무선통신에서 대칭링크 네트워크를 이용한 트래픽 흐름제어 채널분석

박광채*

Traffic Flow Control Channels Analysis Using Symmetry Link Network in Wireless Communication

Kwang-Chae Park*

이 논문은 2008년도 조선대학교 연구비를 지원받았음

요 약

본 논문은 무선통신 트래픽제어에서 데이터의 흐름을 원활하게 유지 향상시키기 위한 연구이다. 통상적인 TCP 윈도우 흐름제어에서 나타났던 다양한 유형의 버스트현상은 양방향 트래픽제어를 통해 제거하거나 완화시킬 수 있다. 현재는 대기열이 주로 최종 시스템에 위치함으로 인해 무선통신 제어채널을 운영하는 동안에 TCP ACK 압축 문제가 발생한다. 그러므로 소스 IP 대기열의 주기적인 버스트 특성을 분석함으로써 대기열의 최대값을 예측하여 적용한다. 이와 같은 예측수단을 무선통신 트래픽제어에 적용하여 대칭트래픽을 제어함으로써 처리율이 현저하게 증가되어 성능이 향상됨을 분석한다.

ABSTRACT

This paper is about the research to maintain and enhance the flow of data of the wireless traffic control. Various types of burst traffic that were found at TCP window flow control have been removed or mitigated using the two-way traffic control. Currently, TCP ACK Compression problem appears during the transmission of the wireless communication control channel because the queues are mostly located at the end system.

Therefore, in this paper, the periodic bursty characterist of the source IP queue will be analyzed to predict the maximum value of queues. And then the prediction tool will be applied to wireless communication traffic control to handle symmetric traffic as to increase the throughput and improve the performance.

키워드

무선통신망, 컴퓨터통신망, TCP-IP, 트래픽혼잡제어

Wireless Communication, Computer Communication, TCP-IP, Traffic Congestion Control

* 조선대학교

접수일자 2009. 06. 09
심사완료일자 2009. 06. 30

Ⅰ. 서 론

대칭링크 네트워크 트래픽에서의 ACK 압축효과 및 그로 인한 전송 프로토콜의 동적 특성[1]은 시뮬레이션 기법을 통해 데이터그램 네트워크의 비대칭과 대칭링크 네트워크 트래픽에서 TCP(Transmission Control Protocol)의 동적 특성을 연구하고, 라우터의 대기 열이 주기적인 반응을 보이므로 대칭과 비대칭 링크 네트워크 환경에서 TCP 연결의 동적특성을 분석하고, 처리율(throughput) 저하를 정량화 함을 연구한다.

무선통신 트래픽제어에서 운영되는 TCP에 초점을 두고 네트워크 노드 즉, 스위치나 라우터에서 나타나는 트래픽제어의 버스트(bursty) 현상은 전송률이 제어되지 않는 경우보다 트래픽제어가 되는 무선통신 네트워크에서 더 줄어들 것으로 예상된다. 그러나 무선통신 트래픽제어 환경에서는 네트워크 노드로부터 시작되는 비대칭과 대칭링크 네트워크 TCP 트래픽제어의 효과에 대하여 별로 논의되지 않고 있다.

또한 TCP over ABR(Available Bit Rate)에서 ABR 서비스클래스[2, 3]는 지연을 허용하는 최강(best-effort)의 응용을 지원하고, 비대칭과 대칭링크 네트워크 가용 용량을 활용할 수 있도록 무선통신 소스에서 트래픽제어를 하는 전송률 기반 피드백제어 메커니즘을 적용[4]할 경우, 그 결과는 안정적인 무선통신 트래픽제어에서 예측 가능한 지연순서에 따르는 특징으로 다른 네트워크에서 TCP를 운용하는 경우에도 똑같이 적용될 수 있다.

과거에도 ATM 네트워크의 TCP 반응에 대한 연구[1]가 있었지만, 대칭링크 네트워크 트래픽이 TCP의 반응에 미치는 영향에 대해 연구한 예는 없었다.

