

작은 클럭 주기를 이용한 다단 상호연결 네트워크의 성능분석

Modeling of Input Buffered Multistage Interconnection Networks using Small Clock Cycle Scheme

문 영 성*
Youngsong Mun

요 약

다단 상호연결 네트워크(MINs : Multistage Interconnection Networks)를 사용하는 패킷 교환에서는 일반적으로 패킷의 이동이 한 네트워크 주기 동안에 마지막 단에서 처음 단으로 연속적으로 전달된다고 가정된다. 그러나 Ding과 Bhuyan은 패킷 이동이 작은 클럭 주기를 사용하면서 각 쌍의 이웃 단 내에 한정된다면 네트워크의 성능이 상당히 향상될 수 있다는 것을 보였다. 본 논문에서는 이와 같이 작은 클럭 주기를 가지는 입력 버퍼를 가진 MIN의 성능을 평가하기 위한 해석적 모델을 제안한다. 제안된 모델의 우수성을 입증하기 위하여 해석적 모델의 결과와 시뮬레이션의 결과와 비교한다. 또한 제안된 모델의 결과와 Ding과 Bhuyan의 연구결과와 비교함으로써 제안한 방식의 상대적인 효과를 검증한다. 그 결과 제안된 모델은 시뮬레이션의 결과와 매우 근접하게 일치하며, 이전의 연구결과 보다는 더 정확한 결과를 보인다.

Abstract

In packet switching using multistage interconnection networks (MIN's), it is generally assumed that the packet movements successively propagate from the last stage to the first stage in one network cycle. However, Ding and Bhuyan has shown that the network performance can be significantly improved if the packet movements are confined within each pair of adjacent stages using small clock cycles. In this paper, an analytical model for evaluating the performance of input-buffered MIN's employing this network cycle approach is proposed. The effectiveness of the proposed model is confirmed by comparing results from the simulation as well as from Ding and Bhuyan model.

• Keyword : 다단 상호연결 네트워크, 작은 클럭 주기, 수율, 지연시간

1. 서 론

MIN은 병렬 컴퓨터 시스템 및 고속 통신 시스템에서 효과적이고 경제적인 상호연결 구조이다. 다단 상호연결 네트워크는 양단의 노드(프로세서 또는 메모리)사이에서 높은 대역폭 통신을 허락한다. 고속 교환 능력은 특히 비디오 통신 같은 높은 대역폭을 요구하는 멀티미디어 통신 시스템 및 더 나아가 BcN (Broadband Convergence

Network)에서도 유용하게 사용될 수 있을 것이다.

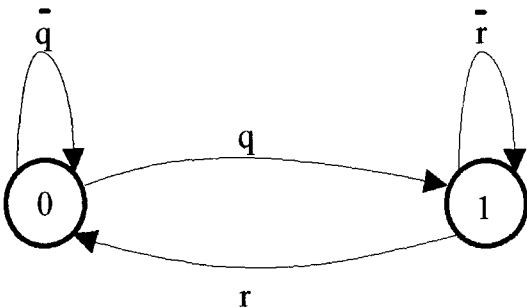
MIN에서 버퍼는 성능을 크게 향상시킬 수 있으며 이러한 현상은 트래픽이 균등하지 않을 때 더 뚜렷이 나타난다[1]. 버퍼는 패킷간 경로 경쟁이 발생할 때 패킷이 손실되지 않게 하는 기능이 가지고 있다. 각 스위치 노드에 버퍼가 가해지고 백 프레스 방법[2]이 사용되면 패킷은 다음단의 목적지 버퍼가 가용할 때만 현재의 버퍼를 떠날 수 있다. 패킷 이동에 관해 일반적으로 사용된 방법은 버퍼 공간 가용성이 하나의 네트워크 주기 동안에 마지막 단에서 처음 단으로 꺼꾸로 전달 되는 것이었다. 그리고 그때 이 정보를 사용하면

* 종신회원 : 숭실대학교 컴퓨터학부 부교수
mun@computing.ssu.ac.kr(제1저자)

☆본 연구는 숭실대학교 교내연구비 지원으로 이루어졌음.

서 패킷 이동이 이웃 단 사이에서 동시에 일어난다. 이것을 큰 클럭 주기(BCC : Big Clock Cycle) 방법이라 부른다. BCC 방법을 이용하여 버퍼가 있을 때와 없을 때의 MIN의 성능은 많이 모델링되고 평가되었다[2-7].

