

論文 92-29A-10-8

재배선을 이용한 전역 배선기에 관한 연구

(A Study on a New Global Router Using Rerouting)

朴 恩 鎬*, 申 鉉 哲**

(Eun Ho Park and Hyun Chul Shin)

要 約

배선 문제에 따라 비용 함수의 상수등을 변화시켜서 최적에 가까운 해를 얻도록 하는 새로운 전역배선 알고리즘을 개발하였다. 제안된 배선 알고리즘은 게이트 에레이나 표준셀의 설계에서 모든 핀들의 위치를 적절히 기술해 줌으로써 일반적인 영역에서의 전역 배선을 효율적으로 수행한다. 전역 배선 알고리즘은 크게 두 단계로 나눌 수 있다. 첫번째 단계에서는 허용한도의 초과를 허용하며 모든 네트에 대해 최소의 비용을 갖는 경로를 찾아 배선을 수행한다. 두번째 단계에서는 수평 또는 수직의 배선 밀도가 허용한도를 초과하는 채널에 대해 밀도를 감소시키기 위해, 해당 채널을 지나는 네트들에 대해 변형된 비용 상수등을 이용하여 재배선을 수행한다. 이 두 단계를 통해서 전체적으로 각 채널들의 배선 밀도가 허용한도를 초과하지 않도록 하며, 최소의 비용으로 배선이 수행된다. Difficult-4, Difficult-8, Difficult-16 및 MCNC 벤치마크 예제인 Primary1과 Primary2 등의 벤치마크 예제에 대해 실험한 결과 본 배선 알고리즘은 우수한 결과를 보여 주었다.

Abstract

A new global routing algorithm which dynamically adjusts its cost parameters depending on the given routing problem to find a near optimum solution has been developed. The proposed algorithm efficiently performs global routing on general area in which all the pin positions are given. This algorithm is composed of two phases ; In the first phase, it routes each net by searching a minimum cost path while ignoring the channel capacity. In the second iterative phase, it rips up nets which pass the channel at which the horizontal or vertical routing density exceeds the capacity and then it reroutes them using a modified set of cost parameters. Applying the above phases, paths for nets are found such that routing density doesn't exceed the capacity in each channel and that nets are routed with minimum cost. Experimental results for several benchmark examples including difficult-4, difficult-8, difficult-16, Primary1 and Primary2 show that our method generates better results than other published ones.

I. 서 론

*學生會員, **正會員, 漢陽大學校 電子工學科

(Dept. of Elec. Eng., Hanyang Univ.)

接受日字 : 1992年1月 22日

(※본 논문은 1990년도 교육부 학술연구조성비에 의하여 연구 되었음.)

집적회로의 물리적 설계(physical design) 또는 PCB(Printed Circuit Board)의 설계에 있어서 배치와 배선은 매우 중요한 과정들이다. 흔히 모듈(module), 셀(cell), 또는 IC들의 배치가 이루어진 후에 배선과정이

수행되는데, 필요에 따라서는 배치와 배선을 반복적으로 수행함으로써 보다 최적화된 결과를 얻을 수 있다. 배치는 최소의 면적을 갖도록 주어진 소자들의 위치를 정하는 과정이고, 배선은 회로가 필요한 기능을 수행할 수 있도록 소자들을 연결해 주는 과정이다.

배선 문제에서는 연결해야 할 핀(pin)들의 집합인 네트(net)들이 주어지며, 이들을 연결하는 과정은 대개 전역 배선(Global Routing)과 세부배선(Detailed Routing)으로 나누어서 수행된다. 전역배선에서는 네트의 대략적인 경로를 결정하며, 세부배선에서는 네트의 채널(channel)상의 실제적인 트랙(track) 위치와 배선에 사용된 마스크 층(mask layer) 및 비아(via)를 할당한다.

전역배선을 수행하지 않고 처음부터 세부 배선을 수행할 경우, 배선 문제는 매우 복잡해지며, 적절한 시간 내에 좋은 결과를 얻기 어렵다. 따라서 요즘의 배선기들은 전역배선을 통하여 대강의 경로를 결정함으로써, 세부배선시에 배선 가능 영역의 탐색을 줄이는 것이 일반적이다. 전역배선을 이용하는 또 하나의 이유는 배치 결과에 대한 신속한 평가를 얻기 위해서이다. 많은 세부배선기가 전역배선의 배선밀도에 해당하는(또는 이에 가까운) 수의 트랙만을 이용하여 배선할 수 있으므로, 전역배선의 결과는 배치의 양호도에 대한 판단기준으로 사용할 수 있다. 따라서 전역배선의 결과가 만족스럽지 않으면 세부 배선하기 전에 배치를 변경할 수 있다.

