Seminar der Projektgruppe Systementwurf über Plazieren und Verdrahten

erstellt von Thomas Bellanger
Universität–GH Paderborn
e-mail : `tombel@uni-paderborn.de`

Paderborn, den 21. November 1994

Inhaltsverzeichnis

1 Standardmethoden des Layoutdesigns

Für den Neuling auf diesem Gebiet stellt sich vielleicht die Frage, warum man denn überhaupt an diesen sogenannten *Standarddesignverfahren* interessiert ist. Die Antwort auf diese Überlegung lautet, daß man daran interessiert ist die Generierung eines Layoutplans zu automatisieren. Mit Hilfe der Automatisierung dieses Prozesses können Entwicklungsaufwand, –zeit und –risiko verringert werden. Natürlich bringt der Automatisierungsprozess auch seine Nachteile mit sich. So gibt es Einschränkungen bei der Freiheit der geometrischen Gestaltung der Schaltkreise. Es stehen insgesamt nur eine bestimmte Menge von vordefinierten elementaren Schaltfunktionen zur Verfügung. Die elementaren Schaltfunktionen werden auch als *Zellen* bezeichnet. Eine genauere Definition wird im nachfolgenden Teilabschnitt gegeben. Im folgenden werden die heute üblichen Standardmethoden des Layoutdesigns vorgestellt.

1.1 Zellenschema

Unter diesem Begriff wird die geometrische Zellenform sowie die zugehörige Anschlußstruktur [1] zusammengefaßt. Zunächst soll jedoch der Begriff Zelle präzisiert werden.

Definition 1 *Schaltungsteile, welche Elementarfunktionen repräsentieren und einem gleichartigen Schema gehorchen, heißen* **Zelle**.

Mit anderen Worten:
Eine Zelle ist bestimmt durch ihre logische Funktion, ihr elektrisches Verhalten, ihre goemetrische Form und ihre Anschlußstruktur.
Neben dieser äußeren einheitlichen Struktur, gibt es auch eine innere einheitliche Struktur was die Lage der Schaltungsteile anbelangt. Durch diese Vereinheitlichung war die Entwicklung von Plazierungs– und Verdrahtungsprogrammen möglich, die zu dem auch noch recht einfach gehalten werden können, da sie nur eine begrenzte Anzahl von Kriterien für Plazierung und Verdrahtung zu beachten haben. Allgemein werden drei Arten von Zellenschemata unterschieden.

1. **Verdrahtungsmakros**. Hierbei handelt es sich um das elementarste Zellenschema. Mit diesem Schema kann man Strukturierungskomplexe herbeiführen, auf denen sich sogenannte Grundzellen[2] in matrixartiger, fest vorgegebener Anordnung befinden. Aus den Grundzellen erhält man durch geeignete Verdrahtung der Transistoren funktionsfähige Zellen. Diese werden dann mit einem Namen, der auch die Bezeichnung der Leitungsstücke und der Kontakte wiederspiegelt, versehen und in einer sogenannten *Zellenbibliothek* abgespeichert. Die Komplexität von Verdrahtungsmakros liegt bei der Verbindung von 4 – 50 Transistoren. Realisierbare Funktionen sind AND, OR, Multiplexer, Zähler o.ä. .

[1] Unter dem Begriff Anschlußstruktur versteht man die Lage von Anschluß– und Versorgungsleitungen.

[2] Grundzellen bestehen im allgemeinen aus 2, 4 oder 6 Transistoren

2. **Standardzellen.** Sie unterscheiden sich von den Verdrahtungsmakros dadurch, daß sie nur noch eine einheitliche Höhe haben. Eine weitere Eigenschaft, die diese Zellen auszeichnet ist, daß die Stromversorgung horizontal auf gleicher Höhe verlaufen. Auf Grund ihrer Komplexität haben diese Zellen eine variable Breite. Die Komplexität, die die zu realisierenden Schaltungen anbelangt ist etwa gleich der, der Verdrahtungsmakros. Jedoch ist es auch möglich Schaltungen wie z.B. n-bit-Zähler zu realisieren.
   In diesem Zusammenhang sollen zwei weitere Definitionen eingeführt werden, die im Zusammenhang mit diesem Themenkomplex in der Literatur erwähnt werden..

   Definition 2 (Interzellverdrahtung) *Darunter versteht man die Verdrahtung von logischen Zellen untereinander, die aus Standardzellen bzw. Verdrahtungsmakros realisiert wurden.*

   Definition 3 (Intrazellverdrahtung) *Mit diesem Begriff wird die Verdrahtung der einzelnen Transistoren untereinander bezeichnet. Dieser Begriff wird teilweise auch synonym mit dem Begriff Verdrahtungsmakros verwendet.*

1.2 Anordnungs-und Verbindungsschema

Bei den Standarddesignverfahren gibt es nicht nur bestimmte "Regeln" für die geometrische Form der Zellen, sondern es gibt auch festgelegte Vorgaben bezüglich der Anordnung und der Verbindung der Zellen (Interzellverdrahtung). Auch hier werden drei Schemata unterschieden.

1. **Matrix–Schema.** Dieses Anordnungsschema ist für Zellen gedacht, die durch Verwendung von Verdrahtungsmakros realisiert wurden. Bei dieser Art von Anordnung werden horizontale und vertikale Kanäle mit einer festen Breite für die Verdrahtung angegeben.