본 논문에서는 무선통신 트래픽제어 네트워크에서 대칭링크 네트워크의 TCP 트래픽의 동적 특성을 분석하고, 시스템 반응을 기술하는 분석 모델을 제시하며, 성능저하를 정량화하고, 시뮬레이션을 통해 성능향상을 검증하는 데 있다. 또한, 처리율 저하는 상호 작용하는 연결들의 상대적 단계와는 상관이 없으며, 다만 윈도우 크기, 무선통신 트래픽제어 및 비대칭과 대칭링크 네트워크 지연으로부터 영향을 받는다. 여기서 각 연결의 윈도우 크기가 왕복 거리-대역폭의 곱으로 설정될 때, 각 연결은 단방향 트래픽 처리율을 유지하며 대칭링크에서 향상된 성능을 나타내고, 분석결과는 시뮬레이션을 통해 입증한다.

Ⅱ. 무선통신 연결설정

무선통신 연결설정은 연결 중단 시 발신기가 인접한 경우에 무선-TCP가 TCP보다 우수한 성능을 제공하므로 i, j 에서 멀리 떨어져 있는 경우에도 TCP보다 성능이 더 우수하다. 그러나 인터넷의 높은 손실률로 인해 그 차이가 작기 때문에 데이터 압축을 수행하여 데이터 전송시간을 크게 줄일 수 있지만 이는 상당한 오버헤드를 발생시킨다.

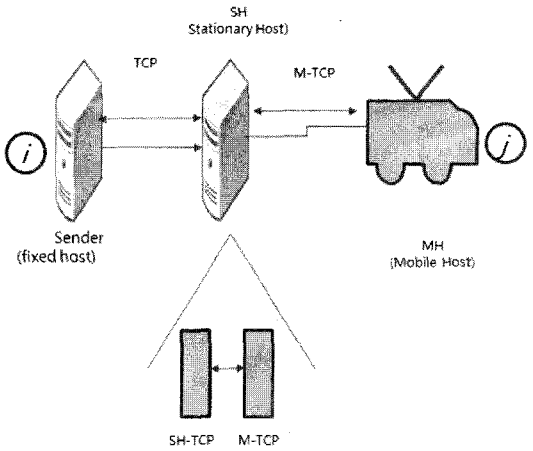

그림 1. M-TCP와 TCP의 연결
Fig.1 Connections of M-TCP and TCP in network.

그림 1 해결방안은 게이트웨이 노드의 처리시간이 짧을 경우 확장 가능하며, 이 프로토콜에서 BER(Bit Error Rate)이 낮다는 가정은 BER이 10-5 보다 악화되지 않음을 의미한다[5]. 또 링크계층에서 적절한 FEC(Forward Error Correcting) 기술 및 재전송 기법을 사용할 경우 그 비율은 더 낮아질 수 있기 때문에 무선통신이 링크계층에 함께 사용될 경우 TCP 처리율을 향상시키는 방안이 된다.

Snoop 프로토콜은 기지국에서 패킷을 캐시에 저장한 다음 대칭과 비대칭 링크를 통해 로컬로 재전송하며 [6], FH(Fixed Host)에서 MH(Mobile Host)로 데이터를 전송하려 할 때 기지국의 라우팅 코드를 변경한다. 이러한 변경에는 ACK가 발신되지 않은 TCP 데이터를 캐시에 저장하고 ACK와 타임아웃을 다루는 정책을 바탕으로 재전송을 실시한다. 그 결과 TCP의 엔드 투 엔드 의미론이 손상되지 않으면서 FH의 호스트 TCP 코드를 변경하거나 기존 응용을 재 링크하므로 연결 성능이 크게 향상된다.

Snoop 라우팅 코드는 snoop라고 부르는 모듈을 추가함으로써 변경되는데, 이 모듈은 i, j 양방향 링크 네트워크를 통과하는 모든 패킷을 모니터하며, snooop 모듈은 FH에서 MH로 ACK를 전송하고, ACK가 발신되지 않은 TCP 패킷의 캐시가 관리되며. MH가 보내는 모든 ACK를 추적한다. 만일, 패킷 손실이 감지되고 해당 패킷이 캐시에 저장되어 있다면 그 패킷을 MH로 재전송한다.

그림 2 에서 snoop는 중복 ACK를 보내지 않으면서 FH에게 패킷 손실을 숨기므로 불필요한 정체제어(congestion control) 메커니즘이 호출되는 것을 방지함으로써 무선통신 트래픽제어가 이루어진다. 또한 snoop 모듈은 snoop_data()와 snoop_ack()라는 2가지의 중요 프로시저로 구성되며 snoop_data()는 FH로 부터의 패킷을 처리하고 이 처리는 다음 세 범주의 snoop_data() 흐름 알고리즘을 나타낸다.

