

클럭 라우팅 알고리즘을 이용한 최소비용에 관한 연구

○

우경환*, 이용희**, 이천희***

*우송공업대학 **현대반도체 ***청주대학교

전화 : (0431) 229-8448 / 팩스 : (0431) 213-6392

A Study on the Minimum Cost by Clock Routing Algorithm

Woo Kyong-Hwan*, Lee Yong-Hui**, Yi Cheon-Hee***

*Woosong Technical College, **Hyundai MicroElectronics

***Cheong JuUniversity

e-mail : yicheon@chongju.ac.kr

Abstract

In this paper, we present a new clock routing algorithm which minimizes total wirelength under any given path-length skew bound.

The algorithm constructs a bounded-skew tree(BST) in two steps:(i) a bottom-up phase to construct a binary tree of shortest-distance feasible regions which represent the loci of possible placements of clock entry points, and (ii) a top-down phase to determine the exact locations of clock entry points.

Experimental results show that our clock routing algorithm, named BST/DME, can produce a set of solutions with skew and wirelength trade-off.

1. 서론

클럭 라우팅 알고리즘은 비대칭 상태에서 최소비용을 산출하는 것으로 높은 성능을 가진 회로 설계 및 PCB 설계에 있어서 중요한 알고리즘이다. 클럭 라우팅 알고리즘에서 최단경로에 의한 최소비용 계산은 규칙적인 시스틀릭(systolic) 배열에 의한 H-트리구조를 포함하고 있으며[1], 수단과 중간수에 의한 방법(MMM; Method of Means and Medians)과[2], 결합 방법에 의한 순환 기하학과[3], 정확한 비대칭 클럭 라우팅의 Elmore 딜레이 모델에 의한 방법등이 고안되어 사용하였다. 그후 비용 최소화를 위하여 클럭 라우팅 알고리즘을 개발하여 이용하였다[4].

맨하탄 계획에서는 주어진 위상 기하학에 끼워넣는 문

제와, 비대칭 영 경로-길이는 지연-병합 끼워넣기(DME; Deferred Merge Embedding) 알고리즘을 이용하여 선경로 최소화에 의하여 최소비용을 해결한다[5]. 이 알고리즘은 주어진 클럭 위상 기하학에 적용하거나, 가장작은 선길이와 영 비대칭을 이루고있는 클럭 위상기하학 발생 알고리즘과 결합하여 사용할 수 있다[6]. 그러므로 맨하탄 계획에서 위상 기하학 라우팅 R(N)은 각각의 싱크(sink)에 일치하는 집합 m을 가지는 2진 트리의 뿌리노드이다. 또한 2개의 노드는 u,v라고 부르고, 부 노드는 $w = p(u) = p(w)$ 이라 부른다. 클럭 트리 T(R(N))은 맨하탄 계획에서 라우팅 위상 기하학의 범주에 끼워 넣을 수 있으며, 클럭 트리 T의 각 내부 노드 $v \in R(N)$ 의 위치는 맨하탄 계획에서 l(v)로 표시한다.

본 논문에서는 BST(Bound-Skew Tree) 기반위에 DME에 접근하여 구성하는 알고리즘을 제안하고자 한다. BST/DME 알고리즘은 첫 번째로 상향식 방법으로 뿌리(root)로 부터 반복적으로 부 트리를 병합하는 방법에 의한 최소경로에 의한 최소비용을 계산하며, 각 클럭점에서 정확하게 각 노드를 끼워넣는 방법인 하향식 단계로 구성하여 뿌리로부터 실행 가능한 범위에서 최단 거리와 최소비용을 계산하고자 하였다.

2. 최소비용 산출을 위한 BST/DME 알고리즘의 고찰

2-1. BST/DME 알고리즘에서 SDFR의 정의

노드 u와 v의 두점 사이의 거리를 d(u,v)로 표시하고,

각 점들 사이를 맨하탄 거리라고 정의한다. r_i 와 r_j 두 지역 사이를 지역 거리로 정의하며, $d(r_i, r_j)$ 로 표현한다. $SDR(r_i, r_j)$ 로 표현된, r_i 와 r_j 두 지역 사이의 최단거리 지역(SDR; Shortest Distance Region)은 일련의 점들인 $\{p | d(p, r_i) + d(p, r_j) = d(r_i, r_j)\}$ 로 정의한다. 두 지역 사이의 SDR은 그림1에서 보여주며, $SDR(r_i, r_j)$ 로 정의된 최단거리 세그먼트들(SDS; Shortest Distance Segment)처럼, $SDS_{r_i}(r_j) = SDR(r_i, r_j) \cap r_i$ 와 $SDS_{r_j}(r_i) = SDR(r_i, r_j) \cap r_j$ 의 세그먼트이다[7].

