

一个基于无约束通孔优化的 双层布线算法—FOREST

何江安 洪先龙

(清华大学计算机系, 北京, 100084)

A EFFICIENT TWO-LAYER ROUTER BASED ON UNCONSTRAINED VIA MINIMIZATION—FOREST

He Jiangan and Hong Xianlong

(Department of Computer Science and Technology, Tsinghua University, Beijing, 100084)

ABSTRACT

FOREST is a new double-layer channel router based on Unconstrained Via Minimization. It partitions the routing procedure into two parts: Topological routing and Physical routing. As a heuristic algorithm, it tries to consider the routing completion rate, area, vias and wire length as a whole. It allows horizontal segments and vertical segments to route on one layer and allows over lapping of segments on different layers. FOREST is useful for general channels, especially for irregular channels. Some examples show that it is efficient, especially in reducing vias.

摘 要

FOREST 是一个立足于无约束通孔优化的新的布线算法. 它从总体上将布线过程分为拓扑布线和物理布线两部分, 并把两者视为相互联系的整体. 作为一种启发式算法, 它试图综合考虑布通率、布线空间、通孔数和连线总长等因素. 算法打破横竖严格分层的限制, 并允许不同层线段重叠. FOREST 算法适用于一般的通道布线, 特别是不规则边界的通道. 一些实例的试算表明, FOREST 算法具有较好的布线效果, 尤其在减少通孔数上, 取得了比较满意的结果.

§ 1. 引言

通道布线(channel routing)是VLSI布图设计(LAYOUT)中的一个重要组成部分. 它自1971年提出后, 经过十几年的研究和发展, 已经取得了比较满意的成果. 就通道布线算法而言, 总体上可以把它们分为两类: 纵向法(row by row)和横向法(column by column). 所谓纵向法, 即指逐行完成布线, 这方面较成功的算法有“左边”(LEFT-EDGE)算法^[13]、合并匹配(MERGE-MATCH)算法^[8]和“曲干”(DOGLEG)算法^[11]等. 而横向法则指逐列完成布线, 这方面较成功的算法有“GREEDY”算法^[10]、“DRAFT”算法^[5]等. REED等提出的YACR-II算法^[14]是一个很好的通道布线算法, 突破了横竖严格分层的限制, 但它解决垂直约束冲突的方法较简单, 难以解决一些垂直约束关系较复杂的问题. BURSTEIN的分级布线算法^[12]也是一个较好的通道布线算法. 此外, 目前还有一些结合人工智能方法来解决布线问题的尝试, 如WEAVER专家系统^[9]等.

在IC(集成电路)的工业生产中, 常常因单元大小不等而出现不规则边界的通道, 因此开发适用于不规则边界通道的布线算法具有实际的意义. 已经有一些改进的这类算法, 如[6][7]等. 由于以往的算法多考虑减少布线空间, 常会生成较多的通孔, 而太多的通孔不仅影响了电路性能, 也影响了产品的可靠性与成品率, 因此近年来有人提出了通孔优化(via minimization)的问题, 特别是“无约束通孔优化”(Unconstrained Via Minimization, 简称UVM)问题的提出, 开辟了通道布线算法研究中的新领域.

UVM问题可描述如下: 给定一个布线区域和信号网集, 寻求一个拓扑布线结果和分层方法, 以使总的通孔数目最少. 由于UVM问题的NP-完全性以及UVM对其它几个因素, 如布线空间、连线总长、布通率等考虑不够, 目前尚无满意的结果, 离实用化还有相当一段距离.

C.P.Hsu于1983年最先提出的二维布线通孔优化问题实际上就是一个UVM问题^[1]. 他仅讨论了二端网情况下的拓扑布线问题. 1984年Marek-Sadowska将Hsu的二维布线问题扩展为UVM问题, 并证明即使最为简单的UVM问题也是NP-完全的, 他给出了拓扑布线的一种启发式算法^[2]. 1987年K.C.Chang和David H.C. Du给出了一种拓扑布线和层分配的近似算法, 但未考虑到几何因素的影响以及如何将拓扑结果转化为实际的物理结果, 不能保证解的存在^[3]. 1988年X.M. Xiong提出了一个解决UVM问题的新算法, 他将UVM问题形式化为一个线性{0, 1}整数规划问题, 然后利用启发式方法求解. 该算法适用于多端网的情况, 但算法仍只是解决了拓扑布线问题, 也未考虑几何因素的影响以及拓扑结果的转化问题, 不能保证解的存在.