2. **Linear-Schema.** Dieses Schema ist gut geeignet für die Anordnung und anschließende Verdrahtung von Standardzellen, da sich diese Zellen durch eine einheitliche Höhe und unterschiedlicher Breite auszeichnen. Die Anordnung erfolgt hier in sogenannten Einzel– bzw. Doppelreihen.

3. **Manhattan-Schema.** Bei diesem Schema sind gemäß der Freiheitsgrade für die Konstruktion von Makrozellen auch entsprechende Freiheitsgrade für die Plazierung gegeben. Die Anordnung erfolgt hierbei entlang der Rasterung eines kartesischen Koordinatensystems, welches ebenfalls für die anschließende Verdrahtung genutzt wird. An dieser Stelle kommt auch die Separierbarkeit der Anschlüsse, die bei der Definition der Makrozellen gefordert wurde, zum Tragen, da sie die Möglichkeit der automatischen Verdrahtung eröffnet.

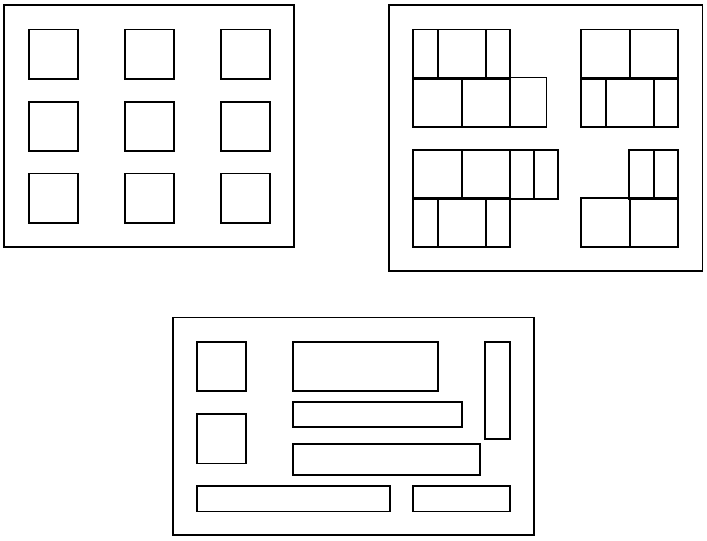

Abbildung 1: Matrix–, Linear– und Manhattan–Schema

1.3 Nutzungsschema

In diesem Abschnitt soll gezeigt werden, welche Möglichkeiten ein Designingenieur hat, um Zellen irgendwelchen spezifischen Wünschen anzupassen. Aus Kapitel 1.1 ist bereits bekannt, daß eine Zelle durch ihre logische Funktion, ihrem elektrischen Verhalten, ihrer geometrischen Form und ihrer Anschlußstruktur charakterisiert wird. Für eine bessere und insbesondere für eine flexiblere Nutzung der Zellen stehen dem Designingenieur drei Möglichkeiten zur Verfügung.

- **Einfache Parametrisierung.** Bei dieser Form hat der Ingenieur die Möglichkeit eine der eben aufgelisteten Charaktaristika variabel zu gestalten. So kann er zum Beispiel die Treiberstärke an den Ausgängen einer Zelle in Abhangigkeit zur Lastkapazität festlegen, und er erreicht somit, daß die Zelle ein variables elektrisches Verhalten aufweist.
- **Rekursive Blöcke.** Bei diesem Nutzungsschema werden anwenderspezifische Zellblöcke gebildet werden. Ein so entstandener Zellblock könnte zum Beispiel dem Schema der Makrozellen unterliegen, und die darin enthaltenen Zellen können entweder aus Standardzellen oder wieder aus Makrozellen bestehen. Man kommt so zu einer rekursiven Struktur des Zellblockes.
- **Funktionale Parametrisierung.** Mit Hilfe der funktionalen Parametrisierung ist man in der Lage auf Grund einer funktionalen Spezifikation automatisch Zellen zu generieren. Diese Vorgehensweise kann man mit der Manipulation eines Mikroprozessors durch ein Programm vergleichen. Mit Hilfe dieses Schemas und dem Einsatz der zugehörigen Programme können RAMs oder ROMs erzeugt werden.

1.4 Gate–Arrays–Designmethode

Diese Designmethode beruht auf einer festvorgegebenen regelmäßigen Struktur von sogenannten Grundzellen, und den dazwischenliegenden Verdrahtungskanälen. Die matrixförmige Grundzellenanordnung wird auch als Master bezeichnet. Die Master werden von den Herstellern bereits vorgefertigt bereitsgestellt. Als nächstes soll noch eine Beschreibung zur Realisierung einer Schaltung auf dem Master beschrieben werden, wobei in zwei Schritten borgegangen wird:

1. Es wird eine Intrazellverdrahtung durchgeführt, d.h. es erfolgt einer individuelle Verdrahtung von benachbarten Grundzellen. Es entstehen Zellen mit bestimmten logischen Funktionen. Anschließend werden diese Zellen auf ihr fehlerfreies logisches und elektrisches Verhalten untersucht. Nun werden mit Hilfe von Simulationen Schaltzeiten für das sogenannte Datenblatt gewonnen, wobei die so gewonnen Werte durch Messungen untermauert werden.