1. 정상적인 TCP 시퀀스에 새로운 패킷
2. 이미 캐시에 저장된 out-of-sequence 패킷
3. 캐시에 저장되지 않은 out-of-sequence 패킷

데이터 흐름에서 snoop ack()는 MH가 보낸 ACK를 모니터링 하여 처리하고 수신한 ACK의 유형과 수에 따라 제어되며 이러한 ACK는 다음 세 범주 중 하나에 속한다.

1. 새로운 ACK.
2. Spurious ACK.
3. 중복 ACK(Dupack)

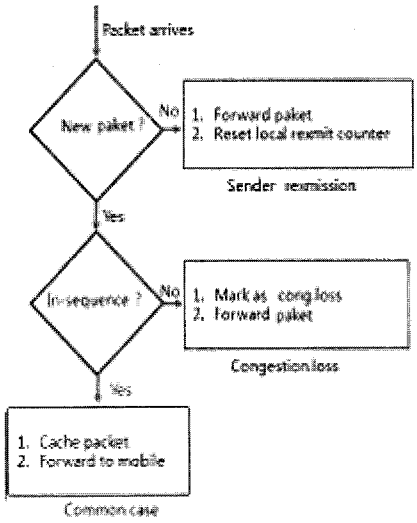

그림 2. Snoop_data()의 흐름도
Fig. 2 Flowchart for snoop_data()

III. 대칭링크 트래픽 패턴

대칭링크 트래픽 패턴은 대칭링크 네트워크 트래픽 환경에서 서로 반대 방향인 2개의 TCP 흐름이 존재하는 네트워크 구성에서 TCP 연결의 정상적인 처리율에 대한 분석이다[7,8].

ACK 압축은 TCP 연결의 세그먼트가 반대 방향 연결의 ACK와 분리되는 원인을 알리며, 또 각 노드는 전체 세그먼트 윈도우를 한꺼번에 전송하고, 이어서 반대 방향 연결의 ACK가 뒤 따른다. 노드가 자신의 데이터 세그먼트를 전송하는 데 걸리는 시간, 즉 그 노드를 출발점으로 하는 비지주기(busy period)는 쉽게 식별될 수 있는데, 그림 3과 같이 반대 방향 연결의 ACK에 의해 구분된다.

전송된 데이터 세그먼트의 크기와 각 방향의 무선통신 트래픽제어도 동일하다고 가정되기 때문에 무선통신 트래픽제어 ρ는 세그먼트 개수/초(단위)로 표기하였다. ACK의 전송시간은 데이터 세그먼트의 전송시간보다 상당히 짧으므로 ACK의 전송시간을 0으로 가정한다.

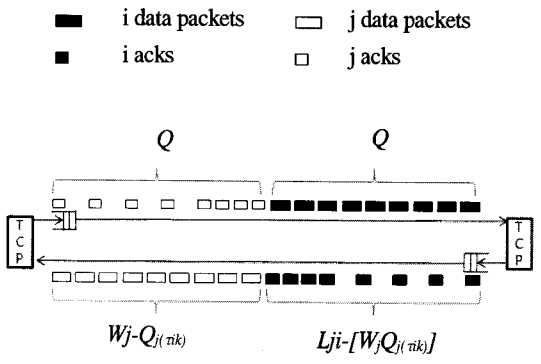

그림 3. 양방향 트래픽 패턴
Fig. 3 Two-way traffic pattern

두 연결의 윈도우 크기는 일정하며, 노드 i 와 노드 j 에서 시작되는 연결의 윈도우 크기를 각각 Wi, Wj 로서 단위는 세그먼트 개수로 표시한다. i 에서 j 까지의 단방향 링크를 채울 세그먼트의 개수를 Lij, 반대 방향은 Lji 로 표기하면 식(1)과 같다.

$$L_{ij}=\rho \cdot DL_{ij}, L_{ij=}\rho \cdot DL_{ji} \quad (1)$$

$Q_j(t)$는 시간 t 에서 노드 i 의 발신 IP 대기열의 점유률(occupancy)이며, 여기에서는 데이터 세그먼트만 고려하고 ACK가 차지한 공간은 무시한다. 역시 $Q_j(t)$는 노드 j 의 IP 대기열 점유율이다. $\tau i,k$ 는 연결 i 의 k 번째 비지주기 동안에 노드 i가 전송한 1 번째 세그먼트가 노드 j 에 도달한 시간이고, 마찬가지로 $\tau i,k$ 는 연결 j 의 k 번째 비지주기 동안 노드 j 가 전송한 1 번째 세그먼트가 노드 i 에 도달한 시간을 나타낸다. 또 시간 $\tau i,k$ 에서 진행 중인 연결 j 의 비지주기 다음 한꺼번에 나타나는 ACK의 개수는 $Q_j(t)$, 즉 k 번째 비지주기의 최초 세그먼트가 노드 j 에 도착하는 시점에서 노드 j 의 발신 대기 열에 있는 세그먼트의 개수에 의해 결정된다.