Ding과 Bhuyan[16]은 패킷 이동이 단지 각 다음 단의 상태를 기초하여 일어난다면 MIN의 성능이 크게 향상될 수 있다는 것을 보였다. 이 방법을 작은 클럭 주기(SCC : Small Clock Cycle) 방법이라 부른다. 그러나 그들의 연구에서 성능 모델링과 분석은 [5]와 유사한 간단한 분석적 모델에 기초하고 있다. 여기서 패킷의 중요한 상태인 패킷간의 경쟁 때문에 발생한 블럭된 상태[2, 6, 7]는 고려하지 않았다. 따라서 네트워크의 정확한 성능평가라고 볼 수 없다. 그들의 모델은 그림 1에서 보여지는 상태전이도의 DB 모델로 간주된다.



〈그림 1〉 Ding과 Bhuyan의 상태전이도(8)

본 논문에서는 작은 클럭 주기를 가지는 입력 버퍼를 가진 MIN의 평가를 위한 분석 모델을 제안한다. 실제로 제안된 모델은 블럭된 상태를 고려한다. 따라서 작은 클럭 주기를 가지는 MIN의 성능과 다양한 동작 환경에 대해 우수성을 정확하게 평가할 수 있다. 본 논문에서 제안된 모델은 또한 쉽게 다른 크기의 네트워크와 교환 소자에 대해서 일반화될 수 있다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 다음장에서 간단히 버퍼를 가진 MIN의 동작과 분석 모델링과 연관된 몇몇 중요한 문제를 논의한다. 3

장에서 단일 버퍼를 가진 MIN에 대해 제안된 모델을 제시한다. 4장에서는 제안한 분석 모델의 검증을 위해 입력 부하를 변화시킴에 따라 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 얻어진 데이터를 가지고 수율과 평균지연을 비교한다. 또한 제안된 모델과 DB 모델의 성능을 비교한다. 마지막으로 5장에서는 결론이 언급된다.

2. MIN의 모델링

네트워크 주기는 MIN의 동작에 관해 중요한 문제가 되므로 다음에서 그 주제가 먼저 토의된다. 그리고나서 모델링에서 블럭된 상태의 중요성이 논의된다.

2.1 네트워크 주기

MIN의 네트워크 주기는 두 과정으로 구성된다. 과정 1에서 송신측 버퍼는 목적지 버퍼의 공간 가용성을 체크한다. 과정 2에서 패킷은 공간 가용성에 따라 전달이 결정된다. 중요한 가정은 동일한 네트워크 주기에서 목적지 버퍼가 꽉차 있더라도 송신측 버퍼에서 패킷이 이동할 수 있다는 것이다. 이 가정은 BCC 방법에 기초한다. 따라서 공간 가용성은 마지막 단에서 처음 단으로 전달할 수 있어야 있다. 결과적으로, 네트워크 주기는 두 끝에 있는 단 사이에서 전달을 수용할 수 있을 만큼 커야한다. 또한 BCC 방법은 다른 크기의 네트워크는 다른 네트워크 주기를 필요로 하기 때문에 확장이 용이하지 않다. SCC 방법에서 버퍼 정보는 단지 두 이웃 단 사이에서만 동시에 교환된다.

2.2 블럭된 상태

MIN의 작용을 정확하게 모델하기 위해서 두 연속적인 네트워크 주기 사이에서 패킷 이동의 상호관계를 고려하는 것이 필수적이다. 또한 두

이웃 단의 버퍼 상태 사이에서 상호관계도 고려될 필요가 있다. 이러한 상호관계를 한 모델로 정확히 반영하기 위해서 블럭된 상태가 포함되어야 한다. 블럭된 상태는 한 버퍼에서의 패킷이 같은 출력 링크를 원하는 패킷과 경쟁해서 지거나 다음 단의 수신측 버퍼가 꽉 차서 이동할 수 없을 때 일어난다. 본 논문에서 버퍼의 정상 상태는 바로 이전의 네트워크 주기에 도착한 패킷을 가진 상태로 정의한다. 그때 블럭된 상태는 버퍼에서 패킷의 수에 관하여는 정상 상태와 구별되지는 않는다. 그러나 블럭된 상태에서 버퍼의 작용은 정상 상태에서의 버퍼의 작용과 다르게 모델되어야 한다. 이것은 정상 상태에서 패킷의 목적지가 출력 링크의 어느 하나에 공평하게 분산된다고 가정될 수 있고 반면에 블럭된 상태에서 패킷의 목적지는 미리 결정되기 때문이다. 이미 언급된대로[2, 7] 블럭된 상태의 고려는 MIN을 정확하게 모델하기 위해 매우 중요하다.