在实际的VLSI和PCB设计中, 布通率、通孔数、布线空间和连线总长等因素需要综合考虑, 因此一个单纯的UVM问题难以解决好通道布线. FOREST算法尝试着将解决UVM问题的思想引入到通道布线中, 采用一些启发式原则, 力图综合地考虑诸多因素, 以期得到较为合理的结果.

为简化问题, 我们这里仅考虑不规则边界通道的双层布线, 并进一步假定引线端可从通道两边的任一层引出.

下一节我们描述不规则边界通道, 并给出一些术语. 第三节介绍FOREST算法的基本思想和主要构成. 第四节讨论算法的复杂性. 第五节是FOREST算法的初步实验结果. 最后一节是结论.

§ 2. 问题描述和术语

大多数双层通道布线算法都假定水平线段和垂直线段各处一层。VLSI 制造工艺的高速发展使得有可能充分利用两层空间，并允许不同层线段的重叠，这一方面使人们在完成网络互连时具有更大的灵活性，另一方面也增大了布线软件开发的难度。图1a和图1b是一个问题的两个不同结果，显然图1b的效果更好。FOREST 算法允许水平和垂直线段同处一层，也允许不同层线段的重叠。

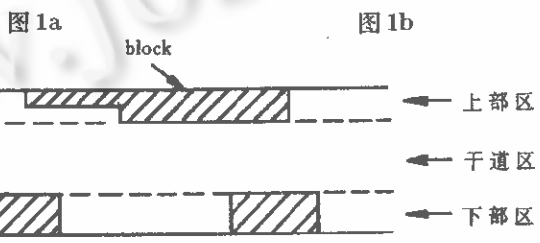


图 2

图2 是一个不规则边界通道的模型，有关的一些简单定义被省略。该通道可分成三个部分：上部区(top area)、下部区(bottom area)和干道区(main street)。我们的目标就是在权衡布通率、布线空间、通孔数和连线总长的基础上完成所有引线端的连接。在不规则边界通道中，“上部区”和“下部区”应被充分利用，这样可减少布线空间。

一些常用的术语在这里不作介绍，在后面适当的地方我们会引入一些新的术语。图3a是一个例子的“拓扑解”，它不考虑具体的连线，而只考虑线网的拓扑位置。图3b是其对应的“物理解”，此时连线的物理位置被决定。一个“交点”(crossing)可定义为两个信号网的相交点，而“连结点”(junction)则为同一信号网的不同分枝所产生的交点。

“可能通孔”(possible via)是可能引入通孔的位置。显然，“可能通孔”只能出现在信号网上，它不可能是“交点”；而一个“连结点”则必定是一个“可能通孔”，并且在相邻的“交点”间只有一个“可能通孔”。“网段”(net segment)可定义为一个信号网的一部分，它的两端或为“可能通孔”，或为引线端。

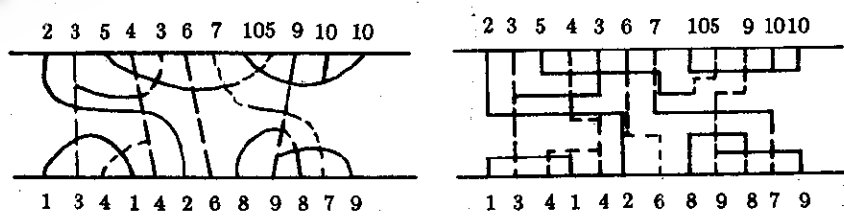


图 3a

图 3b

§ 3. 算法描述

3.1 基本思想

由于通道布线和UVM问题的NP-完全性, 启发式算法是通常采用的有效方法. FOREST算法在总体上将布线过程分为相互联系的两部分: 拓扑布线和物理布线. 拓扑布线生成拓扑解, 而物理布线则生成最后的物理结果. 算法首先根据一些启发式原则完成拓扑布线, 然后在拓扑解的指导下按照一定规则生成物理解.

3.2 拓扑布线

FOREST算法采用自由走线方式, 彻底打破了横竖严格分层的限制, 并允许不同层线段重叠. 由于首先解决拓扑布线问题, 因此不会再有VCG(垂直约束图)概念的存在, 从而较自然地解决了许多算法所遇到的约束冲突问题.

