

# 분산망에 기반한 ATM 교환기의 설계와 성능 분석 : Weaved GSN

준회원 이형 일\*, 정한 유\*, 정회원 서승 우\*

## Design and Analysis of a Distributed-Network-Based ATM Switch : Weaved GSN

Hyoung-Il Lee\*, Han-You Jeong\* and Seung-Woo Seo\* *Regular Members*

### 요 약

본 논문에서는 분산망의 일종인 GSN에 기반한 ATM 교환기를 제안한다. 원하는 셀 손실율을 얻기 위해서 여러 장의 GSN을 병렬적으로 배치하고 인접한 GSN에서 동일한 위치의 교환 소자간에 연결선을 가지는 Weaved GSN 구조를 제안한다. Weaved GSN은 단순히 여러 장의 GSN을 병렬화하는 것보다 지연 시간과 hardware complexity 면에서 뚜렷한 향상을 보인다. 균일한 독립적인 traffic을 가정하고 이론적 분석과 모의 실험의 결과들을 통하여, WGSN이 지금까지 제안된 분산망에 기반한 다른 교환기 구조에 비하여 향상된 수율과 셀 손실율을 얻을 수 있음을 보인다.

### ABSTRACT

In this paper, we design new high performance ATM switch architectures based on a Generalized Shuffle network(GSN). The GSN is a distributed network topology with the number of nodes in  $O(N)$ . To improve the throughput of the switch, a layering strategy called Weaved GSN(WGSN). WGSN has an additional connection links between switching elements which locate in the same position of adjacent GSNs. The analysis and simulation are performed under uniform and full load conditions, and the results show that the proposed switch has better throughput and cell loss performance when compared with other banyan-based switch architectures known so far.

### I. 서 론

광대역 정보 통신망에서 ATM(Asynchronous Transfer Mode)이 전송과 교환의 핵심 기술로 받아들여진 이후로, 차세대의 ATM 교환 시스템을 설계 하려는 많은 노력들이 있어 왔다. 낮은 셀손실율, 낮은 지연시간 그리고 낮은 hardware complexity가 ATM 교환기를 설계함에 있어서 중요한 고려사항이 된다. Tobagi<sup>[1]</sup>에 따르면, ATM 교환기 설계를 위

한 주요한 접근 방식으로 공간 분할형, 공유 매체형 그리고 공유 메모리형의 세 가지가 있다. 그 중에서도 특히, 분산망(banyan network)에 기반한 공간 분할형 교환기의 설계는 이제까지 많은 사람들의 연구 대상이 되어 왔다.

분산망은  $(N/2) \cdot \log_2 N$  개의  $2 \times 2$  교환 소자(Switching Element, SE)로 구성된 교환망이다. 분산망은 간단하고 정형적인 구조로 crossbar 교환기와 비교하여 낮은 hardware complexity를 가지고 자기 경로 제어(self-routing) 방식을 적용할 수 있는

\* 서울대학교 전기공학부 컴퓨터 통신 및 교환 연구실(hillee@snu.ac.kr, bururu2@snu.ac.kr, sseo@snu.ac.kr)

논문번호 : 98209-0507, 접수일자 : 1998년 5월 7일

등 많은 장점을 가진다. 그러나, 반얀망은 단일 경로망이므로 이 망에서 얻을 수 있는 수율(throughput)이 매우 제한적이다. 이러한 반얀망의 제한적인 수율을 향상시키기 위해서, 많은 전략들이 제안되었다. 대표적인 방식들로는 traffic의 재순환(recirculation)과 더불어서, 내부 버퍼(internal buffer, 이 방식으로 구현된 교환기로는 Buffered Banyan<sup>[2]</sup> 그리고 D-Logic switch<sup>[3]</sup> 등), traffic 정렬(sorting, 이 방식으로 구현된 교환기로는 Starlite switch<sup>[4]</sup> 그리고 Sunshine switch<sup>[5]</sup> 등), 망의 계층화(layering, 이 방식으로 구현된 교환기로는 Parallel Banyan<sup>[6]</sup>, 그리고 Pipeline Banyan<sup>[7]</sup> 등), 단의 확장(extension, 이 방식으로 구현된 교환기로는 Tandem Banyan<sup>[8]</sup> 그리고 Rerouting<sup>[9]</sup> 등) 등이 있다.

본 논문에서 사용할 분산망의 개념을 소개하기 위하여, 공간 분할형 ATM 교환기를 구성하는 교환 소자의 기능(function)을 나누어 보면, 다음과 같은 세 가지가 된다.

