)^2(1-\rho)^2} \right] \right\}. \quad (8)$$

그러므로, 큐길이의 분산은 (6)번 식과 (8)번 식을 다음에 대입하여 얻을 수 있다.

$$var(n) = E[(n-1)] + E[n] - (E[n])^2. \quad (9)$$

4.2 두개의 문턱치를 사용한 실시간 혼잡제어 방식

앞에서 분석한 하나의 문턱치를 가지는 혼잡제어의 경우에 있어서는 큐의 길이가 단지 문턱치를 넘어설 경우에 FECN 비트를 설정하고 다시 그 문턱치 아래로 감소하면 다시 FECN 비트를 설정하지 않는 방식으로 혼잡제어를 수행한다. 따라서, 큐의 길이가 그 판정 문턱치 주변에서 변화를 자주하게 되면 그 만큼 혼잡제어를 자주 해주어야 하고 빈번한 제어작용은 망자원의 효율적 활용에 큰 영향을 줄 수 있다.

이러한 문제점을 해결하기 위하여 그림 4-3과 같은 두개의 문턱치를 가지는 혼잡제어방식을 사용하게 되면

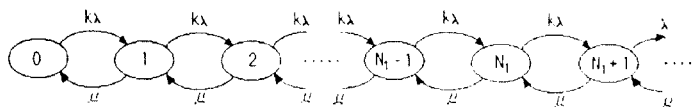


그림 4-2. 하나의 문턱치를 가지는 경우의 상태천이도.
Fig. 4-2 State transition rate diagram for a single level congestion control scheme.

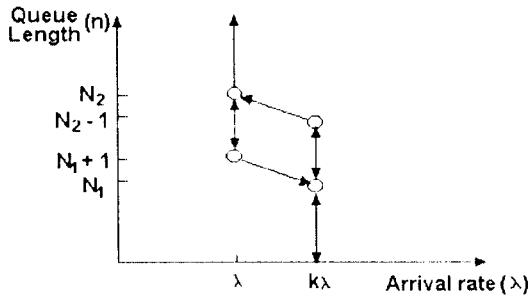


그림 4-3. 두개의 문턱치를 사용하는 혼잡제어.
Fig. 4-3. Bi-level congestion control scheme.

불필요하게 자주 FECN 비트를 설정해주어 망의 효율을 떨어뜨리지 않아도 된다. 여기서 제안하는 제어 방식은, 큐의 길이가 상위 문턱치 N_2 보다 크거나 같은 값으로 증가할 때마다 도착율이 $k\lambda$ 에서 λ 로 감소하게 하고, 이후 다시 하위 문턱치 N_1 까지 감소되면 $k\lambda$ 로 증가하도록 하는 방식이다. 이 방식의 개념도는 그림 4-3과 같다.

두개의 문턱치를 가지는 혼잡제어방식의 상태천이도는 그림 4-4와 같다.

상태번호에서 $N_2 \triangleq N_1 + 2p + 1$ 로 정의하면 N_1 과 N_2 사이에는 큐길이가 같은 상태들이 두개씩 존재하고 서로 연결되어 있어 그림 4-4에서와 같이 상태천이도 안에 하나의 루프를 형성하게 된다.

이러한 제어방식은 그림 4-4에 나타나 있는 상태들을 네 부분으로 분리하여 해석할 수 있다. 즉, 모든 상태들은 0부터 $N_1 - 1$ 까지의 상태들과 평균 도착율 $k\lambda$ 를 가지는 N_1 부터 $N_1 + p$ 까지의 상태들 그리고 평균 도착율 λ 를 가지는 $N_1 + p + 1$ 에서 부터 N_2 까지의 상태들과 N_2 이후의 상태들로 나누어 지며, 여기서 $N_1 + p + 2$ 의 상태는 평균 도착율인 λ 인 상태 $N_1 + 2$ 와 같은 큐 길이를 가진다.

상태확률의 정상상태 방정식(steady state equations)은 다음과 같이 구해진다. 여기서 P' 은 $N_1 + 1 \leq n \leq N_2 - 1$, 즉 큐 길이가 겹치는 상태들에 있어서의 확률, P' 은 $n \leq N_2$ 상태에 있어서의 확률을 의미한다.