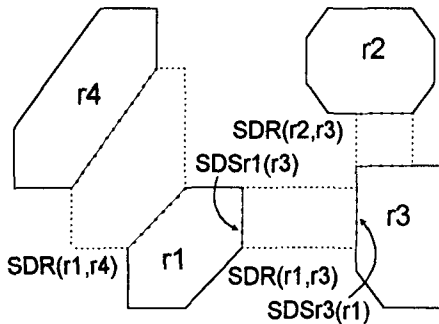


그림 1. r_1 과 r_3 , r_1 과 r_4 , r_2 와 r_3 지역 사이의 SDRs

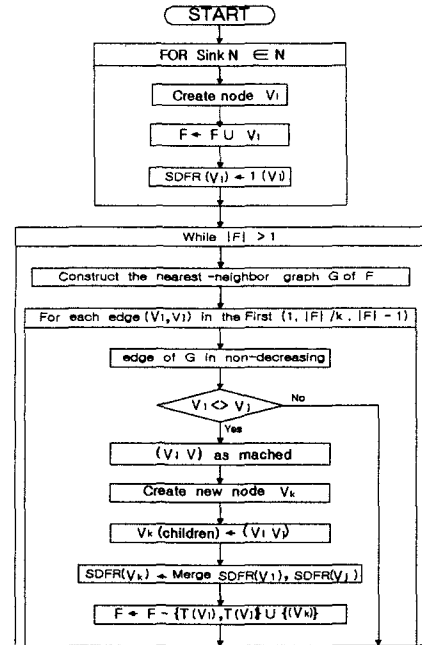


그림 2. 상향식 단계에서 실행할 수 있는 지역 트리 구성

2-2. BST/DME 알고리즘의 수행과정

BST/DME 알고리즘은 상향식 단계(위상 기하학 구조)와 하향식 단계(위상 기하학 끼워넣기)두가지 방법이 있다.

1) 상향식 단계

기울기 위치 $I(N)$ 에 연결되지않고, 집합에 주어진 위상 기하학은 집합 m 의 단노드 트리 "F"에 일치하며, 2진 트리에 포함된 "F"까지 반복하는 한 쌍의 트리의 병합에 의하여 SDFR 트리와 위상 기하학은 구성되고, 라우팅 위상 기하학은 $R(N)$ 이다.

각 단계별로 병합하는 동안, 가장 인접한 그래프는 구성되고[8], v_i 와 v_j 두 개의 노드는 그래프 안에 연결되어져 있고, v_j 가 v_i 에 가장 가깝고, 또 v_i 는 v_j 에 가장 가깝다면, v_i 와 v_j 가 연결된 모서리의 가중치는 $SDFR(v_i)$ 와 $SDFR(v_j)$ 사이의 거리이다. 매칭은 순서적으로 감소하지 않는 가장 인접한 그래프의 모서리 $s(1, \lfloor |F|/k \rfloor, |F| - 1)$ 를 면밀하게 검사하여 얻어진다. 여기서 k 는 매개변수 > 1 이고 함수 $s(a, b, c)$ 는 $a \leq c$ 와 같이 정의한다.

