Algorithmen für Chip-Entwurfswerkzeuge

Verdrahtung

Vorlesung

WS 2014/2015

Andreas Koch

Eingebette Systeme und Anwendungen
Technische Universität Darmstadt

Embedded Systems & Applications

Verdrahtung
Problem

- Bisher: Positionen für Objekte bestimmt?
- Wie werden diese Verbunden?
  - Verdrahtung bisher immer nur abgeschätzt
- Üblicherweise wird Verdrahtung zweigeteilt
  - Ähnliche dem hierarchischem Ansatz bei Partitionierung und Floorplanning
  - Globale Verdrahtung
    - Bestimmt die Lage ganzer *Verdrahtungskanäle*
    - Auf dem ganzen Chip
  - Lokale Verdrahtung
  - Bestimmt den Verlauf einzelner *Leitungen*
  - Innerhalb eines Verdrahtungskanales

Globale Verdrahtung

- 2 Ansätze:
  - Sequentiell – ein Netz nach dem anderen
    - Reihenfolge der Netze sehr wichtig
    - Üblicherweise sortiert nach
    - Kritikalität (Criticality)
    - Anzahl der Terminals
  - Gleichzeitig (Concurrently) – alle Netze Gleichzeitig
    - Sehr Berechnungsaufwendig
    - Üblicherweise mittels hierarchischen Ansätzen

Globale Verdrahtung
Problem

Eingabe:
- Lage der Terminals (aus Platzierung)
- Zu Verbindene Terminals (Netzliste)
- Kanalkapazitäten

Ausgabe:
- Verdrahtungstopology

Optmierung:
- Anzahl der gerouteten Netze
  - Standardzellen & ASICs können Reihen/Zellen Kanälen Platz machen
  - Bei FPGAs nicht möglich
- Routing Fläche
- Verdrahtungslänge

Lokale Verdrahtung

- Allgemeine Verfahren
  - Generische Graphen/Weg-Such-Algorithmen
- Eingeschränkte Verfahren
  - Kanalverdrahtung
  - Switchbox-Verdrahtung

Umfeld

- Verdrahtungslagen (Layer)
  - Anzahl technologieabhängig (28 nm bis zu 10)
  - Erlaubte Ausrichtung
    Horizontal, Vertikal, beides, 45°
  - Optional: Über Logik verdrahten (over-cell routing)
  - Lagenverbindung mittels *Vias*
- Freie Verdrahtung oder auf Raster (grid-based/gridless oder shaped-based)
  - Frei viel flexibler, aber entsprechend langsamer
- Beschränkungen: Design und/oder Performanz

Multilayer Beispiele

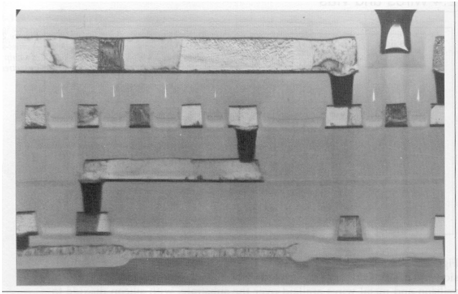
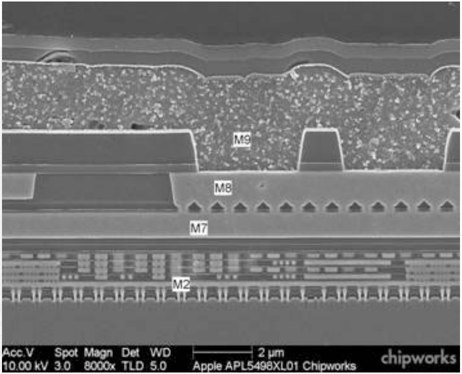


Figure 2-15: *Cross-section of 4-level metal/1-level poly interconnect (courtesy UMC).*



Modell

- Modellierung der Resourcen als Graph
  $\Rightarrow$ Routing-Ressource-Graph
- Alle Ressourcen werden als Knoten behandelt
- Kantengewichte entsprechen der Verzögerung
  (Verbreitetes Verzögerungsmodell: Elmore Delay)

Algorithmen

- 3 allgemeine Algorithmen
  - Maze
  - Line-Search
  - A*-Suche
- 2 globalen Routing-Algorithmen
  - Pathfinder
  - ILP-Formulierung
- Spezielle lokale Routing-Algorithmen
  - Kanal-Verdrahtung
    - Left-Edge Algorithmus
    - Robuster Kanalrouter