전역배선의 접근 방법에는 Lee의 알고리즘^[1]이나 Steiner tree를 이용하는 순차적인 배선 방법과 선형 계획법(Linear Programming)이나 Simulated Annealing 등의 최적화 알고리즘을 이용하는 방법 및 top-down 또는 bottom-up 형태의 계층적 배선방법 등이 잘 알려져 있다. 다음은 몇몇 잘 알려진 방법들의 내용을 요약한 것이다.

Lee의 알고리즘^[1]은 가장 오래된 방법 중의 하나로, 최근의 여러 배선기들에서 이를 응용하여 사용하고 있다. Lee의 알고리즘이 인기가 있는 이유는 해가 존재하기만 한다면 가장 좋은 해를 찾아내기 때문이다. 그러나 배선 순서에 따라 배선 결과가 크게 달라진다는 것이 단점이다. 세부 배선에 Lee의 알고리즘을 이용할 경우에는 문제의 크기가 클 경우에 많은 CPU시간을 소모한다는 단점이 있으나, 전역 배선에서 소요시간은 별로 문제가 되지 않는다.

Brown과 Zwolinski^[16]는 Lee의 알고리즘을 이용하여 Local Channel Density와 Cumulative Channel Density를 계산하여 전체적으로 채널의 밀도가 균일해지도록 전역 배선을 수행하였다. 이 방법에서는 재배선은 수행하지 않았다.

계층적 배선 알고리즘은 문제를 풀기 위하여 divide-

and-conquer 기법^[2]을 사용한다. 이 방법은 Lee의 알고리즘에 비해 속도는 빠르지만 결과는 좋지 않다. PHIGURE^[3]는 배선 문제를 LP(linear programming)로 정의하여 전체 배선 영역을 2차원 배열로 보고 2×2 배열의 supercell을 형성하도록 4개의 영역으로 분할한다. 이 supercell들은 배선이 완료될 때까지 계속해서 분할된다. K. Lee와 C. Sechen^[9]은 특히 sea-of-gates 회로를 위한 전역 배선기를 개발하였다. 처음에는 배선 길이를 짧게 하는 방향으로 배선한 다음, overflow를 없애고 복잡도를 줄이기 위해 maze 배선 알고리즘을 적용하였다. 배선 순서는 각 네트를 무작위 추출하여 수행하였다.

이상의 배선 방법들에서는 한번의 배선으로 배선이 확정되며 따라서 먼저 배선된 net가 추후의 배선에 영향을 주게 되어 좋은 결과를 얻는데 한계가 있다. 재배선을 이용한 방법들에서는 배선을 수행한 후 결과가 좋지 않은 부분의 네트를 제거하고(rip up) 비용 함수등을 변화시켜 다른 경로를 찾아 배선하도록 한다.

Ting과 Tien의 논문^[11]에서는 반복적 개선 방식을 이용하였다. 즉, 각 네트들을 적당한 연결형태(pattern)에 의해 연결한 후, overflow boundary를 피해 네트들을 반복적으로 재배선 함으로써 결과를 개선시킨다. Hu와 Shing^[7]은 Ting과 Tien의 방법을 계층적 선형 프로그램 문제로 변형하였다. 또한 E. Shragowitz와 S. Keel^[10]은 Ting과 Tien의 방법을 multicommodity flow 문제로 확장하여 전역 배선을 수행하였다. G. Meixner와 U. Lauther^[5]는 multicommodity flow 문제가 integer solution을 만족하지 않기 때문에 배선 결과를 개선시키기 위해 single-commodity flow형식을 이용하였다.

Chiang, Sarrafzadeh와 Wong^[6]등은 각 네트에 순서 번호(ordered number)를 주고 번호가 낮은 네트를 먼저 처리하였다. 무게가 있는 그래프(weighted graph)를 이용하여 min/max minimal rectilinear Steiner tree^[8]를 찾아 한 네트씩 배선한다. 이 minimal rectilinear Steiner tree는 maximum edge를 최소한으로 줄인 것이다. 여기서 edge의 weight는 허용한도(capacity)에 대한 함수로 주어진다. Ravi^[13]는 master-slice chip을 위한 전역배선기를 개발하였다. Lee 알고리즘을 이용하여 배선 경로를 탐색하며, 반복적으로 재배선을 수행하여 전체 배선의 성능을 개선하였다. 네트의 배선순서는 임의로 결정되며, 배선이 완료되기 전까지 배선순서는 변하지 않는다. 모든 네트에 대해서 재배선을 수행하기 때문에 필요없는 네트까지 재배선이 수행되어 시간이 오래 걸린다. 또한 배선 밀도가 허용한도를 초과하면 비용이 무한대가 되므로 재배선되는 네트는 허용한도를 초과하지 않는 경로가 있기만 하면 비용증가가 크더라

도 그 경로에 재배선된다. 따라서 결과가 재배선 순서에 크게 의존한다는 단점이 있다.