2. In diesem Schritt der Schaltungsrealisierung auf einem Gate–Array erfolgt die Plazierung der Zellen. Danach wird die Interzellverdrahtung vorgenommen, es entsteht somit eine vollständige Schaltung.

2 Plazierung

2.1 Problematik und einige Begriffe

In diesem Kapitel soll ein Teilproblem der sogenannten Layout–Synthese vorgestellt werden und zwar die Plazierung. In Kapitel 3 wird dann das zweite Teilproblem die Verdrahtung vorgestellt. Im Laufe dieses Kapitels soll klar werden, was man mit dem Begriff der Plazierung alles verbindet, d.h. es soll verdeutlicht werden, was plaziert wird, wo dieses Problem auftritt, welche algorithmischen Ansätze es gibt und welche Bedingungen eventuell beachtet werden müssen, falls es solche denn gibt.

Das allgemeine Ziel der Plazierung besteht darin, daß man eine gegebene Schaltung auf einer vorgegebenen Fläche realiseren muß. Also erkennt man, daß Bauelemente, die in Form von integrierten Schaltungen vorliegen, auf einem Chip plaziert werden müssen, der dann wiedrum auf einer Platine zu plazieren ist. Das Problem der Plazierung tritt aber schon früher auf, denn es müssen die einzelnen Bausteine (wie etwa Transistoren etc.) innerhalb der integrierten Schaltkreise angeordnet werden. Damit nun keine willkürliche Verteilung der Elemente auf dem Chip erfolgt, wird noch eine Liste von Verbindungen der einzelnen Anschlüsse gebraucht. Diese Liste wird auch als Netzliste bezeichnet. Bevor nun ein paar algorithmische Lösungen vorgestellt werden, sollen noch Randbedingungen aufgezählt werden, die bei einer Plazierung zu beachten sind.

- kein Übersprechen von Leitungen
- Die maximale Verlustleistung pro Fläche muß klein bleiben
- Die nachfolgende Verdrahtung muß möglich sein.

Häufig ist es aber so, daß sogenannte Zielfunktionen definiert werden, in denen die Randbedingungen enthalten sind. So zum Beispiel

- Gesamte Verdrahtungslänge $\longrightarrow$ Min
- Maximum der von Schnittlinien durchschnittenen Netze[3] $\longrightarrow$ Min
- Maximale Dichte von Leitungen pro Fläche $\longrightarrow$ Min

Damit das Verständnis für den Punkt der Minimierung der Verdrahtungslänge besser ist, soll an dieser Stelle schon einmal ein kurzer Ausblick auf dieses Themengebiet gegeben werden. Außerdem wird auch ein Blick auf die Verdrahtungslänge in kommenden Teilabschnitten geworfen. Bevor jedoch die 4 zu unterscheidenden Verdrahtungsarten vorgestellt werden, soll eine Eigenschaft herausgestellt werden, die bei der Verdrahtung zu beobachten ist, und zwar gilt für ein minimiertes Verdrahtungsnetz, daß, wenn dies in der Form eines Graphen[4] dargestellt wird, so ist dieser zusammenhängend und zyklenfrei. In der Abb. 2 erfolgt eine Darstellung der Verdrahtungsarten. Aus der Abbildung

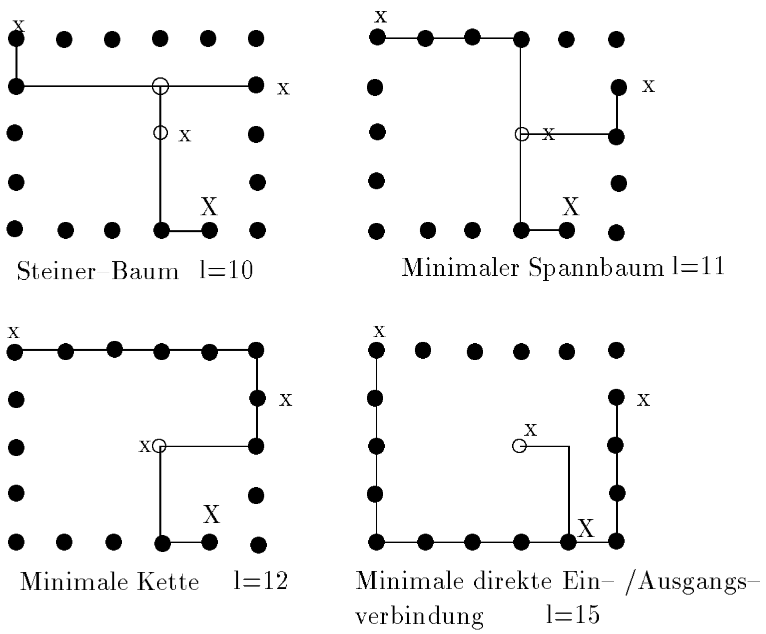

Abbildung 2: Verdrahtungsarten

ist ersichtlich, daß es je nach Verdrahtungsart verschiedene minimale Längen geben kann. Um eine Art untere Schranke anzugeben, kann man die sogenannte "Methode des halben Umfangs" nehmen. Dabei wird die Mindestverdrahtungslänge durch die Kantensumme des Rechtecks, das so gelegt wird, daß alle zu verdrahtenden Knoten darin liegen, beschränkt.