$$P_n = \rho_1^n P_0; \quad n: (0, N_1) \quad (10)$$

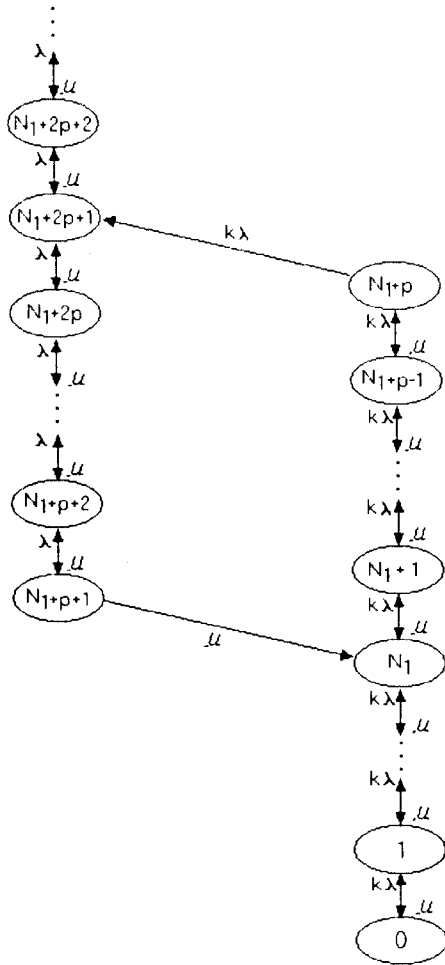


그림 4-4. 두개의 문턱치를 사용하는 혼잡제어방식의 상태천이도.
Fig. 4-4. State transition rate diagram for bi-level congestion control scheme.

$$P'_{N_1+1} = (1 + \rho_1) P_{N_1} - \rho_1 P_{N_1-1} - P_{N_1+p+1} \quad (11)$$

$$\left. \begin{aligned} P'_{N_1+2} &= (1 + \rho_1) P'_{N_1+1} - \rho_1 P_{N_1} \\ &\vdots \\ P'_{N_1+p} &= (1 + \rho_1) P'_{N_1+p-1} - \rho_1 P'_{N_1+p-2} \end{aligned} \right\} \quad (12)$$

$$P'_{N_1+p} = \frac{\rho_1}{(1 + \rho_1)} P'_{N_1+p-1} \quad (13)$$

$$P'_{N_i+\rho+1} = \frac{1}{(1+\rho)} P'_{N_i+\rho+2} \quad (14)$$

$$\left. \begin{aligned} P'_{N_i+\rho+3} &= (1+\rho)P'_{N_i+\rho+2} - \rho P'_{N_i+\rho+1} \\ &\vdots \\ P'_{N_i+2\rho-1} &= (1+\rho)P'_{N_i+2\rho} - \rho P'_{N_i+2\rho-1} \end{aligned} \right\} (15)$$

$$P'_{N_i+2\rho+2} = (1+\rho)P'_{N_i+2\rho+1} - \rho P'_{N_i+2\rho} - \rho_1 P'_{N_i+\rho} \quad (16)$$

$$P'_{N_i+2\rho+1} = \rho' P'_{N_i+2\rho} \quad l: (1, \infty) \quad (17)$$

(14)번 식과 (15)번 식으로 부터 다음과 같이 (18)번 식이 얻어진다.

$$P'_{N_i+p_j} = (1+\rho+\dots+\rho^j)P'_{N_i+p+1} \quad j: (2, p+1). \quad (18)$$

(11)번 식과 (12)번 식에서 P_{N_i} 을 $\rho^{N_i}P_0$ 로 대치하면 다음식들을 얻을 수 있다.

$$P'_{N_i+i} = \rho^{N_i+i}P_0 - (1+\rho_1+\dots+\rho_1^i)P'_{N_i+p+1} \quad i: (2, p). \quad (19)$$

$$P'_{N_i+1} = \rho^{N_i+1}P_0 - P'_{N_i+p+1}. \quad (20)$$

(13)번 식과 (19)번 식을 사용하여 (20)번 식의 오른쪽 부분을 계산하면 다음과 같이 P'_{N_i+1} 을 구할 수 있다.

$$P'_{N_i+\rho+1} = \frac{(1-\rho_1)\rho_1^{N_i+\rho+1}}{(1-\rho_1)} P_0 \quad (21)$$

결국, (10)번 식에서 (17)번 식까지는 다음과 같이 정리되어 각 상태에 대한 확률을 구할 수 있게 된다.

$$\left. \begin{aligned} P_n &= \rho_1^n P_0 \quad n: (0, N_i-1) \\ P'_{N_i+i} &= \frac{\rho_1^{N_i}(\rho_1^i - \rho^{\rho+1})}{(1-\rho_1^{\rho+1})} P_0 \quad i: (0, \rho) \\ P'_{N_i+\rho+j} &= \frac{\rho_1^{N_i+\rho+1}(1-\rho_1)(1-\rho^j)}{(1-\rho_1^{\rho+1})(1-\rho)} P_0 \\ &\quad j: (1, \rho+1) \end{aligned} \right\}$$

$$\left. \begin{aligned} P'_{N_i+2\rho+l} &= \frac{\rho_1^{N_i+\rho+1}(1-\rho_1)(1-\rho^{\rho+1})}{(1-\rho_1^{\rho+1})(1-\rho)} \\ &\quad \rho'^l P_0 \quad l: (2, \infty) \end{aligned} \right\} (22)$$

(22)번 식들은 각 상태확률을 나타내는 것이며, 따라서 이것을 큐 길이에 대해 정리하면 두번째와 세번째 식이 합쳐져서 다음과 같이 정리된다.