본 논문에서 제안한 전역배선 알고리즘에서는 모든 네트들을 순차적으로 배선한다. 먼저 배선밀도와 배선 길이가 최소가 되도록 초기 배선을 완료한 후에, 2차적으로 반복적인 재배선 알고리즘을 이용하여 최적에 가까운 배선을 얻도록 한다. 배선 영역은 격자형태를 사용하므로 게이트 어레이나 표준셀에 구분없이 사용가능하다.

새로운 전역배선기는 기존의 방법들과 비교하여 다음과 같은 면에서 특징이 있다.

1. 초기배선에서는 배선밀도가 허용한도를 초과할 때의 페널티(penalty)를 0으로 하여 모든 배선이 최소거리의 경로로 이루어지도록 한다.

2. 재배선시 배선밀도가 허용한도를 초과할 때의 페널티를 서서히 증가하도록 하였다. 이는 비교적 작은 비용의 증가로 재배선이 이루어지는 네트가 우선적으로 재배선 되도록 하여, 재배선 순서에 크게 관계없이, 전체적으로 모든 네트가 최소 비용의 경로를 따라 배선완료되도록 하는데 효과적이다.

3. 표준셀의 전역배선에서는 허용한도가 각 채널마다 다르게 정해질 수 있으므로, 각 iteration에서의 배선결과에 따라 허용한도를 자동적으로 조정하도록 하였다.

II절에서는 새로운 전역배선 알고리즘의 전체적인 흐름을 살펴보고, III절에서는 주요 과정을 자세히 설명하며, IV절에서는 여러 가지 벤치마크 예제들에 대한 실험 결과를 다른 논문들의 결과와 비교한 후, V절에서는 결론을 맺는다.

II. 새로운 전역 배선 알고리즘

본 장에서는 전역배선 알고리즘의 전체적인 흐름을 설명한다. [그림 1]에 제안된 알고리즘의 전체적인 흐름을 나타내었다. 본 알고리즘에서의 배선 과정은 크게 두 단계로 나누어진다. 첫 단계의 초기배선에서는 채널의 허용한도(capacity)를 고려하지 않고, 배선밀도(routing density)와 배선길이(wire length)가 최소가 되도록 모든 네트를 배선한다. 다음 단계는 반복적인 재배선(rerouting) 과정으로 일정한 페널티(penalty)값에서 채널의 배선 밀도가 허용한도를 초과하는 영역(줄여서 초과영역이라함)에 대해서 네트를 제거(rip-up)하고 재배선하여 초과영역을 피해서 배선이 이루어지도록 한다. 초기의 페널티값으로 초과영역이 모두 제거되지 않으면 페널티값을 증가시키면서 반복한다. 페널티 값은 매 iteration에서 서서히 증가되며, 페널티 값보다 작은 비용의 증가로 초과영역을 통과하지 않도록 재배선할 수 있

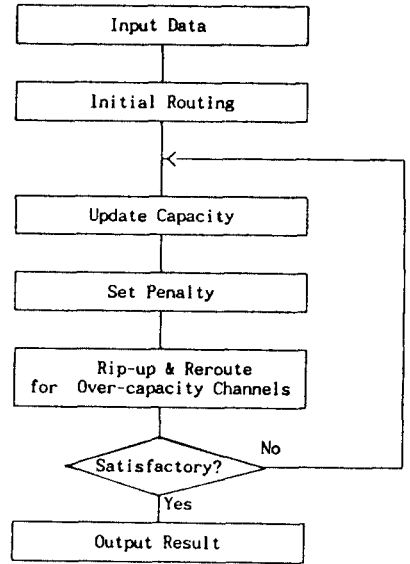


그림 1. 배선 알고리즘의 전체 흐름도
Fig. 1. Overall flow of the routing algorithm.

는 네트가 우선적으로 재배선되므로, 본 방법은 재배선 순서에 덜 의존적이고 전체적으로 최적에 가까운 결과를 낼 수 있다.