Maze Algorithmus
Lees Algorithmus

- Lee, 1961
- BFS
  2 Phasen: Wellenpropagation und Rückverfolgung
- Arbeitet auf einfachem Raster
- Findet garantiert den kürzesten Pfad
- Sehr langsam und speicherintensiv (beides $\mathcal{O}(n^2)$)

Maze Algorithmus
Wellenausbreitung

```
MazeSearchPropagation(int xdim, int ydim, Vertex q, Vertex s) begin
    int cells[xdim][ydim] ;
    InitCells(cells) ;
    Set schonBesucht := ∅ ;
    int dist := 0 ;
    repeat
        Set neighbours := neighbours(schonBesucht) ;
        foreach Zelle c ∈ neighbours\schonBesucht do
            c := dist ;
        dist := dist + 1 ;
    until s ∈ schonBesucht;
```

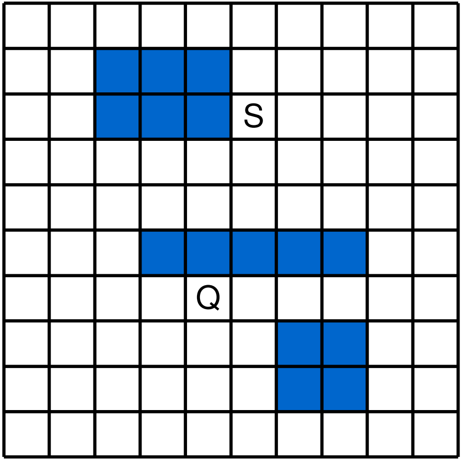
- 1. Phase: Wellenausbreitung von Quelle aus
- In jedem Schritt nächste unbesuchte Nachbarn besuchen
- Bis die Senke erreicht ist

Maze Algorithmus
Rückverfolgung

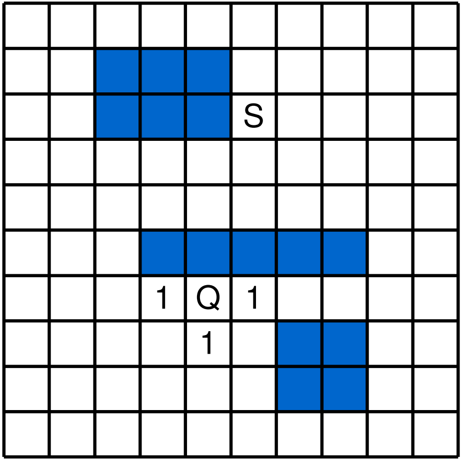
```
MazeSearchBacktrace(int cells[xdim][ydim],
Vertex q, Vertex s) begin
    List<Zellen> route ;
    Zelle next = s ;
    repeat
        route.append(next) ;
        Set<Zellen> kandidaten :=
        neighbours(next) ;
        next:=selectRandom(kandidaten) ;
    until next = q;
    route.append(q) ;
    return route;
```

- 2. Phase: Rückverfolgung von Senke aus
- In jedem Schritt eine Zelle mit kleinere Nummer wählen
- Bis die Quelle erreicht ist