1. 셀(cell)의 교환 기능
2. 입력 포트(port)로서의 기능
3. 출력 포트(port)로서의 기능

반얀망에 기반한 ATM 교환기의 단위 교환 소자들은 교환망에서의 위치에 따라서 이상의 3가지 기능들 중에서 하나 혹은 두 개의 기능을 수행한다. 첫 번째 언급된 셀의 교환 기능은 교환 소자의 기본 기능이다. 입력 포트로서의 기능을 갖는 교환 소자는 외부의 traffic source와의 접점이 되며, 반얀망에 기반한 교환망의 첫 번째 단(stage)에 속한다. 또한, 출력 포트로서의 기능을 갖는 교환 소자는 교환기의 출력 단자(terminal)과의 접점이 되며, 마지막 단에 속한다.

본 논문에서는 ATM 교환기 설계의 새로운 접근 방향으로 분산망(distributed network)에 기반한 방법을 제안한다. 분산망은 위에서 언급한 교환 소자의 3가지 기능을 동시에 수행하는 활성 노드(active node)가 공간적으로 분산된 형태로 구성된다. 지금까지, 다중홉 망(multihop network)으로, Shuffle network, Manhattan Street network, De Bruijn Graph, GEMNET<sup>[10]</sup>, 그리고 Generalized Shuffle network(GSN)<sup>[11]</sup> 등의 많은 구조가 제안되었다. 분산망에 기반한 교환기에서는 각각의 교환 소자(분산망에서는 노드라고 한다.)가 셀의 교환 기능과 함께 입/출력 포트로서의 기능도 수행한다. 따라서, 분산

망은,  $N \times N$ 의 교환기를 구성하기 위하여,  $N$ 개의 노드로 구성되고 이러한 교환기는  $O(N)$ 의 하드웨어 복잡도를 가진다. 본 논문에서는 이러한 분산망의 일종인 GSN에 기반하여 교환망을 설계하고, 수학적 분석과 모의 실험의 결과를 통하여 기존의 보고된 반얀망에 기반한 다른 교환망과 비교할 때, 동일한 성능을 얻기 위하여, 가장 적은 수의 cross-point를 사용하여 원하는 셀 손실율을 얻을 수 있음을 보인다.

## II. GSN에 기반한 교환망의 설계

분산망에 기반한 ATM 교환기를 설계하기 위해서는 교환망 설계에서 기본망이 될 분산망을 선택해야 한다. 여러 가지 종류의 분산망 중에서 교환망으로 사용될 망을 선택하는 중요한 기준들은 다음과 같다.

- 짧은 평균 홉 거리(average hop distance)
- 비트 단위의 자기 경로 제어(self routing) 방식의 적용 가능성
- 구성할 수 있는 노드 수의 유연성(flexibility)

먼저, 동일한 노드 수에 대하여 평균 홉 거리는 Shuffle network과 De Bruijn graph가 거의 최적이 가까운 것으로 알려져 있다. 그러나, Shuffle network이나 De Bruijn graph는 구성할 수 있는 노드의 수가 제한적이다. 구성할 수 있는 노드 수의 가변성은 Manhattan Street network과 GEMNET이 가장 가변적이다. 그러나, 이 두 분산망은 deflection을 지원하는 비트 단위의 자기 경로 제어 방식이 알려져 있지 않다.

위에서 언급한 모든 조건을 고려하여, 본 논문에서는 Generalized Shuffle network(GSN)을 교환망 설계를 위한 기본망으로 선택한다. GSN은 거의 최적의 평균 홉 거리를 가지며, GSN으로 구성할 수 있는 노드의 수가  $n \cdot k$  (여기서,  $k$ 는 단의 수로 임의의 자연수이며,  $n$ 은 한 단을 구성하는 노드의 수로 임의의 자연수  $r$ 에 대하여  $2^r$ 로 정의된다.)로 비교적 자유롭다. 또한, GSN을 ATM 교환기로 이용하기 위하여, 본 논문에서는 Shuffle network에 대하여 기존에 제안된 비트 단위의 자기 경로 제어 기법<sup>[12]</sup>을 GSN에 적용할 수 있도록 다음과 같이 일반화한다.

1. GSN을 위한 자기경로 제어 기법

반얀망에서는 셀이 목적지까지 도착하기 위해서 거쳐야 하는 단의 수가  $\log_2 N$ 으로 정해져 있고 셀의 경로 배정을 위해서 필요한 정보는 목적지의 주소(destination address)뿐이다. 그러나, GSN에서는 출발지(source) 노드와 목적지(destination) 노드 사이의 홉 거리(hop distance)가 각각의 상대적인 위치에 따라서 다르다. 따라서, GSN에서 셀의 경로 배정을 위해서는 목적지의 주소  $A$  와 목적지까지의 홉 거리  $P$ 가 필요하다. 이때,  $P$ 는 각각의 노드에서 읽어야 하는 목적지 주소의 비트 위치를 지정하는데 사용한다.