재배선 시에 길이가 긴 네트를 먼저 처리하면 초과영역을 쉽게 피해할 수 있다는 장점이 있기는 하지만, 이는 많은 계산을 수반한다. 따라서 본 논문에서는 길이가 짧은 네트들을 먼저 처리하여 빠른 시간내에 가능한 한 허용한도를 초과하는 영역이 없게 배선되도록 하고, 짧은 네트들의 재배선만으로 작은 비용이내에 허용한도를 초과하는 영역을 모두 제거하지 못하면 긴 네트들도 재배선을 하도록 하였다. 초기에는 페널티값을 작게 하여 재배선하므로 짧은 네트를 재배선할 때에 주어진 페널티값보다 비용이 커지는 경우에는 초과영역을 경유하는 재배선을 하게 된다. 따라서 이러한 경우에는 길이가 긴 네트까지 모두 처리를 하게 된다. 결국 본 알고리즘에서는 네트의 재배선 순서에 크게 좌우되지 않고 최소의 비용만으로 배선할 수 있는 경로를 찾게 된다.

주어진 회로가 표준셀(standard cell)인 경우에는 수평채널의 폭을 필요에 따라서 변경할 수 있으므로 한차례의 재배선이 수행된 후에 페널티값의 변경과 함께 수평채널의 허용한도를 조정한다.

III. 알고리즘의 단계별 고찰

본 절에서는 앞의 그림 1의 알고리즘의 주요 부분을 설명한다.

1. 자료의 입력 및 네트의 정렬

본 알고리즘에의 입력으로는 수평, 수직 채널의 허용 한도와 네트리스트가 주어진다. 모든 네트들을 동시에 배선하지 않고 한번에 한 네트씩 순차적으로 배선하므로 네트들의 배선 순서를 정해야 한다. 하지만 어떤 네트부터 배선하는 것이 최적의 결과를 생성한다고 입증된 바가 없으며, 대부분 경험적인 방법에 의해 긴 네트보다는 짧은 네트부터 배선한다. 본 논문에서는 페널티값을 증가시키면서 재배선을 수행하므로 결과가 배선의 순서에 크게 영향을 받지 않는으나, 가능한 한 빠른 시간내에 최적의 결과를 얻기 위해서 짧은 네트를 먼저 처리하도록 하였다. 이를 위해서 입력된 네트들의 핀 위치들로부터 각 네트의 모든 핀을 포함하는 최소의 사각형의 경계길이 (bounding length)를 구한 후, 이를 기준으로 퀵소트 (quick sort)를 이용하여 네트들을 오름차순으로 정렬한다.

2. 초기 배선

초기배선에서는 채널의 허용한도를 고려하지 않고, 배선밀도와 배선길이가 최소가 되도록 하며, 또한 세부배선시에 트랙수를 증가시키지 않도록 경로상에 구부러지는 수가 최소가 되도록 모든 네트를 배선한다. 각 네트에 대해서 먼저 가장 가까운 위치에 있는 두 핀에 대해서 미리 정의된 형태 (pattern) 중에서 비용이 가장 작은 경로로 연결한다. 다음에 배선되지 않은 임의의 핀과 이 핀으로부터 이미 배선된 경로상에서 가장 가까운 점에 대해서 같은 방식으로 배선한다. 이와같이 한 네트의 모든 핀에 대해서 배선한다. 여기서 사용되는 배선의 형태들은 두 핀의 위치관계에 따라서 그림 2와 같다. 두 핀(p)이 같은 행에 놓여있는 경우에는 (a) 또는 (b)의 형태가 되고, 서로 다른 행에 있는 경우에는 (c) 또는 (d)와 같은 형태가 이용된다. 이때 (a)와 (c)는 핀이 있는 위치에서 수평방향의 허용한도가 0인 경우에 이용하고, 그렇지 않은 경우에는 (b)나 (d)의 형태를 이용한다. 이와같이 경로의 형태는 여러 가지가 있으나 (b)와 (d)는 각각 (a)와 (c)의 간단한 형태이므로 결국 두 가지 형태의 경로만을 사용하는 것이 된다.

3. 허용한도의 수정 및 페널티 계산

게이트 어레이의 경우에는 수평채널의 허용한도가 고정되어 있지만, 표준셀의 경우에는 이를 필요에 따라서 변화시킬 수 있으므로, 재배선이 새로 수행될 때마다 수평채널의 허용한도를 조정한다. 초기배선에서는 허용한도를 고려하지 않고 배선밀도가 최소가 되도록 하였으나, 이때 배선길이를 최소로 하기 위해서 상당히 많은 트랙을 사용하므로 재배선에서는 수평채널의 허용한도를 점차

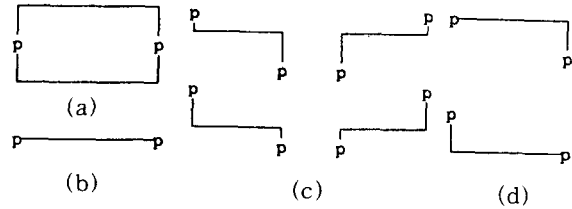


그림 2. 초기배선에서의 배선 형태

Fig. 2. Routing patterns for initial routing.