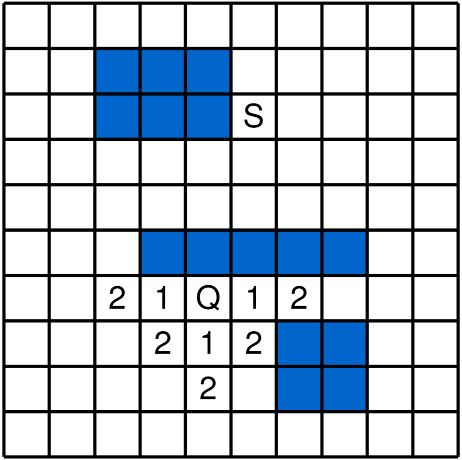
Maze Algorithmus
Beispiel



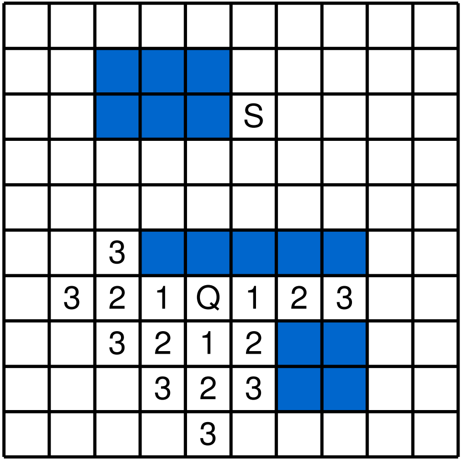
Maze Algorithmus
Beispiel



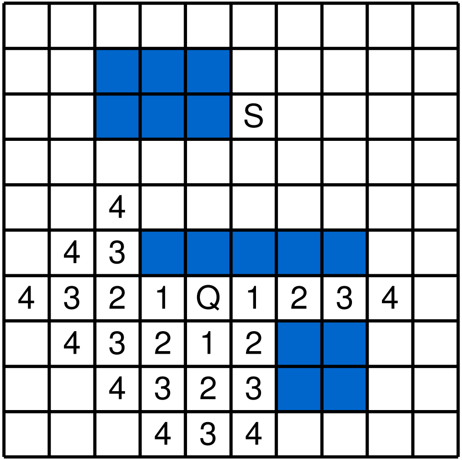
Maze Algorithmus
Beispiel



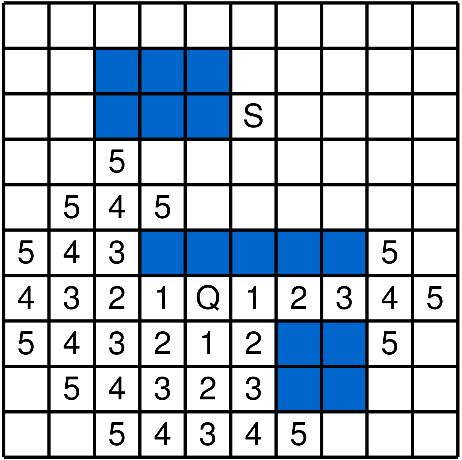
Maze Algorithmus
Beispiel



Maze Algorithmus
Beispiel



Maze Algorithmus
Beispiel



Maze Algorithmus
Beispiel

					S				
	6	5	6						
6	5	4	5	6				6	
5	4	3						5	6
4	3	2	1	Q	1	2	3	4	5
5	4	3	2	1	2			5	6
6	5	4	3	2	3			6	
	6	5	4	3	4	5	6		

Maze Algorithmus
Beispiel

	7				S				
7	6	5	6	7				7	
6	5	4	5	6	7		7	6	7
5	4	3						5	6
4	3	2	1	Q	1	2	3	4	5
5	4	3	2	1	2			5	6
6	5	4	3	2	3			6	7
7	6	5	4	3	4	5	6	7	

Maze Algorithmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

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

Maze Algoriththmus
Beispiel

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

	9								
9	8							9	
8	7				S		9	8	9
7	6	5	6	7	8	9	8	7	8
6	5	4	5	6	7	8	7	6	7
5	4	3						5	6
4	3	2	1	Q	1	2	3	4	5
5	4	3	2	1	2			5	6
6	5	4	3	2	3			6	7
7	6	5	4	3	4	5	6	7	8

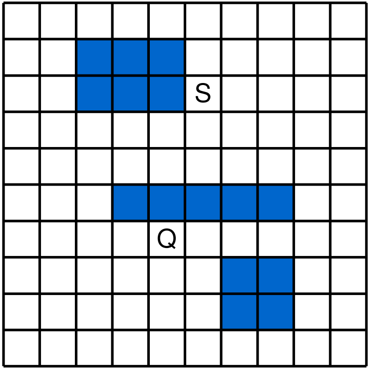
Maze Algorithmus
Verbesserungen

- Verbesserter Speicherbedarf
  (Es reichen 2 Bit pro Zelle)
- Beschleunigung (bis zu 10-50 $\times$ schneller):
  1. In Richtung Senke DFS
  2. Bei Hinderniss zum BFS umschalten
  3. Findet Weg wenn möglich, aber nicht Kürzesten
- Suchraum einschränken:
  - Von Quelle und Senke gleichzeitig propagieren
  - Bounding Box (Quelle und Senke) + 10% Sicherheit als Rahmen
- Mehrere Ebenen
  Höhere Kosten für Vias
- Multi-Terminal Netze
  - Verdrahte erst zwei Terminals
  - Den *gesamten* Pfad als Quelle für Wellenpropagation
  - Kürzester Pfad nicht mehr garantiert! (MRST)