위 식(1)에서 윈도우 크기의 합은 왕복 i, j 의 대역폭 지연의 곱을 초과한다고 가정되므로 ACK 압축효과에 대해서는 간단한 예부터 복잡한 예까지 다양하게 분석되므로 윈도우 크기 및 지연은 식(2)와 같다.

$$W_i > Q_j + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (2)$$

이 경우에 노드 j 에서 연결 i 의 ACK 대기가 지연되는 최악의 경우는 W_j 이므로, 노드 i가 자신의 윈도우를 모두 사용하는 상황은 발생하지 않는다. 즉, 연결 i 의 각각의 비지주기는 W_i 개의 세그먼트로 구성되고, 이어서 한꺼번에 W_j 개의 ACK가 등장하며, 그 바로 다음에 차기 비지주기가 진행된다. ACK의 전송시간을 0 으로 가정했으므로, 이 경우 연결 i 는 완벽한 처리율에 도달한다. 그러나 연결 j 의 처리율이 영향 받는데, 이는 W_i 개 세그먼트의 전송시간과 동일한 값이 된다.

t_1 을 연결 i 의 k 번째 비지주기에 대한 1번째 ACK가 노드 i 에 도착한 시간이라고 한다면 식(3)과 같다.

$$t_1 = \tau_{i,k} + Q_j(\tau_{i,k})/\rho + D_{ji} \quad (3)$$

이 ACK가 노드 i 에 도착할 때 노드 i 의 발신 대기 열은 비어 있을 수도 있고 그렇지 않을 수도 있다. 따라서 노드 i 는 그 때까지 연결 i 의 $(k+1)$번째 비지주기의 전송을 완료한다는 결과를 얻을 수 있다.

Ⅳ. 대칭링크 네트워크 제어분석

본 장에서는 동일한 노드에서 대칭링크 네트워크로 여러 개의 TCP 연결이 설정된 경우를 검토한다. 또한 무선통신 트래픽에서 대칭링크의 최종 노드 사이에 하나의 TCP 연결이 설정된 구성을 분석한다. 시스템의 반응은 TCP 연결의 상대적 단계에 따라 달라지므로 실험 분석 결과를 적용하였다.

먼저 단순하게 각 방향의 모든 TCP 연결이 동시에 시작하는 경우를 분석한다. 대칭링크 네트워크마다 TCP 연결들을 모두 취합하고, 이렇게 취합한 연결들의 전체 윈도우 크기 및 무선통신 트래픽제어와 동일한 값의 단일 연결로 대치한 결과이다. 이러한 연결을 집합연결이라 부르기로 하며, 실험에서 얻은 모든 분석 결과를 집합연결에 적용할 수 있다.

시스템은 일련의 비지주기 및 유휴시간을 거치므로 집합연결의 비지주기 에서는 각 구성요소 연결의 윈도

우 크기들을 합한 것과 같은 양의 데이터를 전송한다. 뿐만 아니라 같은 방향의 연결들로 구성된 집합연결의 데이터 세그먼트 및 ACK도 구성요소 간의 상호 간섭 없이 독립적인 클러스터로 표시된다.

집합연결의 비지주기가 진행되는 동안 새로운 연결이 첫 세그먼트를 전송하면 데이터 세그먼트와 ACK의 분리가 유지된다는 점에 따라서 연결들이 동시에 시작한다는 전제를 유연하게 적용시킬 수 있다. 따라서 이러한 조건이 지속되는 한 우리의 분석모델을 집합연결에 적용할 수 있다. 2개의 노드 구성에서 i 를 왼쪽에서 오른쪽(left-to-right)방향 연결의 집합으로, j 를 반대 방향 연결들의 집합[9]이라고 하면, 연결 $1 \in i$ 의 효율은 식(4)과 같다.