감소시켜나간다. 이때 감소시키는 양을 반복횟수가 증가함에 따라서 줄여가도록 하며, 최종에는 줄이지 않고 초과영역이 없어지도록 한다.

페널티는 허용한도를 초과하는 영역으로의 재배선을 방지하기 위해서 비용에 더해주는 값으로 전체 배선영역의 크기에 비례하도록 초기 페널티를 설정한다. 이때 수평방향과 수직방향에 대해서 배선의 성질이 다른 경우에는 서로 다른 비율의 페널티를 사용한다. 초기에는 페널티는 작은 값을 가지며, 재배선이 반복됨에 따라서 증가된다. 따라서 배선의 순서에 크게 영향을 받지 않고 모든 네트가 전반적으로 최소의 비용을 갖는 경로를 찾을 수 있도록 한다.

4. 재배선

초기배선이 끝난 후에 네트리스트상의 모든 네트에 대해서 배선된 경로를 추적하여 배선밀도가 허용한도를 초과하는 영역을 지나는 네트는 재배선한다.

한 네트를 재배선하기 위해서 우선 이미 배선된 경로를 제거하고, 그에 따라서 배선밀도를 수정한다. 처음에는 임의의 한 핀으로부터 재배선 알고리즘을 이용하여 가장 먼저 최소의 비용으로 도달된 핀까지 배선을 한다. 남은 핀에 대해서는 한번에 한 핀씩을 탐색기점으로 하여, 지금까지 배선된 경로상의 임의의 점까지, 최소의 비용으로 도달하는 점을 찾아서 배선한다.

이와같은 방법으로 허용한도를 초과하는 영역을 지나는 네트들을 재배선하고, 재배선해야 할 네트가 없으면 배선결과를 출력하고 전체 알고리즘이 완료된다. 재배선의 각 단계에서의 주요내용을 정리하면 다음과 같다.

1) 배선 영역의 준비

배선 영역은 경로의 탐색시 각 위치에서의 비용을 나타내기 위한 것으로, 각 네트의 배선을 시작하기 전에 배선영역은 초기화되어야 한다. 즉, 핀이 있는 곳 또는 경로가 지나는 위치는 핀이 있는 것으로, 그밖의 위치는 빈영역으로 표시한다.

또한 탐색의 시간을 단축하고 불필요하게 긴 경로를 찾지 않도록 하기 위해서 탐색 영역을 네트의 모든 핀을

포함하는 사각형 크기에 각 방향으로의 페널티값만큼을 확장한 크기만으로 제한하여 사용한다.

2) 큐(queue)의 준비

한 위치에서 사방으로 비용(cost)을 증가시키면서 최소 비용을 갖는 경로를 찾기 위해서는 비용이 가장 적은 곳을 먼저 처리해야 한다. 이를 위해서 확장된 각 위치를 비용의 크기가 증가하는 순서에 따라서 큐에 스케줄(schedule)한다. 각 네트에 대해서 배선되지 않은 임의의 한 핀을 비용 0으로 큐에 스케줄링하고 탐색을 시작한다.

3) 탐색

큐에 스케줄된 위치로부터 사방으로 탐색하여, 새로운 비용에 따라서 각각의 위치를 큐에 스케줄하고, 탐색을 마친 위치는 큐에서 제거된다. 새로운 위치가 이미 스케줄되어서 어떤 비용을 갖고 있을 때에는, 새로 계산된 비용이 기존의 비용보다 작은 경우에만 최소비용의 경로에 해당하므로 이때에만 비용을 수정하고 다시 스케줄링한다. 여기서 탐색을 시작하는 위치가 목표인 핀 또는 지금까지 배선된 경로상의 임의의 점이면, 최소의 비용으로 경로를 찾은 것이므로, 이 위치로부터 경로를 역추적한다.

4) 비용의 계산

본 알고리즘에서는 초기배선과 재배선에서 사용하는 비용함수가 다르다. 초기배선에서는 배선 허용한도를 고려하지 않으므로 단순히 경로가 지나가는 채널의 배선밀도만을 비용으로 사용한다.

재배선 단계에서 다음에 탐색할 위치의 비용은 현재의 상태에서의 배선밀도와 허용한도의 관계에 따라서 다음과 같이 계산된다.