출발 노드와 목적 노드의 번호를 각각  $S$ 와  $D$ 로 두고,  $X \sim Y$ 를  $X$ 를  $Y$ 로 나누었을 때의 나머지로 정의하면, GSN에서의 목적지 주소  $A$ 는 다음과 같이 얻어진다.

$$A = 2 \times (D \sim n). \tag{1}$$

출발지 노드와 목적지 노드가 속하는 단(stage)들 사이의 홉 거리를  $L$ 로 두면,  $L$ 은 다음과 같이 얻어진다.

$$L = \begin{cases} \lfloor \frac{D}{n} \rfloor - \lfloor \frac{S}{n} \rfloor & \text{for } D \geq S \\ \left( \lfloor \frac{D}{n} \rfloor + k \right) - \lfloor \frac{S}{n} \rfloor & \text{for } D < S \end{cases} \tag{2}$$

$L$ 의 값에 따라서 홉 거리  $P$ 는 다음과 같이 구할 수 있다. 만약,  $L \geq k$ (여기서,  $k = \log_2 n$ )이거나  $L < k$ 이고 목적 노드가 출발 노드를 정점으로 하는 spanning tree안에 속하면,

$$P = L. \tag{3}$$

만약,  $L < k$ 이고 목적 노드가 출발 노드를 정점으로 하는 spanning tree안에 속하지 않으면,

$$P = L + \left\lceil \frac{(k+1-L)}{k} \right\rceil \times k, \tag{4}$$

where  $k = \log_2 n$ .

이상의 과정으로, 셀의 헤더(header)를 구성하는 목적지 주소  $A$ 와 목적지까지의 홉 거리  $P$ 를 얻는다. 셀이 교환 소자에 도착하면, 교환 소자는 셀의 경로 프리표(routing tag)에서 홉 거리  $P$ 를 읽는다. 만약,  $P > k$ 이면, 교환 소자는 don't care node에 해당하므로 두 개의 경로 중 어느 쪽이나

선택하여 셀을 전송하고  $P$ 의 값을 하나 줄인다. 만약,  $P \leq k$ 이면, 교환 소자는 셀의 목적지 주소  $A$ 의  $P$ 번째 비트를 읽어서 이에 따라서 경로를 결정한다. 셀이 원하는 경로를 얻을 경우, 홉 거리  $P$ 는 하나 줄고, 잘못된 경로로 deflection된 경우의 홉 거리  $P$ 는 다음과 같이 값이 갱신된다.

$$P = \begin{cases} P + (k - 1) & \text{for } k \geq k' \\ P + \left\lceil \frac{k+1-P}{k} \right\rceil \times k - 1 & \text{for } k < k' \end{cases} \tag{5}$$

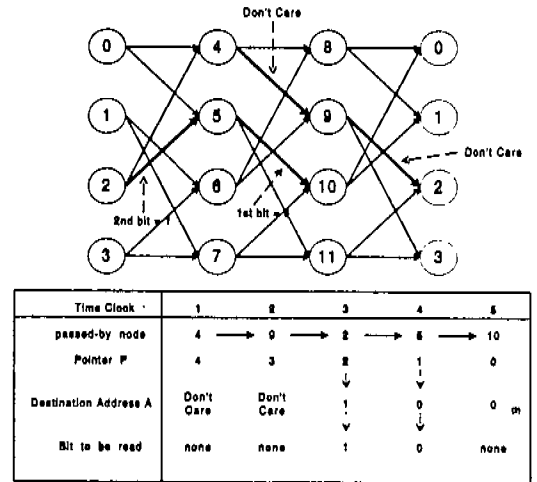


그림 1. 일반화된 비트 단위의 자기 경로 제어 방식의 예

예를 들어,  $S=4$ 이고  $D=10$ 인 셀을 가정하면 셀의 목적지 주소  $A$ 는  $2 \cdot (10-4) = 4 (= 100_{(2)})$ 이 되고  $L$ 은 1이 된다.  $L < k$ 이고 목적 노드  $D$ 는 출발 노드  $S$ 를 정점으로 하는 spanning tree에 속하지 않으므로, 홉 거리  $P$ 는  $1 + \lceil (2+1-1)/3 \rceil \times 3 = 4$ 이다.  $P$ 가  $k (= 2)$ 보다 큰 수인 동안은 셀은 deflection 없이 두 개의 don't care node를 지나간다.  $P$ 가  $k$ 보다 같거나 작아지면 각 교환 소자는 목적 주소  $A$ 의  $P$ 번째 비트를 읽어서 경로 배정을 수행한다. 이상의 과정은 그림 1에 잘 도시되어 있다.