拓扑布线由三部分构成: 多端网划分、拓扑连接和层分配, 下面分别介绍.

3.2.1 多端网划分

一个多端网的连接有多种方式. 图4a和图4b是一个例子的两个结果. 多端网划分部分生成所有多端网的连接方式. 先来看两个概念: “主网”(main net)和“次网”(adjunct net). 一个信号网可由多个二端网构成, 这些二端网或是“主网”, 或是“次网”. 进一步的说明可看后面.

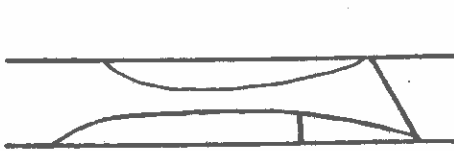


图4a

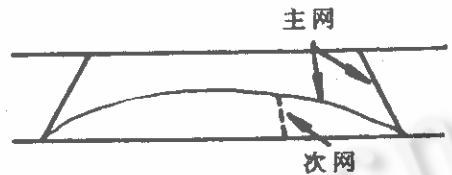


图4b

多端网划分部分由两步来完成:

步骤1: 初始划分

首先, 一个多端网可根据就近相连的原则划分成几个二端网. 通过对每一个多端网构造带权连通图, 并运用最小生成树算法, 便可将多端网划分成二端网.

设 n 为一多端网, $G_n=(V_n, E_n)$ 是其对应的带权连通图, V_n 是网 n 的引出端集. 当 V_n 中两点相连时, 对应有一条边 $e \in E_n$. $w(e)$ 表示边 e 的权值, 可以简单地认为它是 e 的两端间的曼哈顿距离. 可用下式计算 $w(e)$:

$$w(e) = H * D_h + V * D_v$$

其中 H 、 V 分别表示水平和垂直方向的距离权重系数, D_h 、 D_v 分别表示 e 在水平和垂直方向的投影距离. 对于 $G_n=(V_n, E_n)$, 采用最小生成树算法便可得到多端网 n 的初始划分结果.

步骤2: 合并

初始划分完成后, 所有二端网可分成三类: T、B和TB类. 如果一个二端网的两端均处于通道的上边界(top side), 则它属于T类网. 类似可定义其它两类网. “合并”意味着对T类或B类网中的连续网进行合并, 生成一个更大的二端网, 这个网是“主网”, 因“合并”而生成的另一些网则为“次网”. 所有TB类网均为“主网”. 图5a和图5b

是一个信号网“合并”前后的两个结果:



图5a 合并前

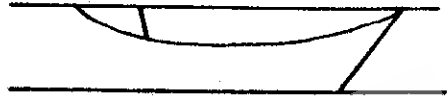


图5b 合并后

3.2.2 拓扑连接

拓扑连接决定所有二端网的相交关系。“主网”同样也可分为T、B和TB三类。对于不规则边界通道，我们认为它们应分别在“上部区”、“下部区”和“干道区”走线，这样有利于减少“交点”，相应地也可减少通孔数。

先来看几个定义：

定义1: 源点—T、B类网的左端点或TB类网的上端点。

定义2: 终点—与“源点”相对，为对应的另一点。

定义3: 拓扑方向—从“源点”到“终点”的方向。

拓扑连接由三部分构成：

步骤1: “主网”的初始拓扑连接

首先，所有“主网”均按其类别和“源点”位置从左至右排序，然后按其类别分别处理，最后生成彼此相交关系。这一步的处理与后面的物理布线方法相互关联，其启发式原则为最“右”的“主网”先走线。

A) TB类网：按序扫描TB类网。当新扫描线网与已处理线网相交时，新线网与旧线网的相交顺序为：旧线网“终点”的逆序。

B) T类网：按序扫描T类网。当新扫描线网与已处理线网(包括TB类网)相交时，新线网与旧线网的相交顺序为：当旧线网为TB类网时，取“源点”，为T类网时取“终点”，这些点的顺序即为相交顺序。