$$\left. \begin{aligned} P_n &= \rho_1^n P_0 \quad ; n: (0, N_i) \\ P_{N_i+i} &= \frac{\rho_1^{N_i}(1-\rho_1)P_0}{(1-\rho_1^{\rho+1})} \left[\frac{\rho_1^i - \rho^{\rho+1}}{(1-\rho_1)} \right. \\ &\quad \left. + \frac{\rho^{\rho+1}(1-\rho^i)}{(1-\rho)} \right] ; i: (1, \rho) \\ P_{N_i+\rho+l} &= \frac{\rho_1^{N_i+\rho+1}(1-\rho_1)(1-\rho^{\rho+1})}{(1-\rho_1^{\rho+1})(1-\rho)} \\ &\quad \rho'^l P_0 \quad ; l: (1, \infty) \end{aligned} \right\} (23)$$

(22)번 식에서 루프를 구성하는 상태확률들 P' 와 그 상위의 상태확률들을 나타내는 P'' 이 (23)번 식에서는 그 첨자가 나타내는 큐의 길이에 대한 확률들로 나타내게 된다. 이러한 확률들을 모두 합하고 이것을 1이라고 놓으면 P_0 는 다음식에서 구할 수 있다.

$$\frac{1}{P_0} = \frac{1}{(1-\rho_1)} - \frac{(p+1)\rho_1^{N_i+\rho+1}(\rho_1-\rho)}{(1-\rho_1^{\rho+1})(1-\rho)}. \quad (24)$$

두개의 문턱치를 가지는 큐잉 시스템에서 생성함수 (generating function)는 다음과 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} G(n, z) &= G_h(n, z) + G_l(n, z) \\ &= \sum_{n=0}^{N_i-1} P_n Z^n + \sum_{n=N_i}^{N_i+\rho} P_n Z^n + \\ &\quad \sum_{n=N_i+\rho+1}^{N_i+2\rho-1} P_n Z^n + \sum_{n=N_i+2\rho+2}^{\infty} P_n Z^n \end{aligned} \quad (25)$$

여기서 G_h 는 높은 도착률 $k\lambda$ 에 대한 것이고 G_l 는 낮은 도착률 λ 에 대한 것이라고 하면, 다음 (26)번 식과 같이 나타낼 수 있으며, 첫번째와 두번째 항은 $G_h(n, z)$ 에 해당되며, 나머지 항은 $G_l(n, z)$ 에 해당된다.

그러므로, (22)번 식과 (26)번 식으로부터 $G_h(n, z)$

와 $G_l(n, z)$ 는 (27)번 식과 같이 구할 수 있다.

$$G_h(n, z) = \frac{P_0}{(1-\rho_1)} \left[1 - \frac{\rho_1 (\rho_1^p z)(1-\rho_1^{N_1+1})(1-z^{p+1})}{(1-\rho_1^{p+1})(1-z)} \right]$$

$$G_l(n, z) = P_0 \left[\frac{(\rho_1 z)^{N_1+p+1}(1-\rho_1)(1-z^{p+1})}{(1-\rho_1^{p+1})(1-\rho_1 z)(1-z)} \right] \quad (27)$$

그러므로, (5)번 식과 (7)번 식을 사용하면, 큐길이의 평균과 이차 모멘트를 각각 다음과 같이 구할 수 있다.

$$E(n) = P_0 \left\{ \frac{\rho_1}{(1-\rho_1)^2} - \frac{(\rho_1+1) \rho_1^{N_1+p+1}(\rho_1-\rho)}{(1-\rho_1^{p+1})(1-\rho)} \times \left[\frac{(2N_1+p+2)}{2} + \frac{(1-\rho\rho_1)}{(1-\rho_1)(1-\rho)} \right] \right\} \quad (28)$$

$$E(n(n-1)) = P_0 \left\{ \frac{2\rho_1^2}{(1-\rho_1)^3} - \frac{(p+1) \rho_1^{N_1+p+1}(\rho_1-\rho)}{(1-\rho_1^{p+1})(1-\rho)} \times \left[\frac{3(N_1+1)(N_1+p)+p(p-1)}{3} + \frac{2(N_1+p+2)(1-\rho\rho_1)}{(1-\rho_1)(1-\rho)} + \frac{2(\rho_1+\rho-3\rho_1\rho+\rho_1^2\rho^2)}{(1-\rho_1)^2(1-\rho)^2} \right] \right\} \quad (29)$$

(24)번 식과 (28)번 식 그리고 (29)번 식에서 $\rho=\rho_1$ 로 두면 이 식들은 각각 각 식들의 처음항만으로 나타나며, 도착률 제어가 없는 $M/M/1$ 큐잉 시스템에서의 표현식들과 같게 된다. $p=0$ 가 되면 이러한 표현식들은 각각 한개의 문턱치를 가지는 혼잡제어 방식 해석의 결과 식인 (3)번, (6)번, (8)번 식으로 되어 매개변수 p 에 대한 경계조건을 검토할 수 있다.