2. GSN에 기반한 교환망의 설계 : Weaved GSN Ng<sup>[13]</sup>에 따르면, 단일한 GSN의 수용은 반얀망과 유사한 수준으로 제한된다. 반얀망의 경우와 마찬가지로, GSN의 수용을 향상시키기 위하여 여러 가지 방식이 적용될 수 있다. 본 논문에서는, 기존의 교환 구조에서 반얀망의 수용을 향상시키기 위하여 사용된 여러 가지 방식들 중에서 망의 계층화 방식을 GSN에 적용한다. 이것은 다른 방식들이 GSN과 잘

맞지 않기 때문이다. Shaikh<sup>[14]</sup>에 따르면, 내부 버퍼 방식은 Shuffle 계통의 망에 대하여 deadlock 문제를 가지는 것으로 알려져 있다. 셀 정렬 방식은 반안망이 셀들간의 순서에서 두 개의 경사를 가지도록 (bitonically) 정렬된 셀들에 대하여 블로킹(blocking) 현상이 일어나지 않는 성질을 이용한다. 그러나, GSN은 이러한 성질이 없다. 또한, 단의 확장 방식은 분산망의 크기가 단의 수와 단을 이루는 교환 소자의 개수로 이미 정해지므로 적용이 불가능하다.

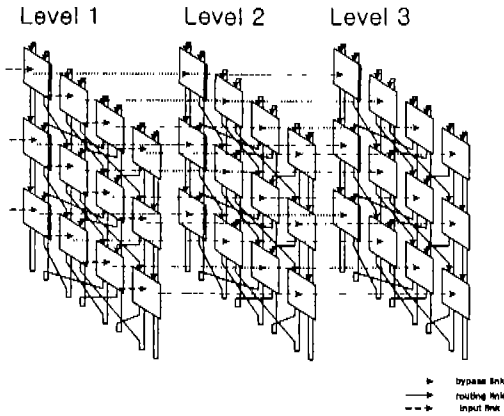


그림 2. 3개의 GSN으로 구성된 Weaved GSN의 구조

그림 2는 3장의 GSN으로 구성된 WGSN 구조를 보여준다. PGSN과 달리 모든 입력 셀들은 입력선(input link)를 통하여, 첫 준위(Level 1)의 GSN으로 들어온다. 다른 GSN들은 deflection된 셀들을 위한 우회 경로들을 제공하는데 이용된다. 그림 5에서 GSN의 모든 교환 소자들은 다음 준위의 GSN에서 동일한 위치를 가지는 교환 소자들과 연결된 우회 경로(bypass link)를 가지고 있다. 이렇게 해서, 어떤 높은 준위의 GSN에서 충돌된 셀은 다음 준위의 GSN으로 내려갈 수 있게 된다.

WGSN을 구성하는 교환 소자들은 같은 준위(Level)의 교환 소자와 연결된 2개의 입력선과 높은 준위의 교환 소자와 연결된 한 개의 우회 경로를 합하여 3개의 입력선이 존재한다. 따라서, 하나의 교환 소자에서 3개의 셀들이 하나의 경로를 놓고 경쟁하는 최악의 상황이 발생할 수도 있다. 이 경우에, WGSN은 하나의 셀은 올바른 경로를 갖도록 하고, 다른 하나의 셀은 우회 경로를 차지하며, 마지막 셀은 자신의 준위 내에서 deflection된다. 두 개의 준위간의 우회 경로는 동일한 위치의 교환 소자들을 연결하고 있으므로, 다음 준위로의 경로를

선택한 셀이 가지는 추가적인 지연 시간은 하나의 홉을 지나는 시간이다. 그러나, 같은 준위 내에서 deflection된 셀들은  $k-1$ 의 시간 지연을 감수해야 한다. 따라서, 경로 경쟁이 일어났을 때, 다음 준위로 내려가는 경로가 보다 높은 우선 순위를 가지게 된다. 그러나, 마지막 준위에 이르게 되면 다음 준위로 내려가는 경로를 선택한다는 것은 셀의 손실을 의미하므로 같은 준위 내에서의 deflection이 우선적으로 고려되어야 할 것이다.

WGSN에서 셀의 손실은 위에서 언급한 것과 같이, 마지막 준위의 GSN에서 다음 준위로 내려가는 경로를 선택한 셀들이다. 그러나, 여러 장의 GSN을 거치면서 마지막 GSN에 이르는 셀들의 숫자가 줄어들 것이므로 GSN의 수가 늘어나면 셀 손실률은 급격히 감소한다. 그리고, 경로 경쟁에서 패배한 셀들에게 우선적으로 다음 준위의 GSN으로의 경로를 제공하므로 이러한 셀들로 인한 시간 지연도 줄어든다.