[3] Unter dem Begriff des Netzes versteht man einen elektrisch leitend verbundenen Bereich, d.h. alle miteinander verbundenen Anschlüsse, sowie die Verbindungen dazwischen

[4] Die Knoten des Graphen repräsentieren Netze und die Kanten stellen die zugehörige Verdrahtung dar

2.2 Plazierung nach dem Kräftemodell

Auf diesem Verfahren beruhten frühere Plazierungsverfahren. An Hand von

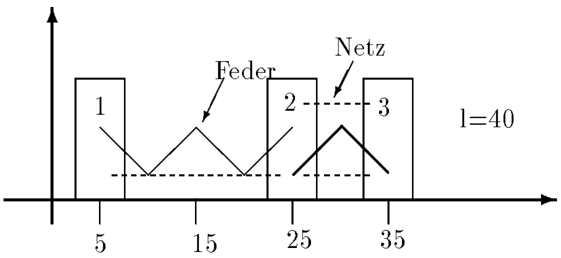

Abbildung 3: Ergebnis einer Plazierung nach dem Kräftemodell

Abb. 3 soll nun eine Beschreibung des Verfahrens erfolgen. Als Vorgabe für dieses Verfahren hat man feste Positionen von einigen Zellen, dies sind hier die Zellen 1 und 3. Zelle 2 soll dazwischen plaziert werden. Dazu stelle man sich vor, daß die Zellen untereinander durch ideale Federn verbunden sind. Die Plazierung soll nun derart erfolgen, daß die wirkenden Kräfte der Federn sich zu Null addieren. Man benutze hierzu die folgende Formel: $F_{i,j} = -D * x_{i,j}$ für die Berechnung der einzelnen Kräfte. D beschreibt hierbei die Anzahl der Netze zwischen die Punkten i und j. Für i=1 und j=3 ist D=2. Die Variable $x_{i,j}$ beschreibt den Abstand zwischen i und j. In diesem Fall entspricht dies der Differenz der Koordinaten. Man berechnet insgesamt:

$$F_2 = -1 * (25 - 5) - 2 * (25 - 35) = 0$$

Als Verdrahtungslänge errechnet sich dann $l = 40$. Dies ist jedoch keine minimale Lösung. Eine bessere Lösung zeigt Abbildung 4, wobei hier die Plazierung nach dem Kräftemodell außer Acht gelassen wurde. Als Verdrahtungslänge

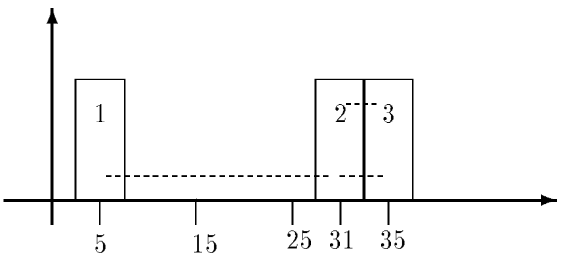

Abbildung 4: Eine optimalere Lösung

erhält man hier $l = 34$

2.3 Plazierung durch Partitionierung

Bei der Plazierung durch Partitionierung handelt es sich um eine häufig verwendete Methode. Die grobe Vorgehensweise sieht so aus, daß man eine Aufteilung der Menge der zu verwendenden Zellen vornimmt und diesen Teilmengen Teilflächen zuordnet. Zunächst eine formale Definition

Definition 4 *Eine Zerlegung einer Knotenmenge V eines Graphen $G = (V, E)$ in Blöcke P_i heißt Partitionierung* $\Leftrightarrow$

1. $\forall i : P_i \in \mathcal{P}(V)$
2. $\forall i, j$ *mit* $i \neq j : P_i \cap P_j$
3. $\bigcup_i P_i = V$

Das Ziel dieses Verfahrens wird sein, die sogenannten externen Kosten zu minimieren.

Definition 5 *Die externen Kosten E_i eines Knotens i in einem Block P_j sind definiert durch*

$$E_i = \sum_{l \notin P_j} w_{i,l}$$

Das Ziel der folgenden Verfahren wird sein diese externen Kosten zu minimieren. An dieser Stelle sei noch darauf hingewiesen, daß das allgemeine Problem der Partitionierung NP–hart[5] ist.

2.3.1 Konstruktive Verfahren

Bei diesem Verfahren soll die Grundidee in Form eines informellen Algorithmus' präsentiert werden.