Linien-Suche

- Linien-Suche (Line Search, Line Probing)
- Mikami, Tabuchi (1968); ähnlich Hightower (1969)
- Findet Pfad wenn er existiert
  aber nicht unbedingt den kürzesten
- Idee:
  - Quelle und Senke haben eine Liste von Liniensegmenten
  - Im Ersten Schritt werden horizontale und vertikale Liniesegmente von Start und Senke ausgewählt
  - Linien enden an Hindernissen oder Grenzen
  - Schneiden sich Liniensegmente von Quelle und Senke ist ein Pfad gefunden
  - Wenn nicht, werden alle (Hightower: einer) Gitterpunkte der bisherigen Segmente Ausganspunkt für neue (senkrechte) Liniensegmente (Fluchtpunkt/Escape Point)

Linien-Suche
Beispiel



1. Iteration
2. Iteration

Komplexität: $\mathcal{O}(L)$,
L = Anzahl Liniensegmente

A*-Suche

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Hart, 1968
- Verallgemeinerung der BFS
- Praktisch weit verbreitet
- Nicht in alle Richtungen *gleichzeitig* suchen
  Die *richtige* bevorzugen
- Kostenfunktion $c(x) = s(x) + g(x)$
  - $s(x)$: Kosten von Quelle bis zu Knoten x
  - $g(x)$: Geschätzte Kosten von x bis zur Senke
    g darf nicht überschätzen (zulässig/admissable) $\Rightarrow$ optimal
- Bei normalen BFS ist $b(x) = 0$
  Einfache Abschätzung wäre z.B. Manhattan-Distanz

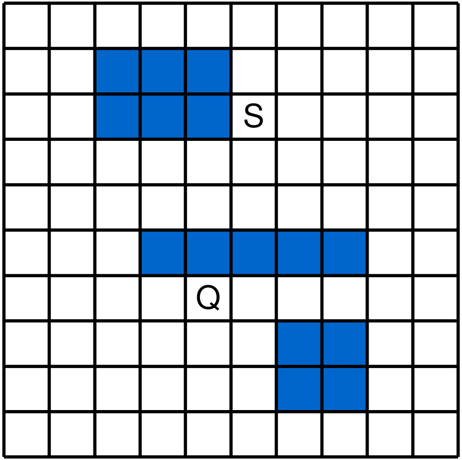
A*-Suche

- Übliche Implementierung: Prioritätswarteschlange

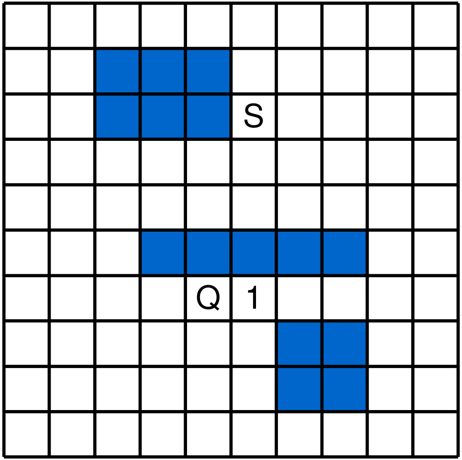
  ```
  PriorityQueue q ;
  q.push(quelle, 0) ;
  repeat
      next := q.pop() ;
      if next ≠ senke then
          foreach Nachbarzelle z von next do
              q.push(z, c(z)) ;
  until next = senke;
  ```