### III. 성능 분석

본 장에서는 독립적이고 무작위적인(random) traffic에 대하여, GSN의 개수에 대한 교환망의 셀 손실률을 수학적인 방식으로 분석한다.  $k$ 개의 단이 각각  $n$ 개의 노드를 가지는 GSN  $R$ 개로 구성된  $N \times N$  WGSN을 고려하자. WGSN에서 외부로부터 들어오는 모든 셀들은 첫 준위의 GSN에 도착한다. 이 셀들 중에서 일부는 첫 준위의 GSN에서 경로 배정이 되고, 나머지는 다음 준위의 GSN으로 내려가게 된다. 높은 준위에서 내려온 셀들은 다음 준위의 GSN에 대하여 입력 셀들이 된다. 이와 같은 과정은 셀들이 마지막 준위의 GSN에 이를 때까지 반복된다.  $j$ 번째 준위에 있는 GSN의 수를  $\tau_j$ 라고 두면,  $j$ 번째 준위의 GSN에 대한 평형 상태의 입력 traffic load  $\rho_j$ 는 다음과 같이 구해진다.

$$\begin{aligned} \rho_1 &= \rho, \\ \rho_j &= \rho_{j-1} - \tau_{j-1}, \quad j=2, \dots, R. \end{aligned} \quad (6)$$

따라서, 만약  $\rho_j$ 로부터  $\tau_j$ 를 구할 수 있다면, 이미 알고 있는  $\rho_1$  값에서 시작하여 모든  $\rho_j$  값을 구할 수 있다.

#### 1. Markov Chain에서 $\tau_j$ 를 구하기

Ug<sup>[13]</sup>의 논문에서와 같이,  $\omega_i$ 를  $i$  number of hops when a tagged cell is at distance  $i$  from its

destination | probability of deflection =  $\beta$ )로 두면, 그림 3의 markov chain으로부터 다음과 같은 한 홉에 대한 상태 천이 확률(one-hop transition probability)에 대한 방정식을 얻을 수 있다.

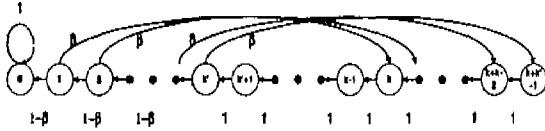


그림 3. GSN에서 목적 노드까지의 거리에 관한 Markov Chain

$$\omega_i = \begin{cases} \beta\omega_{i+k-1} + (1-\beta)\omega_{i-1} + 1, & 1 \leq i \leq k \\ \omega_k + (i-k), & k+1 \leq i \leq k+k-1. \end{cases} \quad (7)$$

이상의 상태 천이 방정식을  $\omega_i$ 에 대해서 정리하면,

$$\omega_i = \begin{cases} i + \frac{k}{(1-\beta)^k} (1 - (1-\beta)^i), & 1 \leq i \leq k \\ \omega_k + (i-k), & k+1 \leq i \leq k+k-1. \end{cases} \quad (8)$$

이고, 위 수식의  $\omega_k$ 은 다음과 같다.

$$\omega_k = \frac{k}{(1-\beta)^k} + k - k. \quad (9)$$

이렇게 해서  $E[\omega]$ 는  $\beta$ 에 대하여 다음과 같이 주어진다.

$$E[\omega] = \frac{1}{N-1} \sum_{i=1}^{k+k-1} \omega_i \eta_i. \quad (10)$$

이상과 유사한 방식으로, 망내에서 셀이 목적지에 도착할 때까지 거치게 되는 don't care node의 수의 평균  $E[\eta]$ 를 구할 수 있다. Ug<sup>(18)</sup>의 정의에 따라서,  $\eta_i$ 를  $i < k+k$ 의 범위에서  $E[\text{number of don't care nodes that a tagged cell at distance } i \text{ visits in its lifetime}]$ 로 두면,  $\eta$ 에 대한 한 홉의 천이 방정식은 다음과 같이 얻어진다.

$$\eta_i = \begin{cases} \beta\eta_{i+k-1} + (1-\beta)\eta_{i-1}, & 1 \leq i \leq k \\ \eta_k + (i-k), & k+1 \leq i \leq k+k-1, \end{cases} \\ = \begin{cases} \omega_i - \frac{1 - (1-\beta)^i}{\beta(1-\beta)^k}, & 1 \leq i \leq k \\ \eta_k + (i-k), & k+1 \leq i \leq k+k-1. \end{cases} \quad (11)$$

결과적으로,  $E[\eta]$ 는 다음과 같이 얻어진다.

$$E[\eta] = \frac{1}{N-1} \sum_{i=1}^{k+k-1} \eta_i. \quad (12)$$

또한, 셀이 don't care node를 방문할 확률  $\phi$ 는 다음과 같은 관계로 주어진다.

$$\phi = \frac{E[\eta]}{E[\omega]}. \quad (13)$$

이상의 분석에서,  $E[\omega]$ ,  $E[\eta]$ , 그리고  $\phi$ 는 deflection 확률  $\beta$ 의 함수로 얻어진다. 이제, local input buffer에 적어도 하나의 셀이 존재할 확률  $\delta$ 의 함수로  $\beta$ 를 구한다. 연결선에 셀이 존재할 확률을  $\pi$ 라고 두면, 각 노드에 셀이 도착할 확률은  $2\pi$ 이고 평균적인 진행 지연(propagation delay)은  $E[\omega]$ 가 된다. 따라서, 수율  $r$ 는 Little's Law에 의해서 다음과 같이 얻어진다.(하나의 GSN은 분산된 queue로 고려된다.)

$$r = 2a \cdot \pi. \quad (14)$$

이고  $a = \frac{1}{E[\omega]}$ 이다.