V. 수치계산 결과와 분석

예 I. $\rho_1 = 1.8, \rho = 0.6, N_1 = 7, N_2 = 14$. 이 경

우, ρ_1 의 상태에서 로 천이시키는 제어를 하여 큐잉 시스템을 안정화시키는 경우이다. (23)번과 (24)번 식으로 부터 각 상태에 있어서의 발생확률들이 표 5-1에서와 같이 구해진다.

(28)번 식과 (29)번 식으로 부터, 큐길이의 1차 모멘트와 2차 모멘트가 각각 다음과 같이 계산된다.

$$E(n) = 11.26292 ; E(n(n-1)) = 125.98581.$$

따라서 큐길이의 표준편차는 다음과 같이 구해진다.

$$\sigma_n = 3.22417.$$

이 예는 상위의 제어 문턱치 N_2 ($n = 14$)에 이를 때마다 그 도착률을 낮추어 주고 다시 하위 제어 문턱치 N_1 ($n = 7$)에 이르게 되면 다시 도착률을 높여주는 경우이다. 이 프로세스는 N_1 과 N_2 사이에 이루어져 있는 루프 밖의 상태에 있을 때는 루프안의 상태로 돌아가려

표 5-1. Utilization Factor에 대한 큐길이의 발생확률(예 I).
Table 5-1. Probabilities of queue length versus utilization factor(Example I).

큐 길이, n	큐길이에 대한 발생확률	
	$\rho_1=1.8$	$\rho=0.6$
n>18		0.01802
18		0.01201
17		0.02001
16		0.3336
15		0.05560
14		0.09266
13	0.02118	0.09088
12	0.03295	0.08792
11	0.03949	0.08297
10	0.04312	0.07474
9	0.04514	0.06101
8	0.04626	0.03813
7	0.04689	
6	0.02605	
5	0.01447	
4	0.00804	
3	0.00447	
2	0.00248	
1	0.00138	
0	0.00077	
합계	0.33269	0.66731

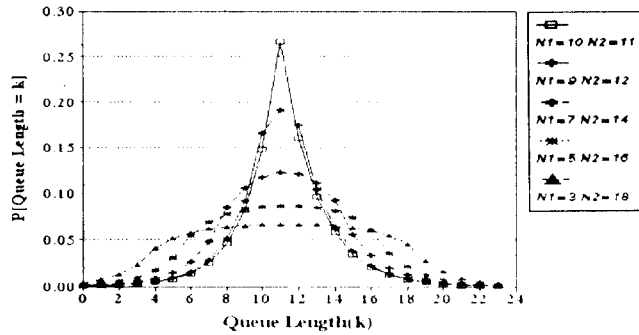


그림 5-1. 두 문턱치 간격에 따른 각 큐 길이의 확률분포($\rho_1 = 1.8, \rho = 0.6$).
 Fig. 5-1. Probability distribution of queue length($\rho_1 = 1.8, \rho = 0.6$).

고 하고 루프 안의 상태에 있을 때는 루프 밖으로 빠져 나가려는 경향을 가지기 때문에 흔들리는(cradling) 효과를 가지게 된다.

그림 5-1은 $\rho_1 = 1.8$ 이고 $\rho = 0.6$ 인 경우에 N_1 과 N_2 사이의 간격이 넓어짐에 따라서 각 큐 길이에 대한 확률 분포가 어떻게 변화하는가를 나타낸다. 여기서 두 문턱치의 간격이 1인 경우 즉, $N_1 = 10$ 이고 $N_2 = 11$ 인 경우는 $N_1 = 10$ 인 하나의 문턱치만 가지는 경우와 같다. 그림 5-1은 두 문턱치의 간격이 넓어짐에 따라서 그 확률분포가 점차 평활해짐을 보여준다.

예 II. $\rho_1 = 0.9, \rho = 0.45, N_1 = 7, N_2 = 14$. 이 경우는 큐의 길이가 상위 문턱치 N_2 에 이를 때마다 그 도착률이 이전 값의 절반으로 줄어들도록 하는 경우이다. (23)번과 (24)번 식으로 부터 각 상태에 있어서의 발생확률들이 표 5-2에서와 같이 구해진다. 1이 1보다 작은 값이기 때문에 도착률 제어를 하지 않아도 시스템이 안정하게 동작한다.

그림 5-2에는 $\rho_1 = 0.9$ 이고 $\rho = 0.45$ 일 때 큐 길이에 대한 확률분포가 두 문턱치의 간격에 따라 나타나 있다.

그림 5-2를 그림 5-1과 비교하여 보면 ρ_1 가 1보다 작은 값으로 프로세스가 안정한 경우에는 제어의 효과가 그렇게 크게 나타나지 않음을 알 수 있다.

예 III. $\rho_1 = 1.1, \rho = 0.45$. 이 경우의 각 큐 길이에

표 5-2. Utilization Factor에 대한 큐길이의 발생확률(예 II).
 Table 5-2. Probabilities of queue length versus utilization factor(Example II).