C) B类网：按序扫描B类网。当新扫描线网与已处理线网(包括TB类网)相交时，新线网与旧线网的相交顺序为旧线网“终点”的顺序。

步骤2: 在“主网”的拓扑连接完成后，“次网”可根据“主网”的“源点”位置而简单地引入，其启发式原则为减少“交点”。

步骤3: 调整

这一步只处理TB类网。它进一步改善拓扑结果，减少“交点”。对每一个TB类网均作如下处理：

情况1: 如果该信号网的其它“主网”均不覆盖该网的“源点”和“终点”，则不作调整。

情况2: 固定该网的一端，滑动另一端。滑动时每次跳动一个“交点”。若下列条件满足，则调整有效。

C1: 与其它TB类网的“交点”减少。若与滑动前的数目相等，则判断下一条件。

C2: 与其它T或B类网的“交点”减少。若与滑动前的数目相等，则判断下一条件。

C3: 两端点间的水平距离缩短。

图6a和图6b是一个实例滑动前后的结果。

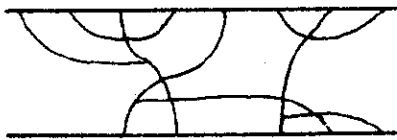


图6a 滑动前

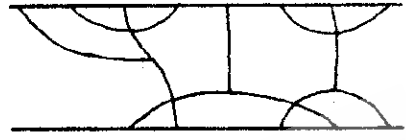


图6b 滑动后

3.2.3 层分配

层分配将完成所有网段的分层工作. 这一部分又分成两个过程:

过程1: 完成所有T和B类网的分层. 它由两步实现:

步骤1: “主网”的分层

首先, 所有T和B类网分别按其类别和“源点”位置自左至右排序, 然后根据每个“主网”的拓扑方向逐段分层. 第一层作为起始层, 在分层过程中已经决定层次的网段不再被修改.

步骤2: “次网”的分层

“主网”分层结束后, 绝大多数“次网”的分层也已决定. 未分层的“次网”只有一种情况, 即它们与“主网”直接相连, 因此它们的分层很容易.

过程2: TB类网的分层

这里引入“无用孔”的概念, “无用孔”即指因几何因素限制而不允许存在的“可能通孔”. 这一部分由三步实现:

步骤1: 初始分层

一些连续的网段可以构成“网段组”. 显然, 一个原始的网(包括“主网”和“次网”)即是一个“网段组”. 在一些网段的层分配结束后, 一个网可能被分成几个“网段组”. 每次均处理含有最多“交点”的“网段组”.

步骤2: “无用孔”删除

“无用孔”必须删除, 否则会降低布通率. 事实上, TB类网又可进一步分成三种形状: L、J和I, 如图7所示. 进一步的分析表明“无用孔”仅可能位于L和J形网的一些部分上. 如果“无用孔”出现在L形网上, 则可逆拓扑方向而改变一些网段的分层; 如果“无用孔”出现在J形网上, 则可顺拓扑方向改变一些网段的分层.

如何判断一个通孔是否为“无用孔”呢? 我们有如下结论:

情况1: L形网上的通孔

if (形成该通孔的两个线网为L*J或L*L形)

判断这两个线网“源点”的水平距离;

if (距离=1)

通孔为“无用孔”;

else

通孔不是“无用孔”. 但在物理布线时, 这两个线网在同一轨道(track)上的水平距离要始终大于1;

else 通孔不是“无用孔”;

情况2: J形网上的通孔

判断形成该通孔的两条线网“源点”的水平距离;

if (距离=1)

通孔是“无用孔”
 else 通孔不是“无用孔”

步骤3: 改善

这一步将改变少量网段的分层, 以进一步减少通孔数. 它仅修改那些只包括一个“交点”并有一个“连结点”作为其端点的网段的分层. 图8 是一个例子的拓扑解.

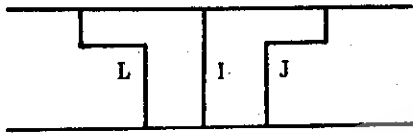


图7

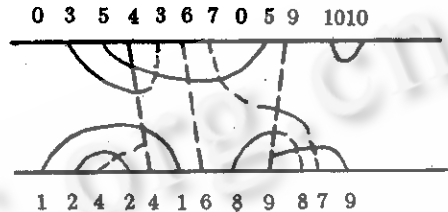


图8

3.3 物理布线

物理布线与一般的通道布线不同, 因为它是在拓扑布线完成后进行的. 一个拓扑解可以生成多个不同的物理解, 因此相应地也就有许多不同的物理布线方法. 是否有一般的物理布线方法呢? 我们认为物理布线的方法要与拓扑布线的方法保持一致.