- Komplexität: Worst Case wie Maze-Algorithmus

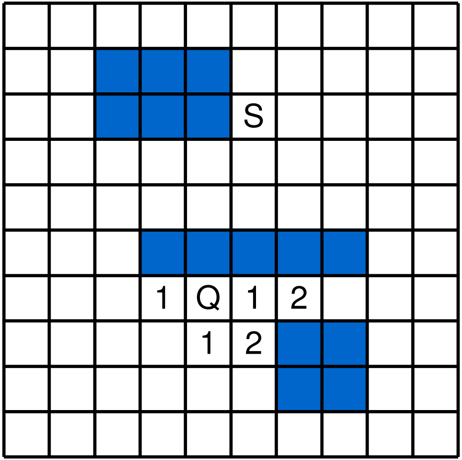
A*-Suche
Beispiel



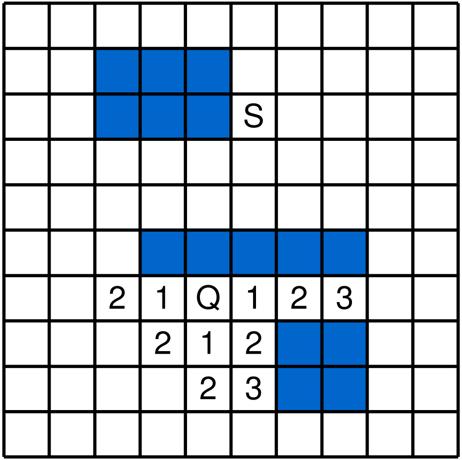
A*-Suche
Beispiel



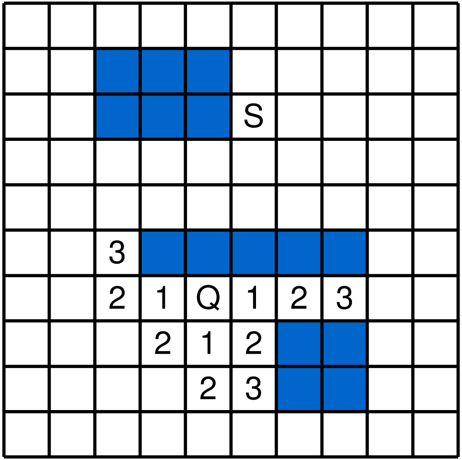
A*-Suche
Beispiel



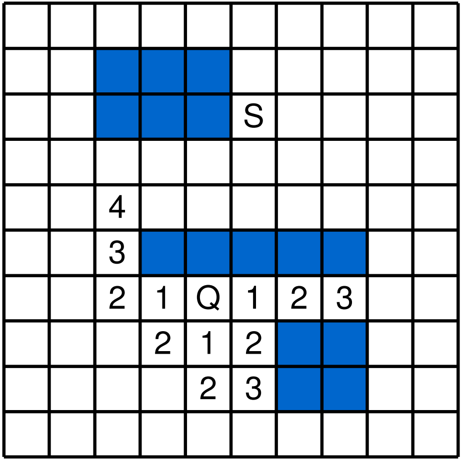
A*-Suche
Beispiel



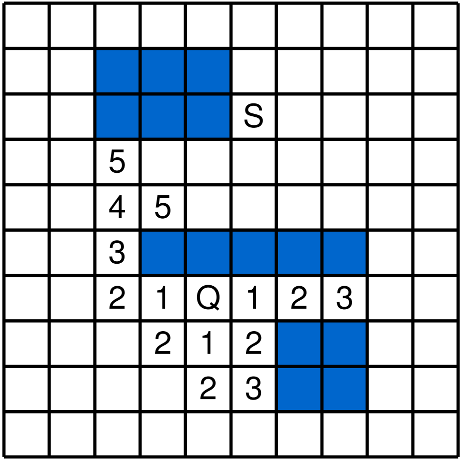
A*-Suche
Beispiel



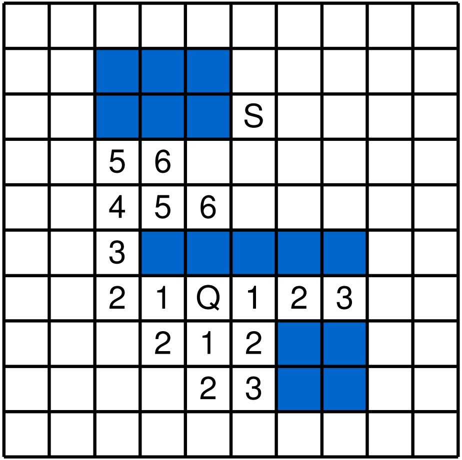
A*-Suche
Beispiel



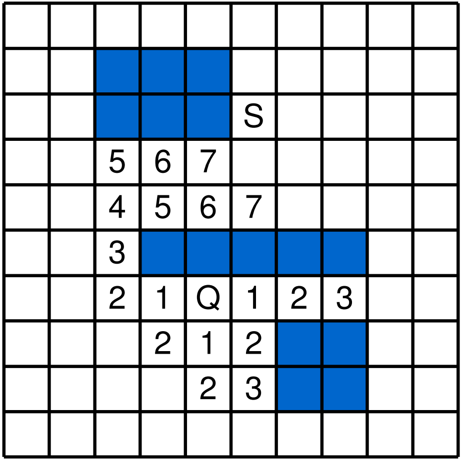
A*-Suche
Beispiel



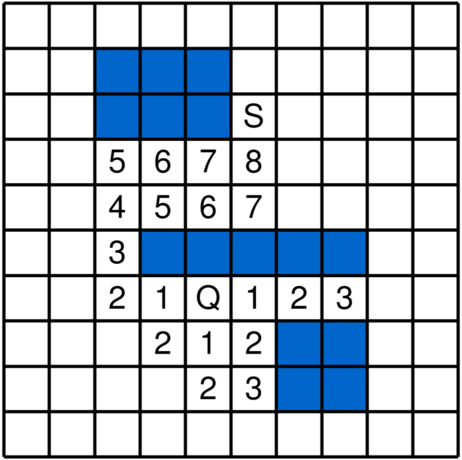
A*-Suche
Beispiel



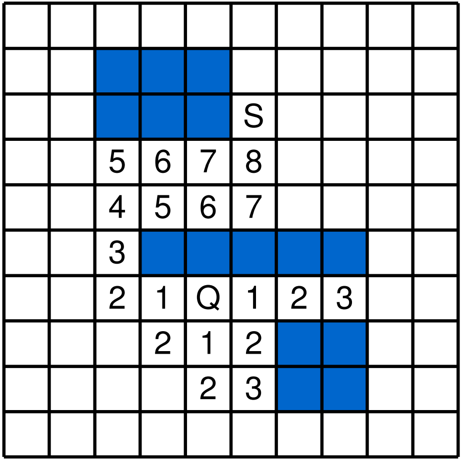
A*-Suche
Beispiel



A*-Suche
Beispiel



A*-Suche
Beispiel



ILP-Formulierung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Verdrahten aller Netze gleichzeitig
- Umgeht Problem: Welches zuerst verdrahten?
- Formulierung:

$$\text{Min} \quad \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{k_i} L_{ij} \times x_{ij}$$