3. 입력 버퍼 모델

이 절에서 작은 클럭 주기를 가지는 단일 입력 버퍼를 가진 MIN의 성능 분석을 위해 정확하고 쉽게 확장할 수 있는 모델을 제안한다. 제안된 모델에 대해 사용된 몇몇의 가정과 정의가 다음에서 설명된다.

3.1 가정과 정의

이전의 모델들[2-8]에서 사용되었던 가정과 동일한 균일 트래픽이 가정되었으며 그 자세한 내용은 아래와 같다.

가정 :

- 각 프로세서는 모든 메모리 모듈에 걸쳐 균등하게 분포된 확률로 액세스 요구를 발생시킨다.
- 한 개의 스위칭 요소 내에 있는 두개의 버퍼

는 통계적으로 독립적이다.

- 각 패킷은 경쟁에서 이길 확률이 같다. 그리고 블럭된 패킷은 원래의 목적지로 다시 가려고 시도된다.

이러한 가정하에 한 개의 단의 상태는 단지 한 스위칭 요소의 상태를 고려함으로써 알 수 있다. 더 나아가 한 개의 버퍼는 한 개의 스위칭 요소를 특정 지우고 따라서 한 개의 단을 특정 지운다[12].

해석적인 모델을 구하기 위하여 다음과 같은 변수들이 정의된다. $SE(k)$ 는 k 단에서의 한 개의 스위칭 요소를 가리킨다. 또한 t_b 는 한 네트워크 주기가 시작할 때의 시작 시간을 의미하고, t_d 는 한 네트워크 주기의 경과시간을 의미한다.

정의 :

- n : 스위칭 단의 갯수
- $P_0(k, t)$: $SE(k)$ 의 버퍼가 t_b 에 비어있을 확률
- $P_n(k, t)$: $SE(k)$ 의 버퍼가 t_b 에 보통 패킷을 가지고 있을 확률
- $P_b(k, t)$: $SE(k)$ 의 버퍼가 t_b 에 블럭된 패킷을 가지고 있을 확률
- $q(k, t)$: 패킷이 t_d 동안에 $SE(k)$ 에 올 준비가 되어 있을 확률
- $r_n(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 보통 패킷이 t_d 동안에 이동할 확률
- $r_{nn}(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 보통 패킷이 t_d 동안에 원하는 포트로 갈 수 있는 확률. 다른 버퍼가 상태 b 에 있으면 이 블럭된 패킷은 다른 포트로 향한다고 가정한다.
- $r_{nb}(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 보통 패킷이 t_d 동안에 다른 버퍼에 있는 블럭된 패킷과의 경쟁에서 이겨서 원하는 포트로 갈 수 있는 확률.
- $r_b(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 블럭된 패킷이 t_d

동안에 이동할 확률

- $r_{bn}(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 블럭된 패킷이 t_d 동안에 원하는 포트로 갈 수 있는 확률. 이 때 다른 버퍼는 비어 있거나 보통 패킷을 가지고 있다고 가정한다.
- $r_{bb}(k, t)$: $SE(k)$ 에 있는 블럭된 패킷이 t_d 동안에 원하는 포트로 갈 수 있는 확률. 이 때 다른 버퍼도 블럭된 패킷을 가지고 있다고 가정한다.
- $P^{na}(k, t)$: $SE(k)$ 에 버퍼가 t_d 동안에 패킷을 받을 빈 공간이 있을 확률. 이 때에는 이 버퍼를 향한 블럭된 패킷은 없다고 가정한다.
- $P^{ba}(k, t)$: $SE(k)$ 에 버퍼가 t_d 동안에 패킷을 받을 빈 공간이 있을 확률. 이 때에는 이 버퍼를 향한 한 개의 블럭된 패킷이 있다고 가정한다.
- $P^{bba}(k, t)$: $SE(k)$ 에 버퍼가 t_d 동안에 패킷을 받을 빈 공간이 있을 확률. 이 때에는 $SE(k-1)$ 에서 이 버퍼를 향하는 블럭된 패킷이 있고 다른 버퍼에서의 패킷이 또한 블럭된다고 가정한다.
- $T(k, t)$: $SE(k)$ 의 입력포트가 패킷을 받을 확률. 다시 말해서 $SE(k-1)$ 의 한 출력 포트로부터 패킷이 전송될 확률.