$$Fi = \frac{2Wi}{\sum i \in IW + \sum j \in JWj + Lij + Lji} \cdot \frac{\sum i \in IWi}{2Wi} = \frac{\sum i \in IWi}{\sum i \in IW + \sum j \in JWj + Lij + Lji} \quad (4)$$

대칭링크 네트워크로 식(4)에서 여러 TCP 연결이 설정된 TCP 트래픽의 반응은 그림4와 같이 경로에 2개의 스위치가 있고 이 경로의 왼쪽과 오른쪽에 각각 3개의 노드가 연결된 R-1 구성에 대해 시뮬레이션을 수행한다. 왼쪽 과 이에 대응하는 오른쪽 노드 사이에 대칭링크 네트워크로 4개의 TCP 연결을 설정한다.

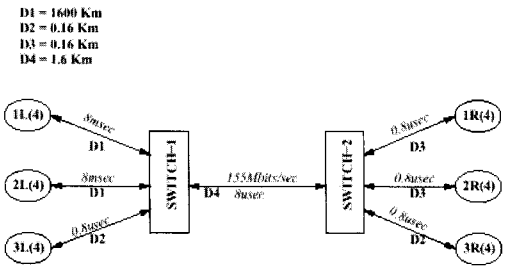

그림 4. R-1 구성. 각 방향으로 인덱스 번호가 같은 노드 간에 4개의 TCP 연결

Fig. 4 R-1 composition. Index number establishes 4 TCP connections between same node in each direction

즉, 전체로 보면 대칭링크 네트워크마다 총 12개의 연결이 설정되므로 링크의 용량은 각각 155 Mbps이고 링크의 전파지연은 그림에 표시된 것과 같다. 노드 1L과 2L에서 시작 또는 종료된 연결의 지연은 노드 3L-3R 연결의 지연보다 약 3자리 수가 높기 때문에 ACK 압축은 연결의 RTT(Round Trip Time)가 크게 다를 때에도 계속 발생한다는 데 유의해야 한다.

임의의 노드에서 출발하는 TCP 연결 집합의 처리율 합계의 최대 값은 약 131/3≒43.6 Mbps가 될 때 각 노드의 IP 대기 열에서 발신 트래픽이 다중화 되므로, IP 프로세스의 처리량도 43.6 Mbps로 설정했다. 각 연결에 대한 최대 윈도우 크기는 64 Kbyte이며 7개의 패킷에 해당한다. 그러므로 집합연결의 윈도우 크기 합계는 256 Kbyte가 된다. 노드 1L 과 2L 에서 시작 및 종료하는 집합연결의 단방향 지연은 대략 9 세그먼트의 전송시간과 같고 반면, 노드 3L - 3R 경로의 지연은 무시할 수 있다.

이 구성에 대한 시뮬레이션 결과는 그림 5 ~ 8과 같다. 그림 5 에서 ACK 압축현상으로 인해 노드 1L에서 시작되는 TCP 연결의 일련번호가 주기적인 계단형으로 증가하는 것을 재확인 할 수 있었다.

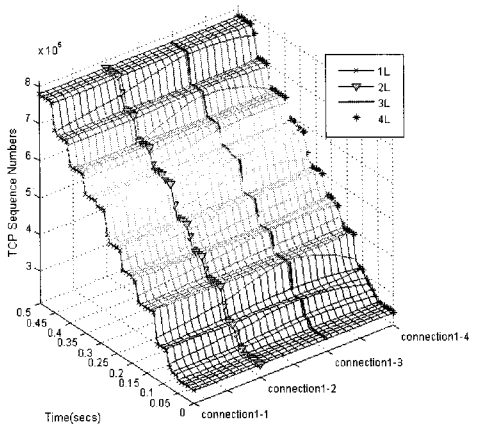

그림 5. 노드 1L에서 시작한 4개 연결의 TCP 일련 번호의 비교

Fig. 5 Compare augmentation of TCP serial number of 4 connection that begin in node 1L

지연이 커지면 연결의 효율이 감소되기 때문에 노드 3L 에서 시작된 짧은 연결은 노드 1L 이나 2L 에서 시작한 연결에 비해 처리율이 더 높았다.

그림 6 은 노드 1L 에서 시작한 연결과 노드 3L에서 시작한 연결의 TCP 일련번호를 비교한 그래프이다. 여기에서 연결 1-1의 TCP 일련번호와 연결 1-3 의 TCP 일련번호를 비교하여 나타내었다.