s.t.

$$\sum_{j=1}^{k_i} x_{ij} = 1 \qquad i = 1, \dots, n$$

$$\sum_{i,j \text{ mit } e \in T_{ij}} x_{ij} \leq C_e \qquad \forall \text{ Kanten } e$$

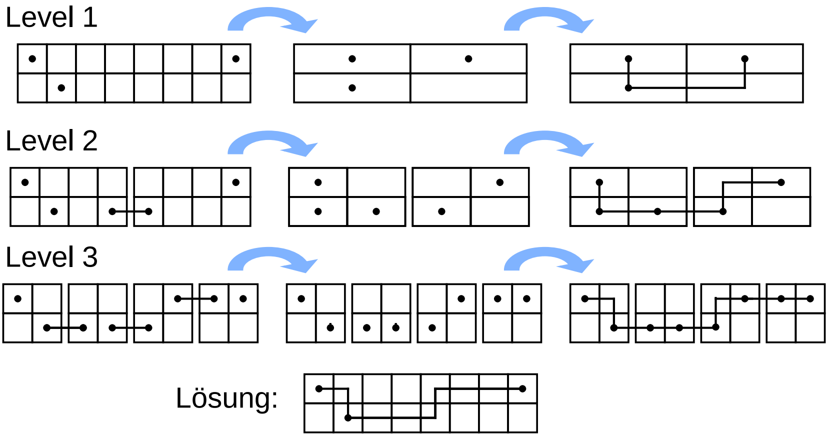
$$x_{ij} \in \{0, 1\}$$

- Alle Routingbäume T_{ij} für Netz i aufzählen
- x_{ij} entscheidet, ob T_{ij} gewählt wird

ILP-Formulierung

- Problem: Sehr, sehr viele Möglichkeiten
  $\Rightarrow$ Sehr, sehr lange Laufzeit
- Ansatz zur Beschleunigung:
  - Hierarchischer Ansatz
  - Burstein,Pelavin (1983)
  - Unterteilung Rekursiv in kleinere Gebiete
    $\Rightarrow$ bis nur noch 2×2-Gebiete übrig sind
    $\Rightarrow$ Kleine Anzahl (11) an möglichen Verdrahtungsbäumen
- Alle Varianten haben gemeinsam:
  Ergebnis ist poteniell nicht mehr optimal

Hierarchisches ILP
Beispiel



PathFinder

- McMurchie, Ebeling (1995); Verbesserung: Swartz, Betz, Rose (1998)
- Zielarchitektur: FPGA