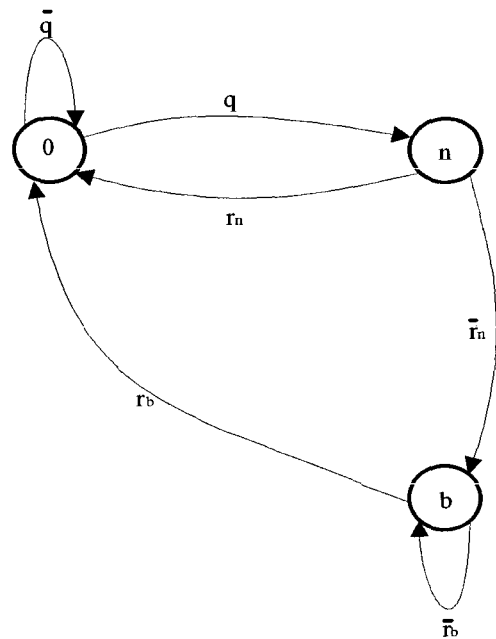
한 개 버퍼에서 블럭된 상태를 포함한 가능한 세가지 상태는 다음과 같다.

버퍼의 상태 :

- 상태 0 : 버퍼가 비어 있는 상태.
- 상태 n : 버퍼가 바로 이전의 네트워크 주기에 도착한 보통 패킷을 가지고 있는 상태.
- 상태 b : 버퍼가 블럭킹 때문에 최소한 한

개의 네트워크 주기동안 머무르고 있는 블럭된 패킷을 가지고 있는 상태.

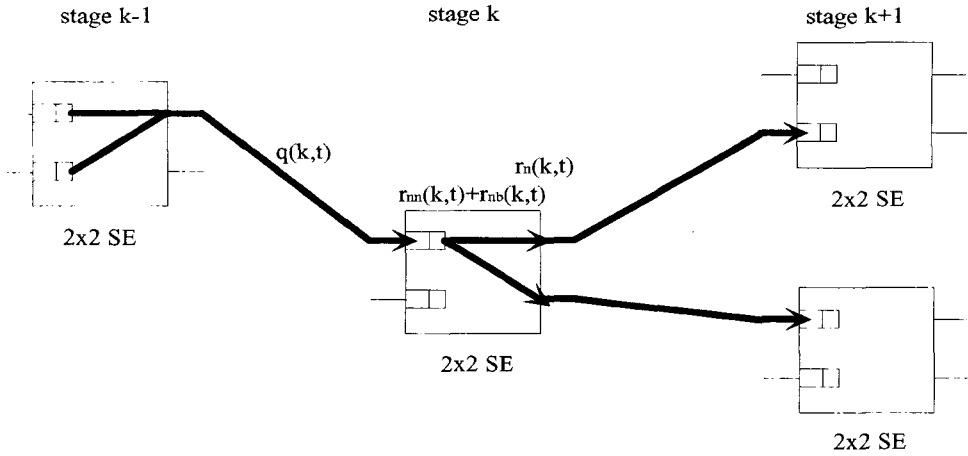
그림 2는 제안한 모델에서 사용된 상태천이도를 보여주고 있다. 파라미터들 사이에 관계는 그림 3에 보여진다. 그림 3의 변수들과 상태 다이어그램을 이용해서 상태식이 얻어진다.



〈그림 2〉 단일 버퍼 모델의 상태 천이도

3.2 상태식과 성능 측정

MIN이 BCC를 가지고 동작할 때 수율과 전달 지연시간으로 표시되는 성능은 마지막 단으로 부터 처음 단까지 리커시브하게 계산되어 얻어진다. 이것은 가고자 하는 스위치의 버퍼가 꽉 차지 않았거나 패킷이 같은 네트워크 주기에서 이동할 때 한 패킷이 이동할 수 있기 때문이다. 그래서 제어 신호가 처음 단까지 꺼꾸로 전달된다. 그러나 제어 정보는 단지 두 이웃 단간에 교환되기 때문에 파라미터의 리커시브한 계산은 SCC 방법



〈그림 3〉 변수들간의 관계

을 가진 MIN에 대해서는 필요하지 않다.