큐 길이, n	큐길이에 대한 발생확률	
	$\rho_1=0.9$	$\rho=0.45$
n>18		0.00034
18		0.00043
17		0.00097
16		0.00215
15		0.00477
14		0.01061
13	0.00651	0.01056
12	0.01374	0.01054
11	0.02177	0.01021
10	0.03069	0.00968
9	0.04061	0.00849
8	0.06387	
7	0.06387	
6	0.07097	
5	0.07885	
4	0.08761	
3	0.09735	
2	0.10816	
1	0.12018	
0	0.13354	
합계	0.92548	0.07452

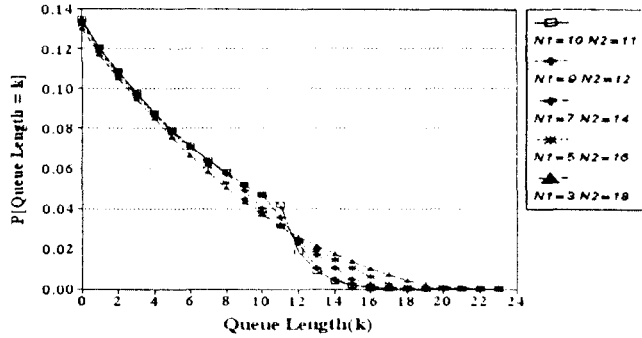


그림 5-2. 두 문턱치 간격에 따른 각 큐 길이의 확률분포($\rho_1 = 0.9, \rho = 0.45$).
 Fig. 5-2. Probability distribution of queue length($\rho_1 = 0.9, \rho = 0.45$).

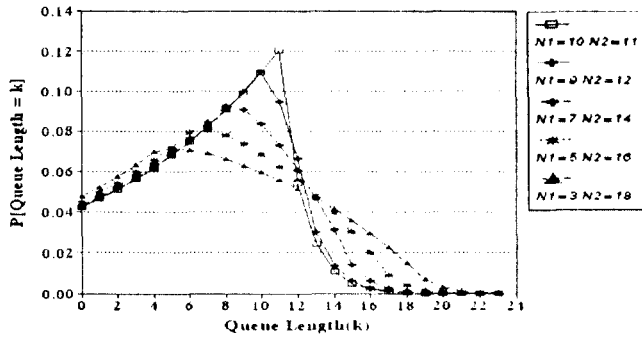


그림 5-3. 두 문턱치 간격에 따른 각 큐 길이의 확률분포($\rho_1 = 1.1, \rho = 0.45$)
 Fig. 5-3. Probability Distribution of Queue Length($\rho_1 = 1.1, \rho = 0.45$)

대한 확률분포는 그림 5-3과 같다.

다음에는, 단일 문턱치 제어방식과 두개의 문턱치 제어방식을 utilization factor와 두 문턱치 간격을 변화시키면서, 제어를 행하는 횟수와 평균 큐의 길이 그리고 버퍼가 비어 있을 확률등을 비교한다. 또한, 문턱치 값을 설정하는 방법에 따라 두가지 경우를 고려한다. Case I은 예 1, 2, 3의 경우와 같이 상위 문턱치 값이 증가하는 것 만큼 하위 문턱치 값도 동시에 감소하는 경우이며, case II는 상위 문턱치가 일정한 값으로 고정된 상태에서 하위 문턱치 값만이 감소하는 경우를 나타낸다. 두가지 경우 모두 상위 문턱치 N_2 와 하위 문턱

치 N_1 값이 각각 11과 10인 단일 문턱치 제어방식을 기준으로 하고 아래와 같이 두 문턱치의 간격을 나타내는 함수 $\Delta_1(i)$ 와 $\Delta_2(i)$ 를 정의한다.

$$\begin{aligned} \text{Case I } \Delta_1(i) &\triangleq N_2(i) - N_1(i) & : i : (0, 3) \\ \text{Case II } \Delta_2(i) &\triangleq N_2(0) - N_1(i) & : i : (0, 6) \end{aligned}$$

여기서 $N_2(i) \triangleq L_2 + i, \triangleq N_1(i) L_1 - i$ 이고 $L_2 = 11, L_1 = 10$ 이다.

ρ_1 에서 ρ 로 그리고 다시 ρ 에서 ρ_1 로 전환되는 평균 전환비율을 η 라고 하면, 이 전환비율은 프레임 릴레이 망

에서 FECN이나 BECN 비트의 설정 또는 CLLM 메시지의 사용에 의해서 제어가 일어나는 비율이라고 할 수 있다. 이 전환비율은 그림 4-4에서 $N_{1,p}$ 상태에서 N_{1+2p+1} 상태로 다시 $N_{1,p+1}$ 상태에서 N_1 상태로 전환이 일어나는 비율과 같고, 따라서 다음식으로 나타낼 수 있다.

$$\eta = k\lambda \times P'_{N_{1,p}} + \mu \times P'_{N_{1,p+1}}$$

또는 $\eta/\mu = \rho_1 \times P'_{N_{1,p}} + P'_{N_{1,p+1}}$.

그림 5-4는 여러가지 ρ_1 과 ρ 의 값에 대한 이 제어비율의 변화를 나타낸다. 그림 5-4에서 case I와 case II 두가지 경우 모두 두 문턱치의 간격이 넓어짐에 따라 그 제어 비율은 급격히 감소함을 알 수 있다.