在FOREST 算法中, 物理布线由三步完成, 布线从“源点”到“终点”进行:

步骤1: T 和B 类网布线

假定所有TB 类网均在第二层并分别由“源点”和“终点”引出. 首先逐个完成T 和B 类“主网”的布线, 然后引入所有“次网”, 必要时引入相应通孔.

步骤2: TB 类网的布线

在所有T 和B 类网的布线完成后, 按TB 类网的“源点”顺序自左至右, 自上而下地完成布线.

步骤3: 压缩(compacting)

在上两步完成后, 一个初始的物理解已经生成. 由于开始时给定一个足够大的轨道数, 因此在初始解中可能有一些剩余的空间. 压缩可通过计算每一列T 和TB 类网与B 类网间的距离而实现.

§ 4. 算法复杂性分析

定理: FOREST 算法的时间复杂度为 $O(n^2)$, n 代表通道长度(列数).

证明: 对FOREST 算法分析如下:

在拓扑布线中, 第1 部分由两步构成, 其中步骤2 花费更多时间. 最小生成树算法的时间复杂度为 $O(k)$, k 代表图中的分枝数目. 因此第1 部分的时间为 $O(n)$. 第2 部分包括三步, 且步骤1 占用更多时间, “主网”的数目小于 n , 设 n_1, n_2, n_3 分别表示T, B 和TB 类网的数目, 则有 $n_1+n_2+n_3 < n$, 步骤1 的时间为 $O(n_1*(n_1+n_3)+n_2*(n_2+n_3)+n_3*(n_1+n_2+n_3))$, 显然, 它小于 $O(n^2)$. 第3 部分包括两个部分, 它的时间复杂度为 $O(c)$, 这里 c 是所有网段的数目, 已知 $c < n^2$, 因此有第3 部分的时间复杂度为 $O(n^2)$. 由此可知拓扑布线的时间复杂度为 $O(n^2)$.

物理布线的时间复杂度为 $O(L*W)$, L 和 W 分别表示通道的长和宽. 已知 $L=n$, 而 W 一般小于 L , 因此有物理布线的时间复杂度为 $O(n^2)$.

综合以上分析, 得FOREST 算法的时间复杂度为 $O(n^2)$.

§ 5. 初步实验结果

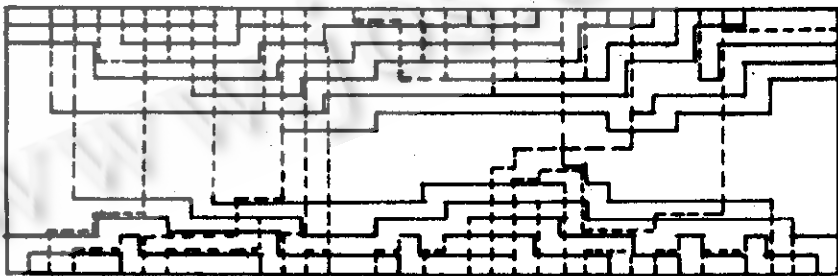
基于以上算法, 我们对一些例子进行了测试, 结果表明FOREST 算法的效果良好, 特别在减少通孔数上, 取得了较好的结果. 表一和表二分别是一些规则边界通道和不规则边界通道的布线结果. 表一的数据来源于[5], 表二的数据来源于[6][7]. 表二中的轨道数表示通道中间部分的值. 如表中所示, FOREST 对不规则边界通道的布线效果更好. 图 9 和图 10 分别是规则和不规则边界通道布线的两个实例.

表一 规则边界通道布线实例

| 例子 | 网数 | 列数 | 密度 | DRAFT | | FOREST | |
|---------|----|----|----|-------------|-----------|-------------|-----------|
| | | | | # of tracks | # of vias | # of tracks | # of vias |
| YK | 10 | 12 | 5 | 4 | 14 | 5 | 7 |
| YK.1 | 21 | 35 | 12 | 11 | 69 | 13 | 32 |
| YK.3a | 45 | 62 | 15 | 15 | 131 | 18 | 42 |
| Weaver1 | 10 | 12 | 5 | 4 | 16 | 5 | 7 |