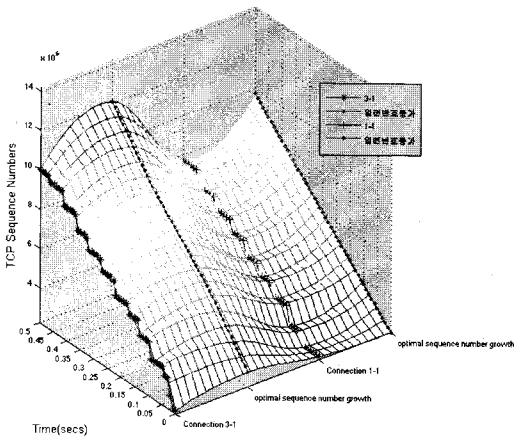

그림 6. 노드 1L과 노드 3L에서 시작한 연결의 TCP 일련번호의 비교
Fig. 6 Compare augmentation of TCP serial number of connection that begin in node 1 L and 3L

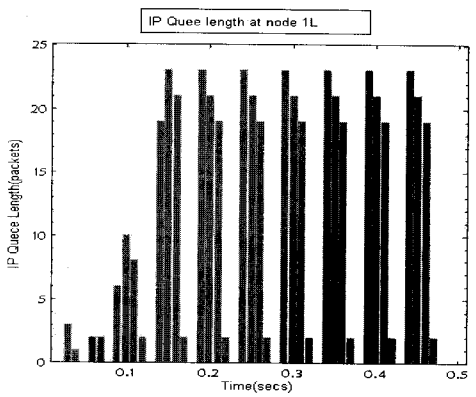

그림 7. 노드 1L의 IP 대기 열 크기 (데이터 패킷)
Fig. 7 Node 1L's IP queue size (data packet)

그림 7 과 같이 노드 1L 의 IP 대기 열 반응은 노드 1L 에서 시작된 TCP 연결 4개의 윈도우 합계에 해당하는 집합연결과 같은 데이터 패킷을 보이면서 단계적으로 상승하였으며 0.1sec 이후 일정한 IP 대기 열 크기가 나타났다.

그림 8 은 노드 1L 에서 시작한 4개 연결 즉, 연결 1-1 에서 1- 3 의 TCP 일련번호에 따라 배가된 값을 각각 그라프로 나타내어 향상된 성능을 상호 비교하였다.

또한 그림 8 은 그림 6 의 일련번호를 이용해 결과를 보인 것으로 노드 1L 에서 시작한 4 번째 연결의 일부 세그먼트 간격이 세그먼트 1 개의 전송시간만큼 균등하게 벌어져 있다. 이것은 0 ~ 23 개 세그먼트 범위에서 값이 변동되는 노드 1L 의 IP 대기 열에서 나타났다.

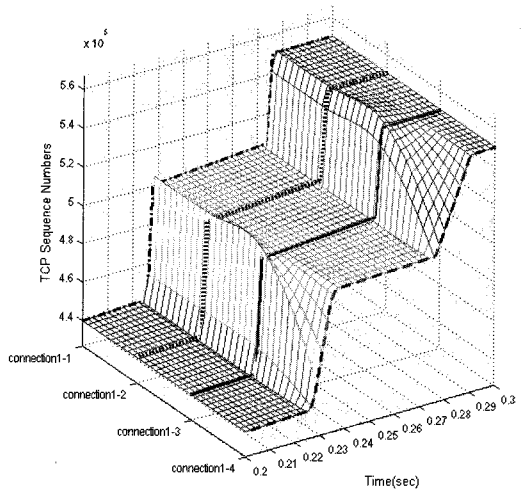

그림 8. 노드 1L에서 시작한 4개 연결의 TCP 일련 번호크기에 따라 배가된 모양
Fig. 8 Increase and megascopic image of TCP serial number of 4 connection that begin in node 1L.

또 일련번호 곡선은 패킷이 IP 대기 열에서 실제 서비스되는 시간이 아니라, 특정 세그먼트가 해당 TCP 프로세스를 벗어나는 시간을 기준으로 한다는 것을 알 수 있다. 따라서 클러스터 당 총 23 개의 ACK가 노드 1L 에 도착하므로 23 개의 신규 세그먼트가 IP 대기 열에 추가되므로 대칭과 비대칭링크 네트워크의 윈도우 크기는 7 패킷에서 4 개의 연결이 동기화 되어 있다. 그러므로 노

드 1L 에서 시작되는 집합연결의 ACK 스트림은 모두 28 개의 ACK로 구성된다. 그 중 23 개는 한꺼번에, 나머지는 1 세그먼트마다 전송시간 간격으로 도착했다. 1 세그먼트 간격으로 도착하는 마지막 ACK는 4 번째 연결에 속하고, 새로운 1 세그먼트는 전송시간 간격으로 IP 대기 열에 추가됨을 알 수 있었다.