3.2.1 요구되는 측정치 계산

한 스위칭 요소의 보통 패킷은 다른 버퍼가 비어있거나 다른 버퍼에 있는 보통 패킷의 목적지와 다른 포트로 향할 때는 항상 원하는 출력 포트로 갈 수 있다. 두개의 보통 패킷이 경쟁할 때는, 각 패킷이 경쟁에서 이길 확률은 동일하다. 보통 패킷이 다른 버퍼에 있는 블럭된 패킷과 경쟁하지 않을 확률은 0.5이다. 그러므로 $r_{nm}(k, t)$ 는 다음과 같이 구해진다.

$$r_{nm}(k, t) = P_0(k, t) + 0.75P_n(k, t) + 0.5P_b(k, t) \quad (1)$$

$r_{nb}(k, t)$ 는 패킷이 다른 버퍼에 있는 블럭된 패킷과 동일한 목적지를 가지며 이로 인해 발생하는 경쟁에서 이길 확률이다. 그러므로 다음과 같이 표시된다.

$$r_{nb}(k, t) = 0.25P_b(k, t) \quad (2)$$

$P^{ba}(k, t)$ 에 대해 SE ($k-1$)에서 블럭된 패킷은 k 단에서의 어느 한 버퍼로 향하여진다. 이 목적

버퍼가 이전의 네트워크 주기에서 $T(k, t-1)$ 의 확률로 패킷을 받았으면 목적지 버퍼는 현재 상태 n 에 있다. 이 경우에 패킷을 받을 수 있는 빈 공간은 없다. 그러므로 버퍼의 가용성은 0이다. 한편 버퍼는 $1 - T(k, t-1)$ 의 확률로 패킷을 받지 않았을 것이다. 이 경우에 버퍼는 이전의 네트워크 주기에서 패킷이 이동했느냐에 따라 현재 상태 0이나 b 에 있다. 그러므로 이전의 네트워크 주기에서의 버퍼의 상태뿐만 아니라 버퍼로부터 패킷의 이동도 주의깊게 고려되어야 한다. 현재 한 블럭된 패킷이 버퍼로 향해지기 때문에 그 버퍼는 상태 n 또는 b 에 있었음에 틀림없다. 만약 한 패킷이 떠났다면 현재는 상태 0에 있다. 그래서 버퍼가 한 패킷을 받을 공간을 가진다. 만약 한 패킷이 버퍼를 떠나지 않았다면 현재는 상태 b 에 있다. 따라서 버퍼는 현재 패킷을 받을 수 없다. 그러므로 $P^{ba}(k, t)$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$P^{ba}(k, t) = \{1 - T(k, t-1)\} \cdot \frac{P_n(k, t-1)r_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)r_b(k, t-1)}{P_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)} \quad (3)$$

블럭된 패킷이 목적 버퍼로 향하지 않기 때문에 $P^{na}(k, t)$ 는 목적지의 버퍼가 어느 상태에도 있

을 수 있다는 것을 의미한다. 그러나 그 버퍼가 이전의 네트워크 주기에서 $T(k, t-1)$ 의 확률로 패킷을 받았으면 현재는 상태 n 에 있게 된다. 이 경우에 버퍼는 한 패킷을 받을 공간을 가지지 못한다. 만약 버퍼가 한 패킷을 받지 않다면 어떤 상태에도 있을 수 있다. 현재 상태는 전의 네트워크 주기에서 목적 버퍼에 있던 패킷의 이동에 의존한다. 만약 버퍼가 비었다면 버퍼의 현재 상태는 0이 되고 따라서 한 패킷을 받을 공간을 가지게 된다. 만약 버퍼가 상태 n 이나 b 에 있다면 한 패킷은 버퍼의 상태를 0으로 변화시키기 위해서 이동했어야 한다. 만약 한 패킷이 버퍼로부터 이동하지 않았다면 현재는 상태 b 가 되어 한 패킷을 받을 공간을 가지지 못한다. 그러므로 $P^{na}(k, t)$ 는 다음과 같이 표현된다.

$$P^{na}(k, t) = \{1 - T(k, t-1)\} \frac{P_0(k, t-1) + P_n(k, t-1)\gamma_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)\gamma_b(k, t-1)}{P_0(k, t-1) + P_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)} \quad (4)$$

패킷이 다음 단으로 이동하기 위해서는 먼저 원하는 출력 포트에 갈 수 있어야 하고 또한 목적지의 버퍼가 가용해야 한다. 그러므로 $r_n(k, t)$ 는 다음과 같다.

$$r_n(k, t) = r_{nn}(k, t)P^{na}(k+1, t) + r_{nb}(k, t)P^{ba}(k+1, t) \quad (5)$$

$r_{bn}(k, t)$ 는 다른 버퍼가 비어있거나 보통 패킷을 가지고 있을 때, 블럭된 패킷이 원하는 출력 포트에 갈 수 있는 확률이다. 그러므로 다음과 같이 표시된다.