(배선밀도) < (채널의 허용한도)인 채널 :

$$cost1 = \text{현 위치에서의 비용} + \text{각 방향에 대한 거리 비용} \tag{1}$$

(배선 밀도) ≥ (채널의 허용한도)인 채널:

$$cost2 = cost1 + \text{각 방향에 대한 페널티} \tag{2}$$

여기서 각 방향이라는 것은 수직 또는 수평방향에 따라서 배선의 성질이 다를 수 있으므로 필요에 따라서 비용을 다르게 줄 수 있도록 하기 위한 것이다.

5) 경로의 역추적

네트의 한 핀으로부터 탐색하는 과정에서 다른 핀을 만나게 되면 최소비용을 갖는 경로를 찾은 것으로, 실제의 경로를 알기 위해서는 도착된 점의 위치에서부터 역으로 경로를 추적해 나가야 한다.

이를 위해 상·하·좌·우의 네 방향 중 한 방향을 선택하여 비용이 감소하는 방향으로 역추적을 하게 되는데, 초기 방향은 시작과 끝의 두 점간의 수평 수직 거리를 조사하여 보다 긴 방향으로 선택한다. 한 위치에 대해서 최소의 비용을 갖는 경로가 여러 방향으로 나타나는 경우에는 직전의 방향과 동일한 방향을 우선적으로 선택하도록 하여 구부러지는 수를 최소화한다. 예를 들면, 그림 3에서 (a)의 경로와 (b)의 경로가 모두 최소비용을 갖는 경로이지만 (b)쪽이 구부러짐이 적으므로 세부배선에서 트랙수를 증가시키지 않도록 하기 위해서 (b)의 경로를 추적하도록 하는 것이다.

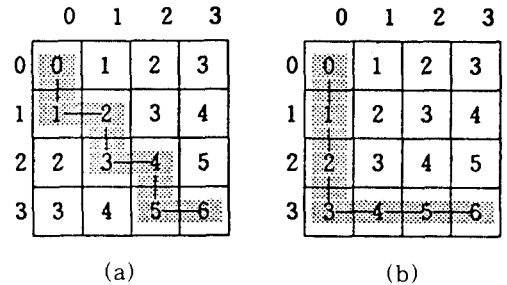


그림 3. 경로의 역추적
(a) 최악의 경우
(b) 방향성을 고려하는 경우

Fig. 3. Back-tracing.
(a) Worst case,
(b) Optimal search direction.

IV. 실험 결과

새로운 전역배선 알고리즘의 성능을 시험하기 위해서 여러 벤치마크 예제에 대한 실험을 하였다. 1절에서는 간단한 2핀 예제로써 잘 알려진 difficult예제들에 대한 결과를 기술하고, 2절에서는 MCNC의 벤치마크 회로인 Primary1과 Primary2의 표준셀 회로에 대한 결과를 설명한다.

1. 2핀 네트로 이루어진 예제들

기존의 논문들에서 전역 배선의 예제로 널리 사용된 Difficult-4와 Difficult-8, Difficult-16등에 본 알고리즘을 적용시켜 보았다. 이들은 수평·수직 방향으로 각각 4, 8, 16개의 핀 영역이 있는 예제이다.

그림 4와 표 1에 이들 예제의 핀 배치 및 특성을 나타내었으며, 본 전역 배선 알고리즘의 결과를 표 2에 나타내었다. 이들 결과는 SUN SPARC2 Workstation에서

실행한 것이며, Difficult-4의 경우에는 초기 배선만으로 최적의 결과를 내었고, Difficult-8, Difficult-16의 경우에는 재배선을 시도하여 얻은 결과이다. 표 2에서 본 논문의 전역 배선기는 배선 길이에 있어서 최적의 결과(optimum solution)를 생성하였으며 수행 시간에 있어서도 만족할 만하다.

표 1. Difficult 예제들의 특성
Table 1. Characteristics of Difficult examples.

회 로	#nets	#pins /net	bounding length	edge capacity
Difficult-4	8	2	32	2
Difficult-8	32	2	256	4
Difficult-16	128	2	2048	9

표 2. 기존 논문들과의 배선 결과 비교
Table 2. Comparisons of routing results.