동일한 최종 시스템 간의 TCP 연결은 ATM 네트워크를 통해 데이터를 전달하는 ATM 대칭과 비대칭링크 연결로 맵핑되었고, 이에 추가하여 현재 사용되는 최종 시스템에 포함된 서브네트워크 간의 TCP 연결들은 하나의 ATM 연결로 맵핑되었다. 또한 이 연결들은 전송되는 TCP 연결 간에 상호 동기 화 되므로 성능이 향상됨을 알 수 있었다.

V. 결 론

무선통신 트래픽제어 네트워크에서 대칭링크 네트워크의 TCP 트래픽의 동적특성을 분석하였다.

그 결과, 각 방향으로 대칭형의 대역폭을 사용하고 윈도우의 크기가 왕복 파이프를 채울 만큼 충분히 큰 경우에도 각 연결의 성능은 단방향 트래픽의 처리율이 66.68%를 유지하여 대칭링크에서 향상되었다.

또한 집합연결의 단방향 지연은 9 세그먼트의 전송시간과 같았고, 노드 3L-3R 경로에서도 지연이 무시되었다.

양방향 트래픽의 처리율이 저하하는 대칭형에서는 링크속도가 커졌으며, 집합연결의 비지주기에서도 연결의 윈도우 크기들을 합한 것과 같은 양의 데이터가 전송되었다.

양방향 대칭링크 트래픽의 효과는 광범위한 상황에서도 발생하였으며 이들을 분석하는 것이 매우 중요하였다.

단순한 트래픽제어 현상이 2개 이상의 복잡한 노드의 구성에서도 향상된 성능으로 분석되었다.

향후, 대칭형에서 전송할 데이터가 존재하는 한 동적 특성이 발생할 수 있으므로 이러한 문제를 해결하기 위한 연구가 요구된다.

참고문헌

[1] R. Wilder, K.K. Ramakrichnan, and A. Mankin, "Dynamics of congestion control and avoidance of two-way traffic in and OSI test-bed", ACM *Computer Communication Review*, vol.21, no.2, pp. 43-58, 2007.4

[2] V. jacobson, "Modified TCP congestion avoidance algorithm." message to end2end-interest mailing list, 1999. 4

[3] S. Floyd and V. jacobson, "On traffic phase effects in pACKet-switched gateways", *Internetworking: Research and Experience,* vol.3. no.3, pp.115-156, 2004.9

[4] L, Zhang and D. D. Clark, "Oscillating behavior of network traffic: A case study simulation," *Internetworking: Research and Experience,* vol.1. no.2, pp.101-112, 2006.12

[5] F. Bonomi and K.W. Fendick, "The Rate-based Flow Control Framework for the Available Bit Rate ATM Service ", *IEEE Network,* vol.9, no.2, pp. 25-39, 2002. 3/4

[6] D. E. Comer and j .C. Lin, "TCP buffering and performance over and ATM network", *Internetworking: Research and Experience,* vol.6. pp.1-13, 2005.8

[7] L. Kalampoukas and A. Varma, "Performance of TCP over multi-hop ATM networks: A comparative study of ATM layer congestion control schemes", in *Proc. of ICC 95,* pp. 1472-1477, 2003.6

[8] W. R. Stevens and G.R. Wright, *TCP/IP illustrated,* vol.2. Addison-Wesley Publishing Company, 2006. 2

[9] S. S. Sathaye, *Traffic management specification, version 4.0.* Traffic Management Working Group, 2003.4.

저자소개

박 광 채(Kwang-Chae Park)

1975년 2월 조선대학교 전자공학과 (공학사)
1981년 2월 조선대학교 대학원 전자공학과(공학석사)
994년 8월 광운대학교 대학원 전자통신공학과 (공학박사)
1975 -현재 조선대학교 전자정보공과대학 전자공학과 교수
※관심분야 : 데이터통신 및 통신프로토콜, ATM 교환기, Ad-hoc Networks, 광대역정보통신