$$r_{bn}(k, t) = P_0(k, t) + 0.75P_n(k, t) \quad (6)$$

$r_{bb}(k, t)$ 는 두 개 버퍼 모두다 블럭된 패킷을 가지고 있을 경우를 가정한 것이다. 경쟁이 없을 확률은 0.5이고, 경쟁이 있으며 이 경쟁에서 이길

확률은 0.25이다. 그러므로 다음과 같이 표시된다.

$$r_{bb}(k, t) = 0.75P_b(k, t) \quad (7)$$

$SE(k-1)$ 의 두개의 버퍼가 상태 b 에 있다면 k 단의 목적지 버퍼는 이전의 네트워크 주기에서 한 패킷을 가지고 있었고 따라서 한 패킷을 받을 수 없었을 것이다. 만약 이 패킷이 이동했다면 그 버퍼는 현재 한 패킷을 받을 공간을 가진다. 그렇지 않다면 그것의 상태는 현재 b 에 있고 가용공간은 없게 된다. 따라서 $P^{bba}(k, t)$ 는 다음과 같다.

$$P^{bba}(k, t) = \frac{P_n(k, t-1)\gamma_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)\gamma_b(k, t-1)}{P_n(k, t-1) + P_b(k, t-1)} \quad (8)$$

결과적으로 $k < n$ 일 때 $r_b(k, t)$ 는 다음과 같이 계산되어진다.

$$r_b(k, t) = r_{bn}(k, t)P^{ba}(k+1, t) + r_{bb}(k, t)P^{bba}(k+1, t) \quad (9)$$

$SE(k)$ 의 입력포트에서의 수율은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} T(k, t) &= P_n(k-1, t)r_n(k-1, t) + P_b(k-1, t)r_b(k-1, t) \\ &\quad (2 \leq k \leq n) \\ &= q(k, t)P_0(k, t) \quad (1 \leq k \leq n) \end{aligned} \quad (10)$$

그러므로 $(2 \leq k \leq n)$ 일 때 $q(k, t)$ 는 다음과 같다.

$$q(k, t) = \frac{T(k, t)}{P_0(k, t)} \quad (11)$$

처음 단과 마지막 단은 다른 단들과는 다른 조건을 가지고 있으므로 경계조건은 별도로 고려해야 한다.

3.2.2 경계조건

처음 단과 마지막 단을 위한 조건은 다음과 같다.

- 1) 처음 단 : 처음 단보다 전단은 없으므로 $q(1, t)$ 는 네트워크의 입력단에 주어진 트래픽 부하로 주어져야 한다.
- 2) 마지막 단 : 마지막 단의 출력 포트에서 한 패킷은 항상 진행할 수 있고 한 SE의 양 버퍼는 블럭된 상태에 있을 수 없으므로 $r_n(n, t)$ 와 $r_b(n, t)$ 는 다음과 같이 계산된다.

$$r_n(n, t) = r_{nn}(n, t) + r_{nb}(n, t) \quad (12)$$

$$r_b(n, t) = r_{bn}(n, t) \quad (13)$$

3.2.3 상태식

상태식들은 위에서 얻어진 식들을 이용해서 다음과 같이 구해진다.

$$P_n(k, t+1) = q(k, t)P_0(k, t) \quad (14)$$

$$P_b(k, t+1) = [1 - r_n(k, t)]P_n(k, t) + [1 - r_b(k, t)]P_b(k, t) \quad (15)$$

$$P_0(k, t+1) = 1 - P_n(k, t+1) - P_b(k, t+1) \quad (16)$$

3.2.4 수율과 전달지연

MIN의 정규화된 수율은 마지막 단의 출력 포트에서의 수율로 정의된다. 그러므로 t 시각에서의 정규화된 수율은 다음과 같다.

$$T(n, t) = P_n(n, t)r_n(n, t) + P_b(n, t)r_b(n, t) \quad (17)$$

정상상태에서의 k 단에서 한 패킷에 대해 발생하는 평균 전달지연시간은 리틀의 식[9]을 이용해

계산된다.

$$D(k) = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{P_n(k, t) + P_b(k, t)}{T(k, t)} \quad (18)$$

그러므로 전체 네트워크에서의 한 패킷의 평균 전달지연시간은 다음과 같다.

$$D = \sum_{k=1}^n D(k) \quad (19)$$

다음은 수율과 전달지연시간을 구하기 위한 계산 순서이다.