논 문	Difficult-4		Difficult-8		Difficult-16	
	배선길이	시간초	배선길이	시간초	배선길이	시간초
CSW90 ^[6]	35	0.07	296	0.15	2214	2.75
CC91 ^[12]	32	3.8	256	18.6	2050	37.2
본 논문	32	<0.05	256	0.35	2048	<2.50

2. 표준셀(standard cell) 벤치마크 예제

표 3에 표준셀용 Primary1과 Primary2 회로에 대한 특성을 설명하였고, 표 4에 이들에 대한 전역배선 결과를 TimberWolf5.4(TW),^[14] UTM(UT),^[14] Cong와Preas(CP)의 배선기,^[15] 그리고 PHIGURE^[3]의 결과와 비교하였다. 배치의 결과는 다른 논문에서 사용한 결과를 구할 수 없었기 때문에 모두 같지는 않으며, 본 논문의 것은 [17]의 결과를 이용하였다. CPU 시간에 있어서 다른 배선기의 결과는 Sun3/110에서의 결과이고, 본 논문의 것은 SPARC2 Workstation에서의 값이다. 배선영역은 Primary1은 16개의 셀 행을 505개의 열로, Primary2는 28개의 셀행을 829개의 열로 구분하여 전역 배선을 하였다. 패드(pad)로 배선되는 핀들은 셀영역의 주변에 별도의 가상적인 행과 열들을 두어서 가장 가까운 위치에 근사 시켰다. 이들의 간략화된 레이아웃 구조를 그림 5에 나타내었다. 여기서 열의 수는 각 영역에 하나의 핀 또는 하나의 수직배선만을 수용할 수 있도록 한 것이므로 별도로 핀 할당(pin assignment)을 할 필요는 없다. 또한 일부(TW, PHIGURE)의 결과는 feed through를 사용한 것이나 본 논문의 결과에서는 feed through를 사용하지 않고서도 전역배선을 완성하였다. Primary1의 경우 5회의 재배선 실행 결과 트랙 수가 143개 이고, Primary2의 경우 8회의 재배선 결과 396개로 나타났다. 트랙수는 패드열에 인접한 채널의 트랙수까지 포함한 것이며, 표 4에서 알 수 있듯이 본 배선 기법이 두

4	3	2	1
8	7	6	5
5	6	7	8
1	2	3	4

(a)

18	23	31	13	17	27	12	10
8	30	24	7	25	9	1	19
6	14	5	22	28	2	18	3
32	29	15	21	11	20	4	26
4	12	3	28	5	22	14	30
11	18	1	10	21	6	32	31
9	20	17	26	13	23	7	15
19	2	27	25	16	8	24	29

(b)

64	128	96	63	123	126	80	105	56	119	120	83	98	21	88	40
45	127	78	107	13	124	112	61	118	99	8	18	113	67	71	103
125	110	28	59	95	46	73	31	84	39	34	70	4	49	35	1
10	94	44	108	27	74	41	15	53	117	3	82	66	17	55	85
109	29	121	9	58	111	57	89	116	23	86	38	2	72	24	100
77	16	48	93	42	26	90	62	65	51	19	81	33	50	7	20
122	60	14	75	43	91	25	79	52	6	69	97	22	5	36	68
30	11	76	47	92	12	106	32	87	115	37	114	104	54	102	101
17	67	33	116	40	117	50	21	79	128	75	32	111	92	30	78
55	98	3	66	100	4	103	70	122	28	63	93	74	13	62	48
85	7	51	104	49	56	8	18	59	47	14	80	46	41	9	16
53	86	34	1	69	22	35	97	110	43	10	58	91	25	45	29
19	99	36	65	2	87	5	68	60	76	42	126	73	105	77	94
120	84	118	71	115	88	101	54	121	107	89	26	106	57	31	95
20	72	6	83	38	23	114	113	108	12	127	125	44	11	112	123
119	52	39	24	82	102	81	37	61	90	27	109	96	124	64	15

(c)

그림 4. 배선 예제
Fig. 4. Routing examples.

표 3. 벤치마크 예제들의 특성

Table 3. Characteristics of benchmark examples.

Ex.	#cells	# IOs	#nets	#pins	#rows
Primary1	752	81	996	3033	16
Primary2	2907	107	3157	11354	28

표 4. Primary1과 Primary2에 대한 결과 비교

Table 4. Comparisons of routing results for primary examples.

회 로	Primary1		Primary2	
	트랙수(%)	CPU(초)	트랙수(%)	CPU(초)
전역배선기				
본 논문	143 (100)	413	396 (100)	4119
TW ^[14]	163 (114)	812	432 (109)	3883
PHIGURE ^[3]	177 (124)	207	404 (102)	863
UTMC ^[14]	177 (124)	N/A	447 (113)	N/A
CP ^[15]	190 (133)	N/A	449 (113)	N/A

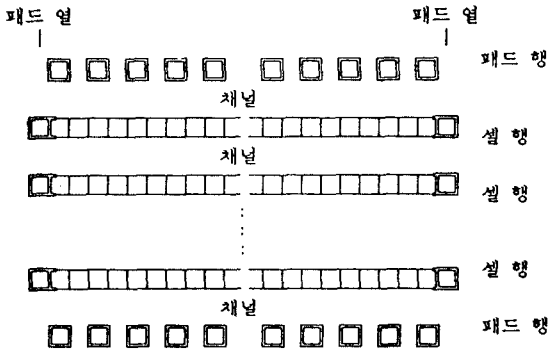


그림 5. 전역배선을 위한 표준셀의 모델

Fig. 5. Standard cell model for the global routing.