Algorithmus:

H:=V; H:=$\emptyset$;
  While H$\neq$ $\emptyset$ Do
  Begin
    Sei Q der Knoten aus H, für den (Zahl der Kanten zwischen W und F) - (Zahl der Kanten zwischen Q und H) maximal ist
    Ordne Q dem Block P_i zu, der die maximale Zahl von Verbindungen zu Q besitzt. (Beachte eventuelle Beschränkungen)
    H:=H-$\{Q\}$; F:=F+$\{Q\}$
  End;

Mit Hilfe des Algorithmus' entsteht folgende Tabelle

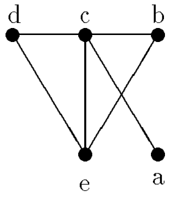

Abbildung 5: Beispielgraph

[5] NP–hart bedeutet, daß dieses Problem mindestens genauso schwer ist, wie das Problem 3–SAT, für das es keinen Algorithmus gibt, der in polynomieller Zeit läuft

H	a-e	b-e	c-e	d,e	d
F	$\emptyset$	a	a-b	a-c	a-c,e
Q	a	b	c	e	d
#Kanten mit F	0	0	2	2	2
#Kanten mit H	1	2	2	1	0
Differenz	-1	-2	0	1	2
P_i	a	a	a,c	a,c	a,c,d
P_j		b	b	b,e	b,e

2.3.2 Verfahren von Kerninghan und Lin

Dieses Verfahren gehört zu den bekanntesten iterativen Verfahren. Es wurde 1970 vorgestellt. Obwohl es ein etwas "älteres" Verfahren ist, wird es in der Praxis immer noch verwendet. Ein wesentlicher Unterschied zu dem gerade vorgestellten konstruktivem Verfahren besteht darin, daß die konstruktiven Verfahren durch fortgesetzte Aufteilung eine Partitionierung schaffen, während bei den iterativen Verfahren eine gegebene Startpartition vorausgesetzt wird. Das hier besprochene Verfahren setzt eine Startpartition der Form $\mid A \mid = \mid B \mid = n$ voraus. Sollte keine gerade Anzahl von Knoten vorhanden sein, so werden sogenannte Dummy–Knoten eingefügt. Die grobe Idee dieses Verfahrens basiert auf dem paarweisen Vertauschen von Knoten aus den Mengen A und B. Dabei endet dieses Verfahren nicht, sobald man durch die Vertauschung zweier Knoten keinen Gewinn[6] erreicht, sondern es werden auch dann noch Vertauschungen vorgenommen, wenn die einzelne keinen positiven Gewinn erbringt. Dies ist so interpretieren, daß man hofft, daß erst durch die Vertauschung meherer solcher Paare ein psotiver Gewinn erreicht wird. Wichtig ist nur, daß sich am Ende ein positiver Gesamtgewinn einstellt. Zu den Schleifen des folgenden Algorithmus sei noch angemerkt, daß die äußere Schleife durchlaufen wird, solange noch ein positiver Gewinn erzielt wird. Das unmittelbare Beenden der äußeren Schleife bei negativem Gewinn wird als **Greedy–Verhalten** bezeichnet. Die innere Schleife dagegen besitzt ein solches Verhalten nicht, da der Algorithmus bei einem lokalen Minimum nicht sofort abbricht. Es folgt ein Ausschnitt aus dem Algorithmus :

Repeat Max:=0; G:=0;
  $A' := A$; $B' := B$;
  For i:=1 To n Do Begin
    Wähle $a_i \in A', b_i \in B'$ so, daß das Vertauschen von a und b den Gewinn g maximal werden läßt
    $A' := A' - \{a_i\}$; $B' := B' - \{b_i\}$;
    g_i:=Gewinn durch das Vertauschen von a_i und b_i;
    G:=G+g_i;
    If G>Max Then Begin k:=i; Max:=G End;
  End;
  If Max>0 Then Begin
    $A := A - \{a_1, \ldots, a_k\} \cup \{b_1, \ldots, b_k\}$;

[6] Der Begriff des Gewinns ist hier so zu verstehen, daß die Zahl der geschnittenen Netze nicht verringert werden kann.

$B := B - \{b_1, \ldots, b_k\} \cup \{a_1, \ldots, a_k\}$;
End;
Until Max$\leq$0;

2.3.3 Verfahren von Breuer

Mit diesem Verfahren, wie man es in Abb. 6 sieht, erhält man eine Plazierung durch mehrfache Zerlegung. Diese Art von Algorithmen wird als "Min–Cut–Algorithmen" bezeichnet.

Hierzu betrachtet man eine Menge C von Schnittlinien und ordnet ferner jedem $c \in C$ einen Wert $v(c)$ zu, der d die Zahl der geschnittenen Netze der Schnittlinie c beschreibt. Das Ziel eines idealen Min–Cut–Verfahren wäre sicherlich die Zahl der geschnittenen Netze zu minimieren. Jedoch ist es bei einer Minimierung so, daß es zu komplex ist, als das man eine optimale Lösung erwarten kann. Aus diesem Grund verwendet dieses Verfahren mehrere Partitionierungsschritte. Dabei nimmt man zunächst eine grobe Plazierung vor, so daß die Zahl der geschnittenen Netze minimiert wird. Es folgen nun weitere Partitionierungsschritte, in denen erneut versucht wird eine Minimierung vorzunehmen und dabei die Entscheidungen, die im vorangegangenen Schritt getroffen wurden, zu berücksichtigen. Das Verfahren endet, sobald eine genaue Plazierung stattgefunden hat oder bis ein eventuell zuvor gegebenes Abbruchkriterium erfüllt ist. Es folgt nun der Algorithmus von Breuer, auf den sich