계산순서 :

- 1) 초기조건 : $t=0$ 일 때 입력 부하 $q(1, 0)$ 가 규정되며 ($1 \leq k \leq n$)일 때 $P_0(k, 0)$ 는 1로 주어진다. 모든 다른 변수들의 초기값은 0으로 주어진다.
- 2) $t = t+1$
- 3) $P_n(k, t)$, $P_b(k, t)$ 및 $P_0(k, t)$ 가 ($1 \leq k \leq n$) 때 구해진다.
- 4) $r_{nn}(k, t)$, $r_{nb}(k, t)$, $r_{bn}(k, t)$ 및 $r_{bb}(k, t)$ 가 ($1 \leq k \leq n$) 때 구해진다.
- 5) $P^{na}(k, t)$, $P^{ba}(k, t)$ 및 $P^{bba}(k, t)$ 가 ($2 \leq k \leq n$) 때 구해진다.
- 6) $r_n(k, t)$ 및 $r_b(k, t)$ 가 ($1 \leq k \leq n$) 때 구해진다.
- 7) $T(k, t)$ 가 ($1 \leq k \leq n$) 때 구해지고 $q(k, t)$ 가 ($2 \leq k \leq n$)에서 구해진다.
- 8) 수율과 평균 전달지연시간이 계산된다.
- 9) 2단계부터 8단계까지를 반복하여 수율과 평균 전달지연시간의 정상상태 값을 구한다.

4. 제안한 모델의 검증

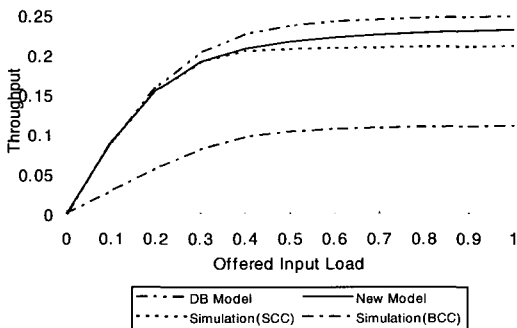
제안한 분석 모델의 검증을 위해 입력 부하를 변화시킴에 따라 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 얻어

진 데이터를 가지고 수율과 평균지연을 비교하였다. 컴퓨터 시뮬레이션을 위해 다음 사항을 가정한다.

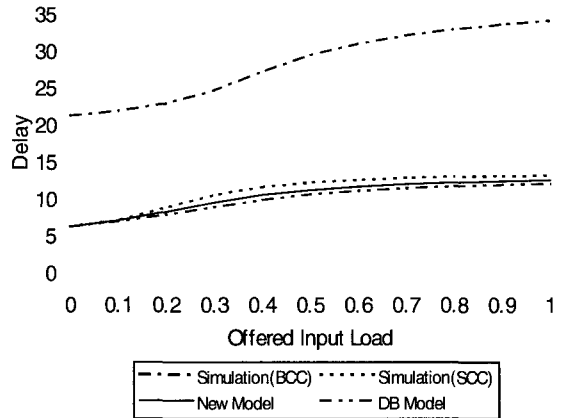
- 각 프로세서는 각 네트워크 주기에서 $q(1)$ 의 비율로 요구를 발생시킨다.
- 각 패킷의 목적지는 무작위로 추출된다.
- 만약 한 SE에서 패킷사이에 경쟁이 있다면 무작위로 해결된다.
- 정규화된 수율을 구하기 위해 시뮬레이션 시간동안 서비스 받은 패킷의 총 수를 프로세서의 수와 시간에 의해 나눈다.
- 평균지연시간을 구하기 위해서, 우선은 네트워크에서 서비스를 받은 패킷이 보낸 네트워크 주기의 수를 모두 더한다. 그리고 그 값을 서비스를 받은 패킷의 수로 나눈다.

DB모델이 본 논문에서 제안된 모델의 상대적인 정확성을 보여주기 위해서 비교된다. BCC 방법의 시뮬레이션 데이터가 또한 SCC 방법의 성능 향상을 보여주기 위해서 비교된다.

그림 4는 트래픽 부하를 0.1부터 1사이에서 변화시켰을 때 시뮬레이션으로부터 BCC와 SCC 방법의 수율을 비교하였고 6단(64×64)의 단일 버퍼를 가진 MIN에 대한 DB의 모델과 본 논문에서 제안된 분석 모델을 비교하였다. 그림으로부터 SCC 방법이 BCC 방법보다 더 우수하다는 것이



〈그림 4〉 단일 버퍼를 가진 6단 MIN의 수율



〈그림 5〉 단일 버퍼를 가진 6단 MIN의 전달지연시간

증명된다. 또한 본 논문에서 제안된 모델은 모든 트래픽 조건에 대해 DB 모델보다 더 정확하다.