2) 하향식 단계

라우팅 위상 기하학의 뿌리는 v_0 이다. 원시 클럭 N_0 의 물리적 위치는 주어지며, $I(N_0)$ 으로부터 $SDFR(v_0)$ 에있는

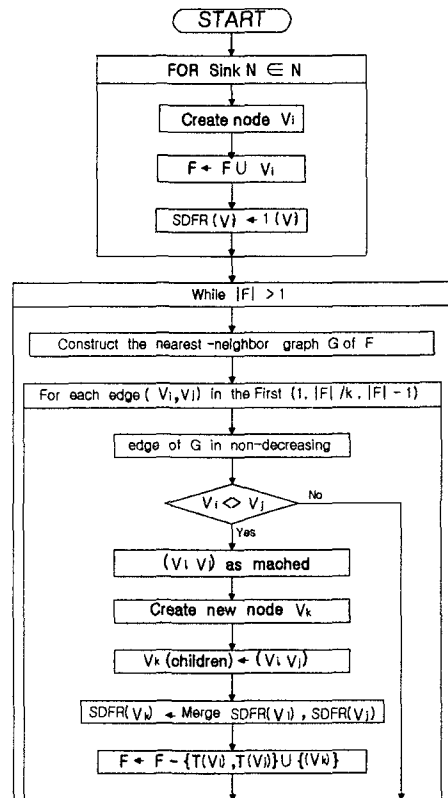


그림 3. 클럭 점의 정확한 위치를 결정 하는 하향식 단계

가장 근접한 위치는 v_0 지점이다. 다른 방법으로, SDFR(v_0)에 임의적 위치(또는 가장 비대칭적인 위치)인 v_0 에 할당된다. 라우팅 위상 기하학에서 나머지 내부 노드들의 처리는 하향식 순서로 실행한다.

3. 최소비용을 위한 클릭 라우팅 알고리즘에서 SDFR의 병합

두 개의 SDFR(Shortest Distance Feasible region) 사이의 SDR은 일치하는 한쌍의 SDS에 의해서 정의할 수 있다. 한쌍의 SDS는 한쌍의 병렬 맨하탄 원호의 수평 선분 이거나 또는 수직 선분이다. 확정된 두점 사이의 거리 개념은 다음과 같다.

p 와 q 두점을 고려 해 보면, 세 개의 확정된 영역으로 정의된 점들의 쌍이다. $SR(p^+, q^-)$, $SR(p^+, q^-)$ 와 $SR(p^-, q^+)$ 은 $SR(p, q)$ 에서 언급하였다.(그림 4(a))

3번째 점 r 를 고려하면서, p 로부터 r 의 확정된 거리를 나타내야 하며, 각각 $sd(p, r)$ 과 $sd(q, r)$ 에 의하여 나타내어야 한다. 만약 r 이 $SR(p^+, q^-)$ 영역 안에 있으면, r 은 p 와 q 의 두 개로부터 양의 거리에 있다. 즉 $sd(p, r) = d(p, r)$ 그리고 $sd(q, r) = d(q, r)$ 이다(그림 4(b).)

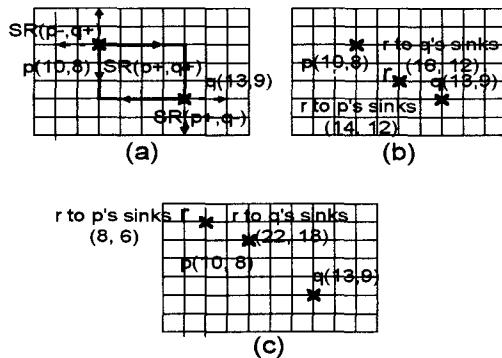


그림 4. (a) p 와 q 에 의해서 정의된 확정 영역. (b) $sd(p, r) = d(p, r)$ 그리고 $sd(q, r) = d(q, r)$. (c) $sd(p, r) = -d(p, r)$ 그리고 $sd(q, r) = d(q, r)$. 각 쌍은 동등하게 표현한다(LPL, SPL)

만약 r 이 $SR(p^-, q^+)$ 영역 안에 있으면, r 은 p 로부터 음의 거리에 있고, q 로부터 양의 거리에 있다. 즉 $sd(p, r) = -d(p, r)$ 그리고 $sd(q, r) = d(q, r)$ 이다(그림 4(c)).

SDFR의 병합에 있어서 FR(Feasible Region)은 두 단계로 계산된다.

(i) 계산된 CFR(Core Feasible Region)은 $SR(p, q)$ 안에 두개의 선분에 의한 경계이고, $sd(p, r) + LPL(p) = sd(q, r) + LPL(q)$ 와 $sd(p, r) + SPL(p) = sd(q, r) + SPL(q)$ 는 같다.

(ii) $slack(p, q) = B - \max(skew(p), skew(q))$ 로 정의

된다. p 와 q 둘다 각 단위들을 위하여 $slack(p, q)/2$ 에 하여 CFR로 확장된다.