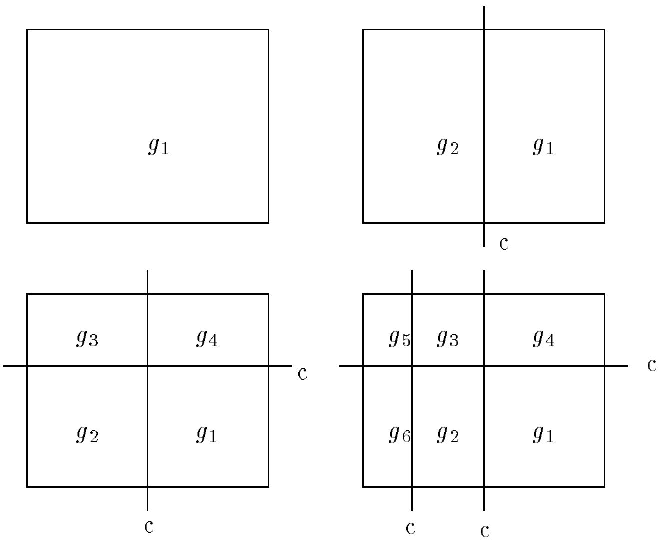

Abbildung 6: Mögliche Arbeitsweise des Min–Cut–Verfahren

die meisten Min–Cut–Verfahren beziehen. Der Algorithmus wird wie auch alle anderen nur informell beschrieben.

1. Der Block[7] $g_j = g_1$ enthält zunächst alle Zellen.

2. Wähle eine Reihenfolge der Bearbeitung der Schnittlinien aus C

[7]Mit dem Begrif Block wird hier eine Menge von Zellen bezeichnet

3. Wähle die nächste Schnittlinie $c_i \in C$

4. Plaziere die Zellen aus g_j auf beiden Seiten der Schnittlinie c_i so, daß $v(c_i)$ unter Einhaltung eines Balancekriteriums[8] minimal wird. Bilde aus den Zellen jeder Seite je einen neuen Block

5. Für jeden neuen Block g_j wiederhole das Verfahren ab 3., solange das gewählte Abbruchkriterium nicht erfüllt ist.

Angemerkt sei noch, daß sich diese Art von Verfahren besonders gut eignet für Zellen gleicher Größe, da die Schnittlinien jeweils die gesamte Länge der Fläche schneiden.

3 Verdrahtung

Nachdem nun einige Verfahren zur Plazierung vorgestellt wurden, sollen nun Verfahren zur Verdrahtung vorgestellt werden. Dieser Komplex wird noch einmal in zwei Teilabschnitte untergliedert und zwar einmal in die **globale Verdrahtung** und zum anderen in die **detaillierte Verdrahtung**.

3.1 Globale Verdrahtung

Im folgenden wird von Abb. 7 ausgegangen. Bei dieser Abbildung hat also eine

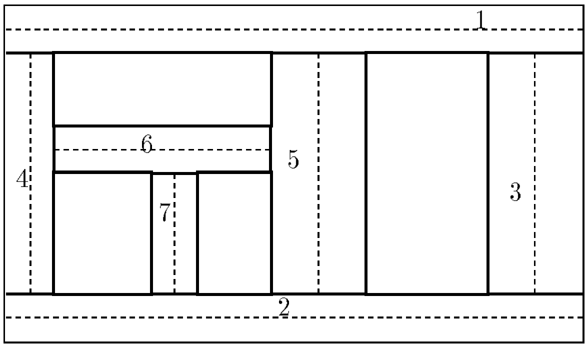

Abbildung 7: Beispiel für ein globales Verdrahtungsproblem

Plazierung bereits stattgefunden, d.h. Netze wurden plaziert und es wurden ihnen sogenannte Verdrahtungsregionen zugeordnet. Die Rechtecke, in denen Ziffern stehen werden als Verdrahtungskanäle bezeichnet, da dort später die Leitungen verlaufen werden, die die Netze untereinander verbinden. Oftmals trifft man aber auf das Problem, daß die entstandenen Kanäle noch zu groß sind und man deshalb zu der Betrachtung sogenannter Minikanäle übergeht. In Abb. 8 wird eine solche Verfeinerung der Kanäle, ausgehend von Abb. 7, gezeigt. Die gestrichelte Linie soll verdeutlichen, durch welche Minikanäle eine Verdrahtung laufen soll. Damit das Problem der globalen Verdrahtung besser betrachtet werden kann, wird mit sogenannten Nachbarschaftsgraphen gearbeitet.

[8] Eine derartige Forderung ist sinnvoll, da sonst ein ideales Ergebnis erzielt werden würde, wenn man versucht alle Zellen auf einer Teilfläche unterzubringen.

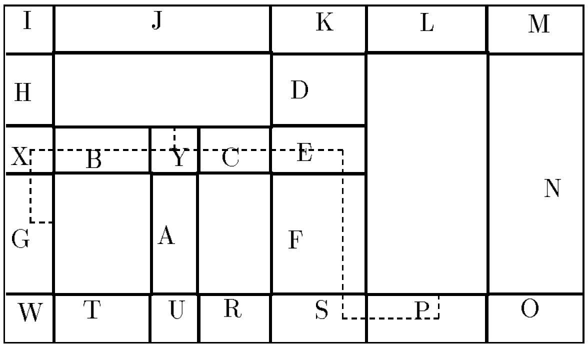

Abbildung 8: Übergang zu Minikanälen

Definition 6 *Ein Nachbarschaftsgraph (engl. "regions adjacency graph") ist ein ungerichteter Graph, der für jede Verdrahtungsregion genau einen Knoten enthält. Zwei Knoten sind miteinander verbunden, wenn die entsprechenden Regionen benachbart sind.*

In Abb. 9 wird der zu Abb. 8 zugehörige Nachbarschaftsgraph dargestellt. Die eingekreisten Buchstaben beschreiben dabei die Regionen, in denen Anschlüsse des Netzes liegen.