그림 5-4 a)의 case I에서 $\rho_1 = 1.8$ 이고 $\rho = 0.6$ 일 때, 단일 문턱치 제어방식인 경우 그 제어비율은 0.084이고 두개의 문턱치 제어방식에서 그 문턱치 간격이 3인 경우 그 제어비율은 0.028로 약 66.6%가 감소된다. $\rho_1 = 0.9$ 이고 $\rho = 0.45$ 일 때, 단일 문턱치 제어방식인 경우 제어비율은 0.533이고 두개의 문턱치 제어방식에서 그 문턱치 간격이 3인 경우 그 제어비율은 0.177로 약

66.8%의 감소를 나타낸다.

그림 5-4 b)의 case II에서도 제어비율은 두 문턱치의 간격이 증가함에 따라 case I에서와 거의 같은 비율로 감소함을 나타내며, 따라서 제어비율의 감소는 두 문턱치의 간격에만 의존한다고 할 수 있다.

Case I인 경우와 case II인 경우에 있어서 두 문턱치 간격에 대한 평균 큐 길이는 각각 그림 5-5 a) b)와 같이 나타난다.

그림 5-5 a)의 case I에서는 두 문턱치가 단일 문턱치의 경우에서 아래 위로 일정하게 증가함으로써 문턱치의 간격이 증가하더라도 그 평균 큐의 길이는 어느정도 일정한 값으로 유지됨을 나타내며, 그림 5-5 b)의 case II에서는 단일 문턱치의 경우에서 하위 문턱치 값만이 감소하기 때문에 평균 큐 길이도 하위 문턱치 값의 감소에 따라 점차 감소함을 보여준다. 따라서, case II와 같은 방식으로 문턱치의 간격을 조절해 주면 제어비율을 크게 감소시키면서 동시에 평균 큐의 길이도 감소시킬 수 있음을 알 수 있다.

버퍼의 효율은 버퍼가 비어 있을 확률 즉, P_0 값으로 나타낼 수 있으며 case I과 case II에서 각 문턱치 간격에 대한 P_0 값이 그림 5-6에 나타나 있다.

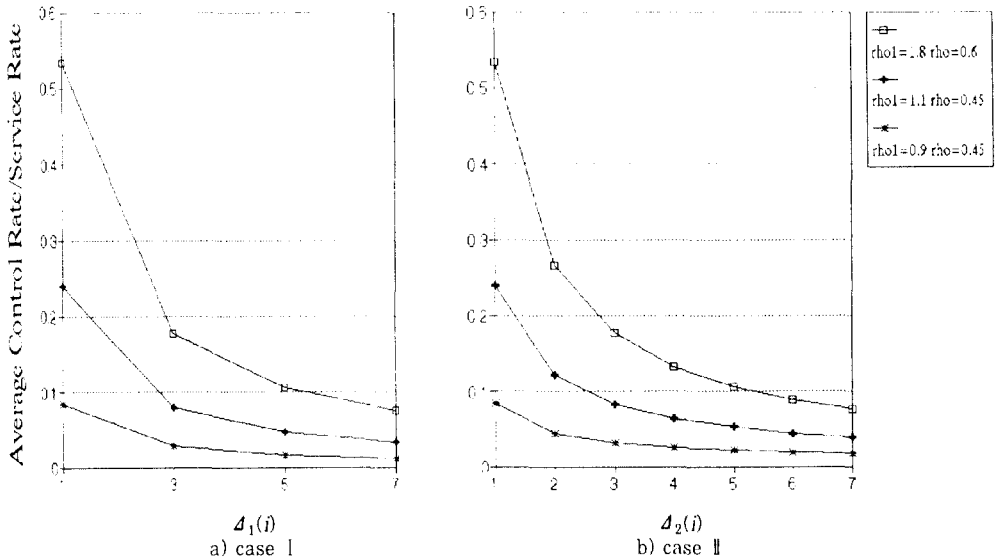


그림 5-4. 두 문턱치 간격에 대한 제어비율(η/μ)의 변화.

Fig. 5-4. Average control rate / service rate versus the difference of N_1 and N_2 with different values of ρ_1 and ρ .