두 개 병렬 수평선분의 병합을 위하여 FR의 구성은 틀림없이 구성되며, u 와 v 라 말하는 시작 x -좌표 x_i 과 종료 x -좌표 x_r 둘다 두 개 수평선분의 병합을 고려해야 한다. 즉 $PL_{u(x)}$ 은 u 에서 x_i 의 경로 길이를 지연시키고 $PL_{v(x)}$ 은 v 에서 x_i 의 경로 길이를 지연시킨다. 즉 d_{xi} 은 u 로부터 $PL_{u(x)}$ 와 $PL_{v(x)}$ 균형과 $d_{xi} = (d(u, v) - PL_{u(x)} - PL_{v(x)}) / 2$ 에서 x_i 로 확정된 거리이다. 두 개의 단조로운 경로길이 지연에서 $x_i + \delta$ 의 균형을 고려해야 하고, $d_{xi} + \delta$ 로 나타낸 균형이 확정된 거리에서 $x_i + \delta$ 를 위하여 네개의 가능한 시나리오를 가지고 있어야 한다.

$$\begin{aligned}
 PL_{u(x_i + \delta)} &= PL_{u(x_i)} + \delta, & PL_{v(x_i + \delta)} &= PL_{v(x_i)} + \delta \\
 \delta &\Rightarrow d_{(x_i + \delta)} &= d_{xi} \\
 PL_{u(x_i + \delta)} &= PL_{u(x_i)} + \delta, & PL_{v(x_i + \delta)} &= PL_{v(x_i)} - \delta \\
 \delta &\Rightarrow d_{(x_i + \delta)} &= d_{xi} - \delta \\
 PL_{u(x_i + \delta)} &= PL_{u(x_i)} - \delta, & PL_{v(x_i + \delta)} &= PL_{v(x_i)} + \delta \\
 \delta &\Rightarrow d_{(x_i + \delta)} &= d_{xi} + \delta \\
 PL_{u(x_i + \delta)} &= PL_{u(x_i)} - \delta, & PL_{v(x_i + \delta)} &= PL_{v(x_i)} - \delta \\
 \delta &\Rightarrow d_{(x_i + \delta)} &= d_{xi}
 \end{aligned}$$

단조로운 SPL(Shortest Path Length)와 LPL(Longest Path Length)을 가지고 있는 두 개의 수평선을 가정할 때, FR의 가능한 구성은 그림 5에서 보여준다..

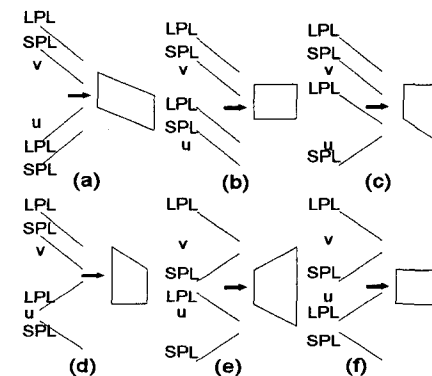


그림 5. 단조로운 LPL와 SPL에 대한 두 개의 수평 선분 u 와 v 의 병합

4. 실험 결과

실험은 Sun 워크스테이션 환경 아래서 C++ 언어를 이용하여 최단거리 및 최소비용을 산출하는 BST/DME 클릭 라우팅 알고리즘을 실험하였다. 실험에 이용된 데이터는 벤치마크 데이터 prim1 - prim2와 알고리즘의 상향식 단계인 1.5로 부터 4.0으로 범위 k 를 정하여 r1 - r5를 실험하였다. 표 1은 BST/DME 알고리즘의 라우팅 비용으로부터 NN (Nearest Neighbor) 알고리즘에 의해서

표 1. 전체 선길이가 prim1 - 2 그리고 r1 - 5에 의하여 BST/DME 알고리즘에 의해서 산출된 Skew 와 최소비용관계

Skew Bound	Circuits						
	prim1 cost/skew	prim2 cost/skew	r1 cost/skew	r2 cost/skew	r3 cost/skew	r4 cost/skew	r5 cost/skew
100	119206/ 100	286311/ 100	1223512/ 100	2420044/ 100	3143226/ 100	6315740/ 100	9364324/ 100
200	117510/ 200	277922/ 200	1215612/ 200	2399985/ 200	3124562/ 200	6288498/ 200	9317740/ 200
500	112009/ 500	263121/ 500	1204439/ 500	2388254/ 500	3071326/ 500	6209428/ 500	9167293/ 500
1000	106575/ 1000	253669/ 1000	1201087/ 1000	2359021/ 1000	3052728/ 1000	6076043/ 1000	9023443/ 1000
2000	102813/ 2000	243561/ 2000	1179922/ 2000	2309305/ 2000	2986276/ 2000	5954358/ 2000	8841887/ 2000
5000	101640/ 5000	240682/ 5000	1127200/ 5000	2220409/ 5000	2814884/ 5000	5674098/ 5000	8361122/ 5000

ZST(Zero Skew Tree) 라우팅 비용을 비교하였다[6]. NN 알고리즘을 사용한 이유는 다른 클럭 라우팅 알고리즘을 포함하는 것보다 성능이 좋기 때문에 NN 알고리즘으로 비교하였다[5].