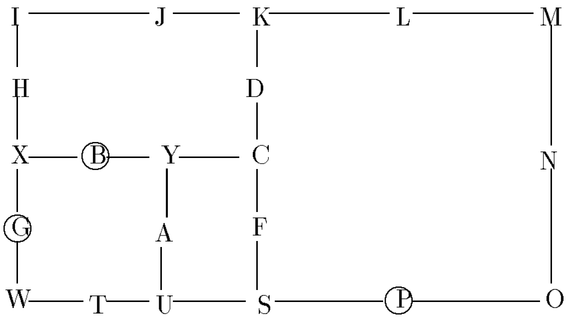

Abbildung 9: Nachbarschaftsgraph

3.1.1 Das "Steiner on tree graph"–Problem (STOGP)

Das STOGP beschreibt, wie man mit Hilfe vom sogenannten Steiner–Baum einen Weg durch die Kanäle finden kann, durch die die Verdrahtung verlaufen soll.

Definition 7 *Ein Steiner–Baum eines Graphen $G = (V, E)$ zur Knotenmenge $S \subseteq V$ ist ein Baum $B = (V', E')$ mit $E' \subseteq E$ und $S \subseteq V' \subseteq V$*

In dem hier betrachteten Beispiel wäre $S := \{G, B, P\}$ und V' würde nachher die Menge der Minikanäle beschreiben, durch die die endgültige Verdrahung verläuft. Damit später kein einzelner Kanal zu stark ausgelastet wird, geht man zur Betrachtung von gewichteten Graphen über. Ziel ist dabei einen minimalen

Steiner–Baum[9] zu finden. Dieses Problem ist NP–hart und man beschränkt sich daher auf die Betrachtung zweier Spezialfälle, die aus der Vorlesung Informatik C bekannt sind. Dies sind

1. Im Fall $S = V$ fällt dies Problem mit der Bestimmung des minimalen Spannbaums[10] zusammen

2. Im Falle einer zweielementigen Menge S entsteht das Problem der Bestimmung des kürzesten Weges zwischen diesen beiden Knoten. Eine Lösung kann durch den bekannten Algorithmus von Dijkstra gefunden werden.

3.2 Detaillierte Verdrahtung

Dieser letzte Abschnitt soll sich mit der detaillierten Verdrahtung befassen. Einer besonderen Betrachtung kommt hier der sogenannten Kanalverdrahtung zu, die im Rahmen dieser Ausarbeitung betrachtet werden soll.

3.2.1 Kanalverdrahtung

Bei der Kanalverdrahtung geht man von folgender Darstellung aus Wie aus der

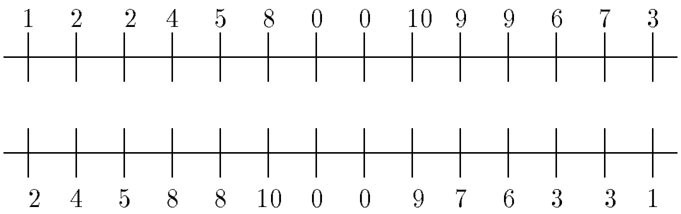

Abbildung 10: Beispiel zur Kanalverdrahtung

Abbildung 10 ersichtlich ist, werden die Kanäle rechteckig dargestellt und die Anschlüsse befinden sich an der oberen und unteren Seite des Kanals. Damit zulässige Verdrahtungen gefunden werden können betrachtet man im allgemeinen sogenannte "horizontal constraints graph" (HCG). Damit ein solcher Graph gebildet werden kann, muß zunächst ein sogenannter Intervallgraph betrachtet werden.

Definition 8 *Der horizontal constraints graph (HCG) ist ein ungerichteter Graph, der für jedes Netz genau einen Knoten enthält. Eine Kante zwischen zwei Knoten i und j existiert genau dann, wenn eine Spalte exitiert, die von beiden Netzen belegt wird.*

3.2.2 Der "left–edge"–Algorithmus

Bei dieser Methode der Kanalverdrahtung unterscheidet man zwei Varianten.