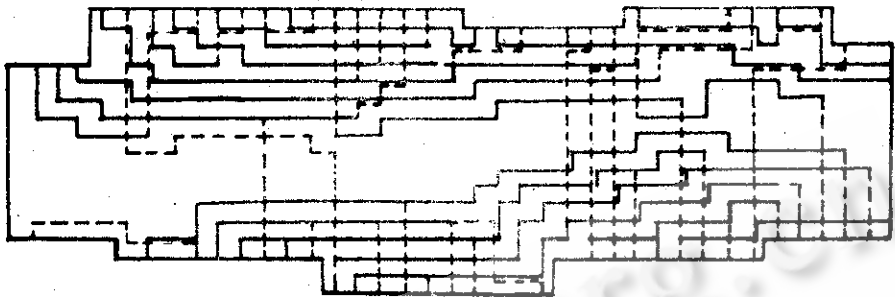
表二 不规则边界通道布线实例

| 例子 | 网数 | 列数 | 网的平均引线端数 | 密度 | C&L | | charles | | FOREST | |
|----|----|----|----------|----|-------------|-----------|-------------|-----------|-------------|-----------|
| | | | | | # of tracks | # of vias | # of tracks | # of vias | # of tracks | # of vias |
| 1 | 21 | 37 | 2.95 | 12 | 8 | 65 | 8 | 59 | 9 | 32 |
| 2 | 21 | 37 | 3.00 | 12 | 9 | 75 | 9 | 61 | 10 | 34 |
| 3a | 30 | 46 | 2.77 | 15 | 13 | 77 | 13 | 70 | 14 | 41 |



密度=12 轨道=14 通孔=33

图9 规则边界通道YK.1



密度=12 轨道=9 通孔=32

图10 不规则边界通道1

FOREST 是基于无约束通孔优化的新的布线算法. 它试图综合考虑布通率、布线空间、通孔数和连线总长等因素. 算法将布线过程划分成拓扑布线和物理布线两部分. 一些实例表明, 算法的效果良好, 特别是在减少通孔数上取得了比较满意的结果. 虽然FOREST 算法本身仍有待进一步研究和开发, 但不论怎样, 利用UVM 的思想解决布线问题无疑是当前布线算法研究中的一条新路子.

参考文献

- [1] Hsu, C.-P., "Minimum-Via Topological Routing", IEEE Trans. on CAD, Oct. 1983.
- [2] Malgorzata, M.-S., "An Unconstrained Topological Via Minimization Problem for Two Layer Routing", IEEE Trans. on CAD, July 1984.
- [3] Chang, K.C. and Du, D. H-C., "Efficient Algorithms for Layer Assignment Problem", IEEE Trans. on CAD, Jan. 1987.
- [4] X.-M., Xiong, "A New Algorithm for Topological Routing and Via Minimization", IC-CAD88.
- [5] 应昌胜, 洪先龙, 王尔乾, "一个基于整体优化分析的区域布线算法—DRAFT", 半导体学报, 1988, 11.
- [6] Y.K.Chen and M.L.Liu, "Double-Layer Channel Routing with Irregular Boundares", Memorandum No. M81 79. Electronics Research Lab., UC Berkeley, Oct. 1981.
- [7] Charles H.Ng, "An Industrial World Channel Router for Non-Rectangular Channels", 23th Design Automation Conf., 490-494. 1986.
- [8] T.Yoshimura and E.S.Kuh, "Efficient Algorithms for Channel Routing", IEEE Trans. on CAD, Jan. 1982.
- [9] Rostam Jorbbani, Daniel P.Siewiorek, "WEAVER: A Knowledge-Based Routing Expert", The 22th DAC, 266-272.
- [10] R.L.Rivest and C.M.Fiduceia "A Greedy Channel Router", The 19th DAC, 418-424.
- [11] D.Deutsch, "A Dogleg Channel Router", Proc. 13th DAC, 425-433.
- [12] M.Burstein and R.Pelavin, "Hierarchical Wire Routing", IEEE Trans. on CAD, Vol. CAD-2, No.4, 1983.
- [13] A.Hashimoto and J.Stevens, "Wire Routing by Optimizing Channel Assignment Within Large Apertures" Proc. 8th D.A. Workshop, 1971, 155-159.
- [14] James Reed, Alber to Sangioanni-Vncentelli and Mauro Santomauro, "A New Symbolic Channel Router: Yacr2" IEEE Trans. on CAD, July 1985.