실험결과 prim1 - prim2에서는 Skew 값이 증가하면 비용은 감소되어지며, r1 - r5에서도 Skew 값이 증가할수록 비용이 감소되는 결과를 보였다.

일반적으로, 비대칭 증가처럼 전체 선 길이의 감소로 본다. 아무리 작은 비대칭에서 대규모 회로가 가지고 있는 것이 유리한 결과라 하더라도 비교할 수 없다. SDR들의 바깥쪽으로 기우러진 FR에 의한 새로운 SDFR의 계산은 당연하다고 믿는다. 그것은 또한 이 알고리즘은 ZST 라우팅을 위하여 사용되어지며, 이 연구는 무한의 비대칭을 위하여 최상의 비용최소화를 구할 수 있다.

5. 결론

본 논문은 SDFR에서 트리 생성이 상향식 단계에 의해서, 또는 클럭 엔트리 포인트의 정확한 위치를 결정하는 하향식 단계에 의해서 BST로 구성된 클럭 라우팅 BST/DME라 부르는 일반적인 DME 알고리즘으로 전체 선 경로에서 최단거리 및 최소비용을 산출하는데 이용한다. 클럭 라우팅 알고리즘은 비대칭과 선길이 균형 (trade-off)과 같이 라우팅 집합을 해결할 수 있다. Huang의 논문[9]에서 전체 선 경로에서 최단경로 및 최소비용을 위하여 경계-비대칭 클럭 라우팅 문제의 연구가 수행되고 있다.

클럭 라우팅 알고리즘의 대부분은 클럭 라우팅 트리 위상 기하학, 그리고 버퍼 삽입과정, 독립적으로 선 크기 순으로 배열을 처음으로 계산한다. 또한, 클럭 라우팅 알고리즘의 중요성은 대단히 높은 에너지 낭비의 비용에서 영-비대칭을 달성한다.

앞으로의 연구과제는 동시에 전체 선경로에서 최단거리 및 최소비용을 위하여 위상 기하학 계산을 수행하는, 버퍼 삽입 과정과 최소의 에너지를 소비하는 경계 비대칭을 달성하기 위하여 선 크기 순으로 배열하는 실용적인 클럭 라우팅 알고리즘을 개발하고자 한다.

참고 문헌

- [1] H. Bakoglu, J. T. Walker and J. D. Meindl, "A symmetric clock-distribution tree and optimized high-speed interconnections for reduced clock skew in ULSI and WSI circuits," Proc. IEEE ICCD, Port Chester, Oct, 1986, pp. 118-122
- [2] M. A. B. Jackson, A. Srinivasan and E. S. Kuh, "Clock routing for high performance ICs," Proc. ACM/IEEE Design Automation Conf., 1990, 00. 573-579.
- [3] J. Cong, A. B. Kahng and G. Robins, Matching-based methods for high-performance clock routing," IEEE Trans. on CAD, 12(8), August 1993, p.1157-1169.
- [4] R. S. Tsay, "Exact zero skew," Proc. IEEE Int'l Conference on Computer-Aided Design, 1991, pp. 336-339.
- [5] T.-H. Chao, Y.-C. Hsu, J. M. Ho, K.D. Boese and A. B. Kahng, "Zero skew clock routing with minimum wirelength," IEEE Trans. on Circuits and Systems, 39(11), Nov. 1992, pp. 799-814.
- [6] M. Edahiro, "Minimum path-length equi-distant routing," IEEE Asia-Pacific Conference on circuits and Systems, Dec. 1992, pp. 41-46.
- [7] 우경환, 임태영, 이천희 "클럭 라우팅 알고리즘을 사용한 최소 배선에 관한 연구" 한국정보과학회 충청지부 논문집 제 9권 1호 1997.12. PP. 58-62
- [8] J. H. Huang, A. B. Kahng and C.-W. A Tsao, "On the Bounded-Skew Routing Tree Problem", to appear in Proc. ACM/IEEE Design Automation Conf., San Francisco, June 1995.