그림 5는 전달지연시간을 비교한 것이다. 기본적으로 전달지연시간 사이에는 수율의 그림에서와 동일한 관계가 있다는 것을 알 수 있다. 또한 제안된 모델의 지연은 시뮬레이션 데이터와 매우 근접함을 알 수 있다. DB 모델은 제안된 모델에 비해 정확하지 못하다. 이것은 그것이 블럭된 상태를 고려하지 않았기 때문이다. 트래픽 부하가 상대적으로 크거나 버퍼 공간이 클 때 그것은 본 논문에서 제안된 방식보다 정확한 데이터를 만들지 못한다. 블럭된 패킷은 원래 목적으로 가려고 재시도 해야 현실적이다. DB 모델은 블럭된 상태는 고려하지 않기 때문에 그것은 다음 단의 가용성을 높게 계산하게 된다. 그러므로 수율은 항상 과대 평가된다. 블럭킹 확률은 입력 부하가 높을 때 높다. 높은 트래픽에서는 많은 패킷이 첫단에서 블럭될 수 있다. 같은 이유로 인해 DB 모델은 항상 전달지연을 낮게 계산한다.

5. 결론

작은 클럭 주기를 사용하면서 2×2 교환 소자를 가진 단일 입력 버퍼 MIN의 성능을 정확하게 평가할 수 있는 새로운 모델을 제시하였다. 기존의

모델은 대부분 전체 네트워크의 공간 가용성을 체크하면서 큰 클럭 주기에 기초하였다. 작은 클럭 주기를 가진 단일 버퍼 MIN에 대한 본 논문에서 제안된 모델은 블럭된 상태를 포함하여 단지 세가지 상태를 가진다. 반면에 그것은 이웃 단에서 버퍼와 네트워크 주기 사이에서 트랜잭션을 현실적으로 모델링함으로써 매우 정확하다. 시뮬레이션과 분석 모델의 비교는 실제 동작 조건에 대해 SCC 방법이 BCC 방법보다 더 우수함을 보여준다. 제안된 모델은 네트워크의 크기 그리고 트래픽의 조건에 관계없이 정확하다는 것을 알 수 있었다. 제안된 모델은 MIN의 다른 구조와 동작 조건에 대해 쉽게 확장할 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] H.Y. Youn and C. Chevli, "Local hot spot control with bypassing for multistage interconnection networks," Proc. the 1991 Symp. on Applied Computing, pp. 273-282, April 1991.
- [2] T.H. Theimer, E.P. Rathgeb and M.N. Huber, "Performance analysis of buffered banyan networks," IEEE Trans. on Commun. vol. c-39, pp. 269-277, Feb. 1991.
- [3] A. Varma and C.S. Raghavendra, "Performance analysis of a redundant-path interconnection network," Proc. 1985 Int'l Conf. Parallel Processing, pp. 474-479, Aug. 1985.
- [4] M. Kumar and J.R. Jump, "Performance of unbuffered shuffle-exchange networks," IEEE Trans. Comput., vol. C-35, pp. 573-578, June 1986.
- [5] H.S. Yoon, K.Y. Lee and M.T. Liu, "Performance analysis of multibuffered packet-switching networks in multiprocessor systems," IEEE Trans. Comput., vol. C-39, pp. 319-327, March 1990.
- [6] S.H. Hsiao and CY.R. Chen, "Performance analysis of single-buffered multistage interconnection networks," Proc. Third IEEE Symp. on Parallel and Distributed Processing, pp. 864-867, Dec. 1991.
- [7] Y. Mun and H.Y. Youn, "Performance Analysis of Finite Buffered Multistage Interconnection Networks," Supercomputing '92 Conf., Minneapolis, Nov. 1992.
- [8] J. Ding and L.N. Bhuyan, "Performance evaluation of multistage interconnection networks with finite buffers," Proc. 1991 Int. Conf. Parallel Processing, pp. 592-595, 1991.
- [9] D.C. Little, "A proof of the queueing formula $L = \lambda W$," Operations Res., vol. 9, pp. 383-387, 1961.

● 저 자 소 개 ●



문 영 성

1983년 연세대학교 전자공학과 졸업(학사)
 1986년 알버타대학교 대학원 전자공학과 졸업(석사)
 1999년 텍사스대학교 대학원 컴퓨터학과 졸업(박사)
 1994년~현재 : 숭실대학교 컴퓨터학부 부교수
 관심분야 : Mobile IP, IPv6, GRID, QoS, 성능분석, 이동단말 인증, Honeypot
 E-mail : mun@computing.ssu.ac.kr