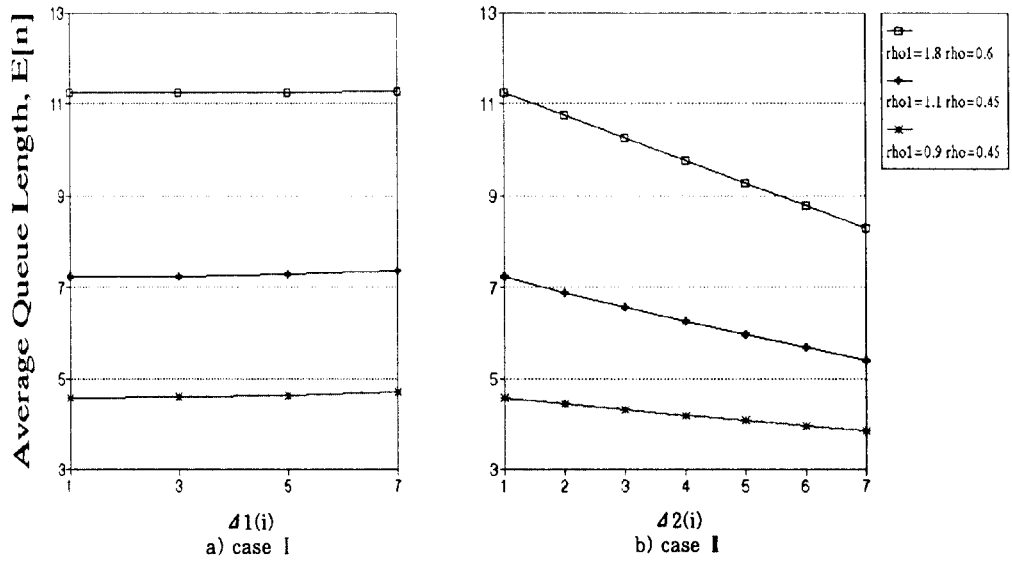


그림 5-5. 두 문턱치 간격에 대한 평균 큐 길이.
Fig. 5-5. Average queue length versus the difference of N_1 and N_2 for different ρ_1 and ρ .

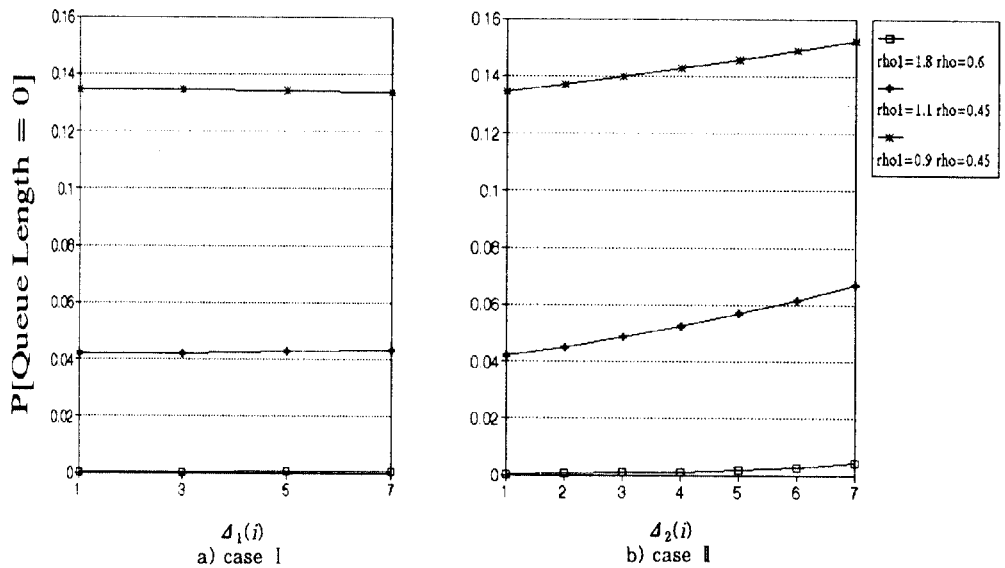


그림 5-6. 두 문턱치 간격에 대한 P_0 값의 변화.
Fig. 5-6. P_0 versus the difference between N_1 and N_2 for different ρ_1 and ρ .

이때 버퍼가 비어 있을 확률 역시 case I의 경우에는 어떤 값을 가지고 어느정도 일정하게 유지됨을 보여 주지만 case II의 경우에는 두 문턱치의 간격이 증가함에 따라 급속히 증가됨을 보여준다. 따라서, 버퍼의 효율 측면에서는 case I이 case II 보다 좋은 결과를 나타낸다.

Ⅶ. 결론 및 검토

본 논문에서는 프레임 릴레이의 혼잡제어 방식중 명시적 혼잡통지 신호를 사용하는 혼잡제어방식에 대하여, 권고안 Q.922에 제안되어 있는 평균값을 이용한 제어방식이 cycle의 기간이 긴 경우에 오동작을 하는 단점을 해결하기 위한 현재의 큐 길이를 검증하여 한개 및 두개의 문턱치를 사용하는 실시간 혼잡제어 방식을 제안하고 해석하였다.

혼잡상황을 판단하고 실시간적인 명시적 혼잡통지 신호를 사용하는 데 있어서 단일 문턱치를 사용하는 제어방식과 비교하여 볼 때, 두개의 문턱치를 사용하는 제어방식에서는 제어를 행하는 횟수가 매우 줄어들음을 알 수 있었으며 그 제어비용의 감소는 두 문턱치의 간격에만 의존함을 알 수 있었다. 그러나 두 문턱치 사이의 간격이 일정하더라도 문턱치 값의 설정에 따라 그 평균 큐 길이와 버퍼효율이 변화한다. 즉, 평균 큐 길이를 줄여주도록 문턱치를 설정하면 버퍼효율은 반대로 떨어짐을 확인하였으며, 따라서 이러한 장단점에 대한 cost function을 구해 두개의 문턱치 제어방식이 단일 문턱치 제어방식보다 효율적으로 사용될 수 있는 최적의 문턱치 값을 구하는 것이 필요하며, 버퍼가 유한한 경우와 제어 문턱치가 3개 또는 4개인 경우에 대해 계속 연구할 필요가 있다.