경우 모두에서 가장 우수한 결과를 보여 주었다. (두번째로 우수한 결과에 비하여 각각 14%와 2%적은 트랙수를 사용하였다.)

V. 결 론

본 논문에서는 재배선을 이용한 새로운 전역 배선 알고리즘을 기술하였다.

제안된 전역 배선 알고리즘은 기존의 전역 배선 알고리즘과는 달리 되도록 적은 밀도를 갖도록 초기 배선을 수행한 다음, 초기 배선된 결과에서 배선 밀도가 허용한

도를 초과하는 채널들의 밀도를 감소시키기 위하여 그곳을 지나는 네트에 대해 비용 함수를 변화시켜가면서 최소 비용의 경로를 찾아 재배선을 수행함으로써, 전체적으로 최적에 가까운 배선 결과를 얻도록 하였다.

잘 알려진 벤치마크 회로들에 대한 실험결과에서 본 배선 알고리즘은 우수한 결과를 보여주었다.

참 考 文 獻

- [1] Lee, C. Y., "An algorithm for path connections and its applications," *IRE Trans. on Electronic Computers*, EC-10, pp. 346-365, Sep. 1961.
- [2] Burstein, M., and R. Pelavin, "Hierarchical channel router," *Integration, the VLSI Journal*, pp. 21-38, 1983.
- [3] Randall J. Brouwer and Prithviraj Banerjee, "PHIGURE: A parallel hierarchical global router," *Proc. 27th Design Automation Conference*, pp. 650-653, 1990.
- [4] H. Shin and A. Sangiovanni-Vincentelli, "A detailed router based on incremental routing modification: mighty," *IEEE Trans. on Computer-Aided Design*, vol. 6, Nov. 1987.
- [5] G. Meixner and U. Lauther, "A new global router based on a flow model and linear assignment," *ICCAD*, pp. 44-47, 1990.
- [6] C. Chang, M. Sarrafzadeh, and C. K. Wong, "A powerful global router: based on steiner min-max trees," *ICCAD*, pp. 2-5, 1989.
- [7] T. C. Hu and M. T. Shing, "A decomposition algorithm for circuit routing," *VLSI Circuit Layout: Theory and Design*, pp. 144-152, 1985.
- [8] J. M. Ho, G. Vijayan, and C. K. Wong, "Constructing the optimal rectilinear steiner tree derivable from a minimum spanning tree," *ICCAD*, pp. 6-9, 1989.
- [9] K. W. Lee and C. Sechen, "A global router for sea-of-gates circuits," *European Design Automation Conference*, pp. 242-247, 1991.
- [10] E. Shragowitz and S. Keel, "A global router based on a multicommodity flow model," *Integration, the VLSI Journal*, 5:3-16, 1987.
- [11] B. S. Ting and B. N. Tien, "Routing techniques for gate array," *ICCAD*, pp. 301-312, 1983.

- [12] Robert C. Carden IV and Chung-Kuan Cheng, "A global router using an efficient approximate multicommodity multiterminal flow algorithm," *DAC*, pp. 316-321, 1991.
- [13] Ravi Nair, "A simple yet effective technique for global wiring," *IEEE Trans. on CAD*, vol. CAD-6, Mar. 1987.
- [14] K. W. Lee and C. Sechen, "A new global router for row-based layout," *ICCAD*, pp. 180-183, Nov. 1988.
- [15] J. Cong and B. Preas, "A new algorithm for standard cell global routing," *ICCAD*, pp. 176-179, Nov. 1988.
- [16] A. D. Brown and M. Zwolinski, "Lee router modified for global routing," *Computer-Aided Design*, vol. 22 No. 5, pp. 296-300, June 1990.
- [17] 김충희, 신현철, 집적회로의 계층적 배치 기법, 논문 심사중.

 著 者 紹 介

朴 恩 鎬 (學生會員)

1967年 4月 6日生. 1990年 2月 한양대학교 전자공학과 졸업. 1992年 2月 한양대학교 대학원 전자공학과 졸업. 주관심분야는 CAD, Computer Graphics 등임.

申 鉉 哲 (正會員) 第29卷 A編 第5號 參照

현재 한양대학교 전자공학과 교수