### 2. Occupying Probability 구하기

셀 발생(generation) 확률  $\delta$ 는 WGSN에서 셀이 내려갈 확률인  $\rho_j$ 와 같다.  $j$ 번째 준위의 GSN에서 다음 준위의 GSN으로 내려가는 셀의 평균 개수는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$\rho_j = \begin{cases} x + \xi(y+z), & 1 \leq j \leq R-1 \\ \rho_{j-1} \cdot \xi \cdot \pi_j^2 (1-a)^2, & j = R \end{cases} \quad (15)$$

이고,

$$\xi = \frac{1}{2}(1-\phi)^2 \\ x = \rho_{j-1} \pi_j^2 (1-a)^2 \\ y = 2 \cdot \rho_{j-1} \pi_j (1-\pi_j) (1-a) + \pi_j a \\ z = \pi_j^2 (1-a)^2 (1-\rho_{j-1})$$

가 된다. 식 (6), (14) 그리고 (15)을  $\pi_j$ 에 대하여 정리하면,

$$\pi_j = \begin{cases} \frac{-b + \sqrt{b^2 - a \cdot c}}{a}, & 1 \leq j \leq R-1 \\ \frac{\sqrt{a^2 + \rho_{j-1}^2 (1-a)^2} - a}{\rho_{j-1} (1-a)^2}, & j = R \end{cases} \quad (16)$$

이고,

$$\begin{aligned}
 a &= (1-a)^2(\rho_{j-1}-2 \cdot \rho_{j-1}\xi+(1-\rho_{j-1})\xi) \\
 b &= \rho_{j-1}(1-a)\xi+a \\
 c &= -\rho_{j-1}
 \end{aligned}$$

가 된다. 또한, deflection 확률  $\beta$ 는  $\pi_j, \alpha, \rho_j,$  그리고  $\phi$ 의 함수로 다음과 같이 표현된다.

$$\beta = \begin{cases} \frac{1}{12} \cdot (1-\phi)^2 \phi_{II}, & 1 \leq j \leq R-1 \\ \frac{1}{6} \cdot (1-\phi) \phi_I + \frac{1}{6} \cdot \phi(1-\phi) \phi_{II} \\ \quad + \frac{1}{4} (1-\phi)^2 \phi_{II}, & j = R. \end{cases} \quad (17)$$

이고,

$$\begin{aligned}
 \phi_I &= (\pi_j(1-a)+2\rho_j)(\pi_j\alpha+(1-\pi_j)) \\
 &\quad + 2\pi_j(1-a) + (1-\rho_j) \\
 \phi_{II} &= \pi_j^2(1-a)^2 + 2\pi_j(1-a)\rho_j.
 \end{aligned}$$

가 된다. 이렇게 해서, 식 (14)로부터  $\rho_j$ 의 함수로  $\tau_j$ 를 구할 수 있고 재귀적인(recursive) 방식으로 모든  $j$ 에 대하여  $\rho_j$ 와  $\tau_j$ 를 계산할 수 있다. 결과적으로, WGSN에서의 셀 손실율은 다음과 같이 계산할 수 있다.