현재 ITU-TS Q.922는 망노드에서 FECN 비트를 설정하는 방법을 특별히 규정하고 있지 않고 망을 설계하는 단계에서 결정될 수 있는 것으로 보고 있다. 또한, 망노드에서 FECN 비트를 설정하는 프로세스와 FECN 비트의 수신시 종단 시스템에서 작동하는 프로세스는 각각 독립적으로 작용한다. 따라서, 두개의 문턱치를 사용하여 FECN 비트를 설정하는 혼잡제어 방식은 특별히 혼잡제어 횟수를 줄여주어야만 하는 경우, 종단 시스템의 전송을 조절 프로세스와는 독립적으로 망노드 측에서 선택적으로 채택될 수 있다.

실제로 이러한 제어방식을 구현하는데 있어서도 종단 시스템의 혼잡제어 프로세스와는 관계없이 단지 프레임 릴레이 교환기의 명시적 혼잡통지 비트를 설정하는 프로세스에 두개의 문턱치를 두고 어떤 시간동안의 평균 큐 길이가 상위 문턱치보다 크거나 같은 값으로 증가할 때마다 FECN 비트를 1로 설정해주고 이후 다시 하위 문턱치까지 감소되면 FECN 비트를 설정하지 않는 방식으로 구현하여 줌으로써 가능하다.

참고문헌

1. J. P. Cavanagh, "Applying the Frame Relay Interface to Private Networks," *IEEE Communication Magazine*, 1992, pp.48-64.
2. D. L. Spohn, *Data Network Design*, McGraw-Hill, 1993.
3. M. Chu, "Frame Relay Network Services," *Proceedings of ICC'92*, pp.263-268.
4. J. Lamont and M. H. Hui, "Some Experience with LAN Interconnection via Frame-Relay Networks," *AT&T Technical Journal*, Nov/Dec., 1988, pp.35-46.
6. D. B. Grossman, "An Overview of Frame Relay Technology," *Proceeding of INFOCOM 91*, pp.539-545.
7. K. J. Chen, Kelvin. K. Y. H and V. R. Saksena, "Analysis and Design of a Highly Reliable Transport Architecture for ISDN Frame Relay Networks," *IEEE Journal on Selected Areas on Commun.* vol. 7, No. 8, 1989, pp.1231-1242.
8. M. Rahnema, "Frame Relaying and the Fast Packet Switching Concepts and Issues," *IEEE Network Magazine*, 1991, pp.18-23.
9. ITU-TS Rec. 1370, Congestion management for the ISDN Frame Relaying Bearer Service, Geneva, 1991.
10. M. Schwartz, *Telecommunication Networks, Protocols, Modeling and Analysis*, Addison Wesley, 1987, pp.234-251.
11. B. T. Doshi and H. Heffes, "Performance of and

In-Call Buffer-Window Reservation/Allocation Scheme for Long File Transfers," *IEEE J. Select Areas Commun.*, vol.9, Sep. 1991, pp.1013-1023.

12. A. Platt, and M. J. Morse, "Traffic Management in Frame Relay Networks," *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 23, 1992, pp.305-316.

13. ITU-TS Rec. Q.922, *ISDN Data Link Layer Specification for Frame Mode Bearer Service*, May, 1991.

14. D. D. Grossman and A. J. Audet, "A White Paper on Frame Relay," Motorola codex, May, 1992.

15. S. Morgan, "Queueing Discipline and Passive Congestion Control in Byte-Stream networks," *INFORCOM '89*, San Francisco, CA, pp.711-720, 1989.

16. V. Jacobson, "Congestion avoidance and control," *Computer Communication Review*, vol. 18, no. 4, pp.314-329, Aug. 1988.



李 成 泰 (Seong Tae Lee) 정회원

1967년 4월 4일생
 1991년 2월 : 한국항공대학교 항공
 통신정보공학과 졸업
 (공학사)
 1994년 2월 : 한국항공대학교 대학
 원 항공통신정보공학
 과 졸업(공학석사)

1994년 6월~현재 : 현대정보기술 주식회사 근무
 ※주관심 분야 : 네트워크 정합기술 및 네트워크 관리



尹 鍾 浩 (Chong Ho Yoon) 정회원

1957년 12월 18일생
 1984년 1월 : 한양대학교 전자공학
 과 졸업(공학사)
 1986년 2월 : 한국과학기술원 전기
 및 전자공학과(공학박
 사)

1990년 9월~1991년 8월 : 대구대학교 전자공학과 전임강사
 1991년 9월~현재 : 한국항공대학교 항공통신정보공학과 조교
 수