[9] Als minimalen Steiner–Baum bezeichnet man den Steiner–Baum, unter allen möglichen, die minimale Summe der Kantengewichte hat. Für eine Darstellung siehe auch Kapitel 2.1

[10] Lösung kann zum Beispiel durch einen Algorithmus von Prim bzw. Kruskal gefunden werden

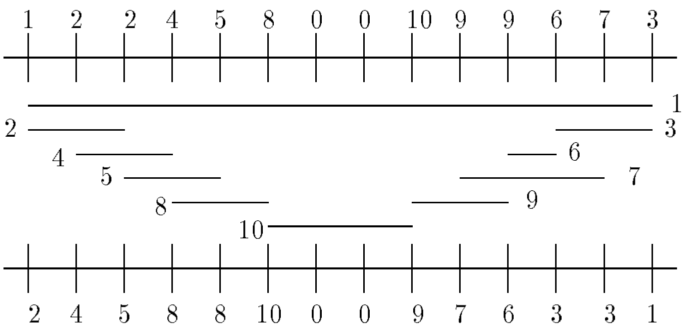

Abbildung 11: Intervalle der Netze für obiges Beispiel

1. **Vernachlässigung der vertikalen Segmente**: Den horizontalen Segmenten der Netze müssen bestimmte Spuren innerhalb des Kanals zugeordnet werden. Bei dieser Art der Zuordnung muß die Bedingung erfüllt sein, daß je zwei Netze, die im HCG eine gemeinsame Kante haben unterschiedlichen Spuren zugoednet werden müssen. Dies kann mit dem sogenannten "left–edge"–Algorithmus erreicht werden.
   left–edge–Algorithmus:
   FREE:=$\{1 \dots kmax\}$; (∗ Alle Spuren sind frei ∗)
   For i:=1 To imax Do Begin (∗Schleife über Kontrollschritte∗)
     For Each $j \in first[i]$ Do Begin
      k:= irgendein Element aus FREE;
      assign[j]:=k; (∗Gesuchte Zuordnung∗)
      FREE:=FREE-$\{k\}$;
     End;
   For Each $j \in last[i]$ Do
     FREE:=FREE $\cup\{assign[j]\}$;
   End;

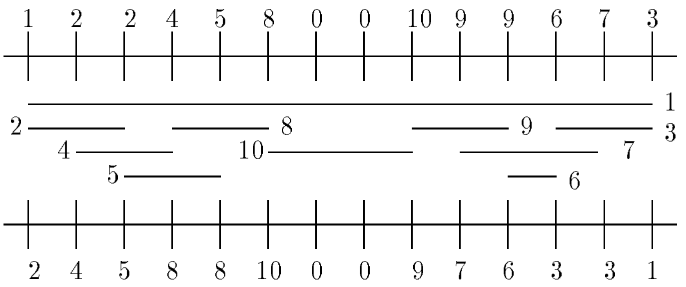

Abbildung 12: Ergebnis der Spurzuordnung mit dem "left–edge"–Algorithmus

2. **Berücksichtigung der vertikalen Segemente**: Damit hier eine gültige Verdrahtung gefunden werden kann, wird noch der sogenannte vertical constraints graph (VCG) benötigt, der wie folgt definiert ist:

   Definition 9 *Der "vertical constraints graph" (VCG) ist ein gerichteter Graph, der für jedes Netz genau einen Knoten enthält. Eine Kante von*

Knoten i zum Knoten j existiert genau dann, wenn eine Spalte k existiert mit Top[k]=i und Bottom[k]=j.

Zu der vorangegangenen Definition sei noch angemerkt, daß man die oberen bzw. unteren Anschlüsse im Array Top bzw. Bottom abspeichert. Mit einer leicht abgeänderten Form des left–edge–Algorithmus, gelangt man nun zu folgendem Ergebnis:

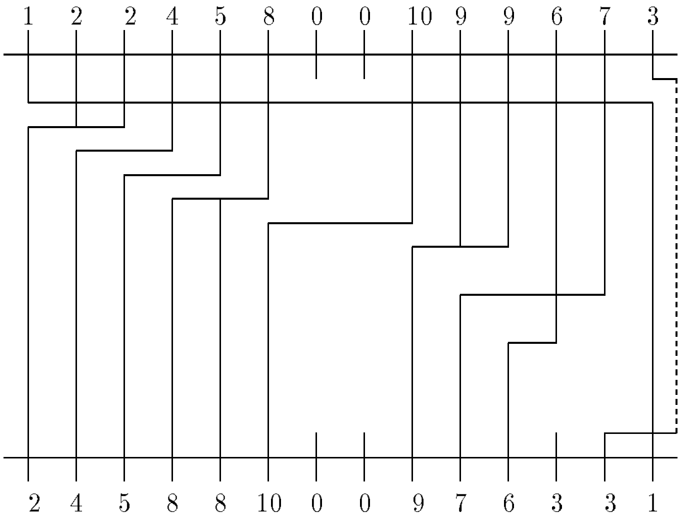

Abbildung 13: Spurzuordnung mit dem "constrained left edge"–Algorithmus

Literatur

[1] E.Hörbst, M.Nett, H.Schwärtzel, Einführung in die Standardmethoden des Layoutdesigns (Kapitel 1.6), Venus Entwurf von VLSI- Schaltungen, S. 54-63, 1986

[2] E.Hörbst, M.Nett, H.Schwärtzel, Layoutdesignmethoden (Kapitel 3), Venus Entwurf von VLSI-Schaltungen, S. 105-143, 1986

[3] Peter Marwedel, Layout-Synthese, Synthese und Simulation von VLSI-Systemen (Kapitel 4), 1992

[4] K. Mehlhorn, Über Verdrahtungsalgorithmen, Informatik- Spektrum (1986) 9:227-234

[5] Hierachical Wire Routing, IEEE Transaction on Computer-Aided Design, p. 223-234 ,Vol. CAD-2, No. 4, October 1983