$$P_{loss} = \rho_R - \tau_R. \quad (18)$$

#### IV. 모의 실험 및 분석의 결과

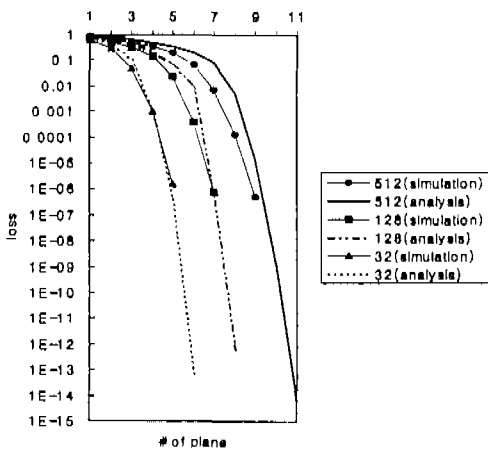


그림 4. 다양한 크기의 WGSN의 셀 손실율

본 장에서는 모의 실험과 분석의 결과들을 제시한다. 그림 4는 GSN의 개수에 대한 WGSN의 셀

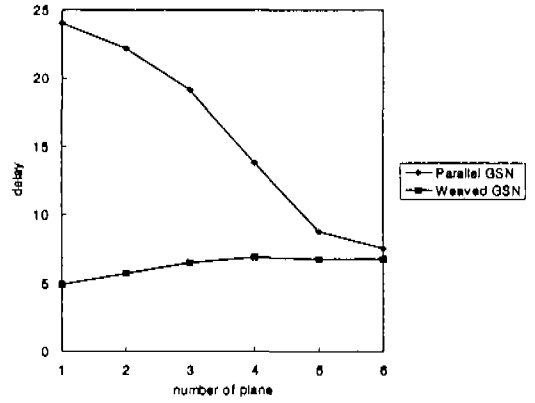


그림 5. 64x64 PGSN과 WGSN의 교환 지연 비교

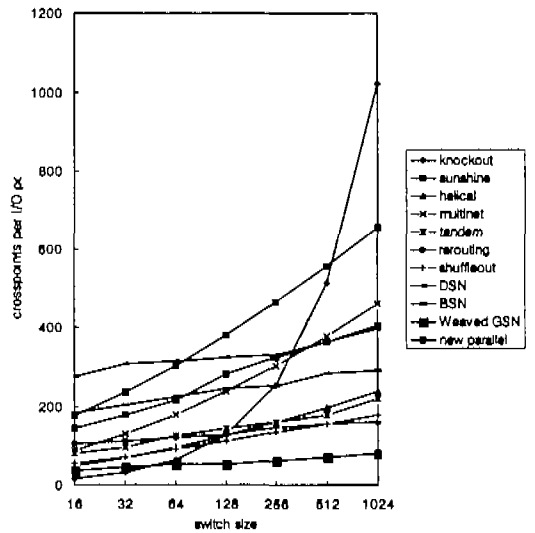


그림 6. 분산망에 기반한 교환기와 다른 교환기와의 I/O 포트당의 crosspoint 수의 비교

손실율을 모의 실험과 분석의 결과로서 도시하고 있다. 그림 4에서 보는 바와 같이, 모의 실험과 분석의 결과가 근사적으로 일치한다. 그림 5은 단순히 여러 장의 GSN에 병렬적으로 traffic을 분산하는 교환망의 구조(Parallel GSN, PGSN)와 WGSN의 교환 지연을 비교한 결과를 보여준다. 인접한 GSN들간의 연결선 때문에 WGSN에서의 deflection 확률이 PGSN의 deflection 확률보다 낮기 때문에, 그림 5에서 보는 바와 같이, 셀 지연 시간이 WGSN이 PGSN에 비하여 낮은 값을 가진다. 그림 5에 따르면, PGSN이 작은 수의 GSN을 가질 때 교환 지연이 아주 크다. 이것은 입력 traffic이 아주 큰 경

우 망내에서의 deflection 확률이 큰 값을 가지는데서 기인한다. 또한, WGSN의 경우에 GSN의 수가 1에서 4로 증가할 때, 교환 지연이 증가하는 추세를 보인다. 이것은 GSN의 수가 작을 때, WGSN 상에서 긴 홉 거리를 가진 셀들이 손실되어 전체적인 교환 지연이 줄어든 때문이다. 그러나, GSN의 수가 4에서 6으로 증가할 때, 마지막 준위에서의 deflection 확률이 감소하므로 전체적인 교환 지연도 감소한다. 그림 5에서, 64×64 WGSN의 셀 지연 시간이 대략 6.8 홉이다. 그리고 이 값은 6개의 단을 가지는 64×64 반안망에 비교할 때, 거의 최적인 값이다.

그림 6은 같은 조건하에서 반안망에 기반한 기존의 교환기들과 WGSN의 crosspoint의 수를 비교한 결과를 보여준다. 그림 6의 결과는 각각의 교환망에서 load가 0.8일 때, 셀 손실율이  $10^{-6}$  을 만족하는 crosspoint의 수를 도시한 것이다. 본 논문에서는 WGSN과 비교의 대상용 자기 경로 제어 방식을 사용하고 내부적인 speed-up이 없는 교환기들로 한정하였다. 따라서, 전체 경로를 제어 평면에서 결정하는 Pipeline banyan<sup>[7]</sup>이나 2배의 speed-up을 가지는 D-Logic<sup>[3]</sup>은 비교의 대상에서 제외하였다.

### V. 결론

본 논문에서는 분산망에 기반한 새로운 개념의 ATM 교환기를 제안했다. 평균 홉 거리, 자기 경로 제어 방식의 적용성(adoptability), 그리고 구성할 수 있는 노드 수의 유연성(flexibility)을 고려하여, ATM 교환기 설계를 위한 기본 분산망으로 GSN을 선택하고, 계층화 방식을 적용하여 Weaved GSN 구조를 제시하였다. 교환기의 성능은 균일한 성질을 가지는 load가 확률 1로 입력되는 상황에서 모의 실험과 분석 모형을 이용하여 검증하였다. 분석과 모의 실험의 결과들은 제안된 교환망이 기존의 제안된 반안망에 기반한 교환망과 비교하여 동일한 셀 손실율을 얻기 위해 보다 작은 하드웨어 복잡도를 요구함을 보여 주었다.

### 참고 문헌

- [1] F. A. Tobagi, "Fast packet switch architectures for broadband intergrated services digital networks," *Proc. IEEE*, vol. 79, pp. 133-167, Feb. 1991.
- [2] A. Saha and M. D. Wagh, "Performance analysis of banyan networks based on buffers of various sizes," in *IEEE proc. INFOCOM '90*, vol. 1, 1990, pp. 157-164.
- [3] H. S. Kim and A. Leon-Garcia, "A self-routing multistage network for broadband ISDN," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 8, pp. 459-466, Apr. 1990.
- [4] A. Huang and S. Knauer, "Starlite: A wideband digital switch," *Proc. GLOBECOM '84*, pp. 121-125, 1984.
- [5] J. N. Giacomelli, J. J. Hickey, W. S. Marcus, W. D. Sincoski, and M. Littlewood, "Sunshine: A high-performance self-routing broadband packet switch architecture," *IEEE J. on Select. Areas in Commun.*, Vol. 9, pp. 1289-1298, Oct. 1991.
- [6] J. S. Turner, "New directions in communications (or which way to the Information Age?)," *IEEE Commun. Mag.*, pp. 8-15, Oct. 1986.
- [7] P. C. Wong and M. S. Yeung, "Design and analysis of a novel fast packet switch - pipeline banyan," *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 3, pp. 63-69, Feb. 1995.
- [8] T. Kwok and F. A. Tobagi, "Tandem-banyan switching fabric," in *IEEE Proc. INFOCOM '90*, vol. 2, 1990, pp. 677-685.
- [9] S. Urushidani, "Rerouting network: A high-performance self-routing switch for B-ISDN," *IEEE J. on Select. Areas in Commun.*, Vol. 9, pp. 1194-1204, Oct. 1991.
- [10] B. Mukherjee, *Optical Communication Networks*, McGraw-Hill, 1997.
- [11] S. W. Seo, P. R. Prucnal, H. Kobayashi and J. B. Lim, "On the performance of a class of multihop shuffle networks," *IEEE Proc. ICC'95*, Vol. 2, pp. 1211-1215, Seattle, June 1995.
- [12] S. W. Seo, B. Y. Yu and P. R. Prucnal, "Bit-level packet-switching all-optical multihop shuffle networks with deflection routing," *Applied Optics*. Vol. 36, pp 3142-3146, May

1997.

[13] C. L. Ng, S. W. Seo and H. Kobayashi, "Performance analysis of generalized multihop shuffle networks," *IEEE Proc. INFOCOM'97*, vol. 2, 1997.

[14] S. Z. Shaikh, M. Schwartz and T. H. Szymanski, "A comparison of the shufflenet and banyan topologies for broadband packet switches," *IEEE Proc. INFOCOM'90*, vol. 3, 1990.

1996년 9월~현재 : 서울대학교 전기공학부 조교수  
 <주관심 분야> 고속 통신망, 광 통신망, 유/무선 교환 시스템

이 형 일(Hyoung Il Lee)

준회원



1997년 2월 : 서울대학교 전기공학부 졸업  
 1999년 2월 : 서울대학교 전기공학부 석사  
 1999년 3월~현재 : 서울대학교 전기공학부 박사과정

<주관심 분야> 고속 교환망, QoS Routing

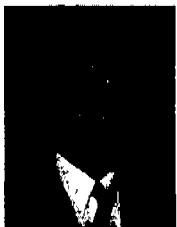
정 한 유(Han You Jeong)



1998년 2월 : 서울대학교 전기공학부 졸업  
 1998년 3월~현재 : 서울대학교 전기공학부 석사과정  
 <주관심 분야> 광 통신망, 광 교환망

서 승 우(Seung-Woo Seo)

정회원



1987년 2월 : 서울대학교 전기공학과 졸업  
 1989년 2월 : 서울대학교 전기공학과 석사  
 1990년 3월~1991년 6월 : 서울대학교 전기공학과 기초전력 연구소 및 계측공학과 연구원

1993년 8월~1994년 7월 : 미국 펜실베니아 주립대학 전산기공학과 조교수

1994년 8월~1996년 7월 : 미국 프린스턴 대학 전기공학과 및 POEM연구소 연구원(미국 과학 재단 선발 연구원)