  $\Rightarrow$ Begrenzte Routingressourcen
  $\Rightarrow$ Feste Kanalbreite
  $\Rightarrow$ Verdrahtbarkeit höchste Priorität
  Geschwindigkeit nachrangig

- Ideen:
  - Sequentiell
  - 2 Phasen: Signal Routing, Globales Routing
  - *Rip-up and re-route*

PathFinder
Ideen

- *Marktwirtschaft*: Angebot und Nachfrage
  - Stark nachgefragte Ressource (Metallsegmente, Pins, . . .) sind teuer
  - Wenig nachgefragte sind billig
    Haben oft Nachteile (sind z.B. langsamer)
  - Verschiedene *Verbraucher* (=Netze) aktzeptieren unterschiedliche Preise
- Versuche Gesamtbedarf zu decken
  (d.h. alle Netze werden verdrahtet)

PathFinder
Vorgehen

- Verdrahte jedes Netz für sich alleine
  - Mit den aktuellen Ressourcenkosten
  - Ignoriere die Ressourcenbegrenzungen
- Zähle Mehrfachbelegungen
- Grundlage für Nachfrageberechnungen
- Solange Mehrfachbelegungen
  - Erhöhe Kosten für stark nachgefragte Ressourcen
  - Verwerfe gesamte Verdrahtung
  - Verdrahte nochmal mit den neuen Kosten
- Sollte nach 30-45 Iterationen konvergieren

PathFinder
Global und Lokal

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Signal Router:

- Verdrahtet einzelne Netze
- Herkömmlicher Maze Router
  - Verbesserungen/Alternativen möglich

Globaler Router:

- Verdrahtet gesamte Schaltung

```
globalrouter() begin
    count := 0 ;
    repeat
        foreach Netz n do
            signalrouter(n) ;
        count++ ;
    until (!sharedressources ||
    count > limit);
    if count > limit then
        return "unrouteable" ;
```


Embedded Systems & Applications

PathFinder
Signal Router

Gerade konstruiertes Routing für Netz *n*

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

Wellenausbreitung

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Quelle ist Bestandteil der Verdrahtung

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

Zunächst alles unerreichbar

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

Kosten von Quelle zu Quelle sind 0

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

PathFinder
Signal Router

```
Tree<RtgRsrc> signalrouter(Net n) begin
    Tree<RtgRsrc> RT ;
    RtgRsrc i, j, w, v := nil ;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost ;
    i := n.source() ;
    RT.add(i, ()) ;
    PathCost[*] := ∞ ;
    PathCost[i] := 0 ;
    foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
        /* route Verbindung zur Senke j */
    return (RT) ;
```

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Ganze bisherige Route ist Ausgangspunkt

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```


Embedded Systems & Applications

PathFinder
Signal Router

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Kostenbasierte Wellenausbreitung
- Kosten ≠ Distanz
- Verdrahtungsressourcen sind persistent (z.B. globale Variablen)
- w.cost() wird über alle Netze berechnet
  - Über mehrere Aufrufe vom Signal Router
  - Auch über mehere Iterationen vom Global Router

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```


Embedded Systems & Applications

Pfadrückverfolgung

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Signal Router

- v.updateCost() aktualisiert die Daten
- Ressource jetzt benutzt ⇒ für Nachfolger teurer

```
foreach SinkTerminal j in n.sinks() do
    PQ.clear() ;
    foreach v in RT.nodes() do
        PQ.add(0, v) ;
    repeat
        v := PQ.removeLowestCostNode() ;
        if v ≠ j then
            foreach w in v.neighbors() do
                if PathCost[w] > (PathCost[v] + w.cost()) then
                    PathCost[w] := PathCost[v] + w.cost() ;
                    PQ. add(PathCost[w], w) ;
    until v = j;
    while !(v in RT.nodes()) do
        w := v.findCheapestNeighbor(PathCost) ;
        RT.add(v,(w,v)) ;
        v.updateCost() ;
        v := w ;
```

PathFinder
Verdrahtbarkeit

- Fließt via Kostenfunktion v.cost() ein

$$c_v = b_v \cdot p_v$$

b_v: Basiskosten eines Knotens v
  - Zunächst $b_v = 1$

p_v: Verteuerungsfaktor (penalty factor)
  - Aktuelle Kosten für v
  - Erfasst hohe Nachfrage
  - Beginnt klein, wächst mit der Zeit

$$p(v) = 1 + max(0, [occupancy(v) + 1 - capacity(v)] \cdot p_{fak})$$

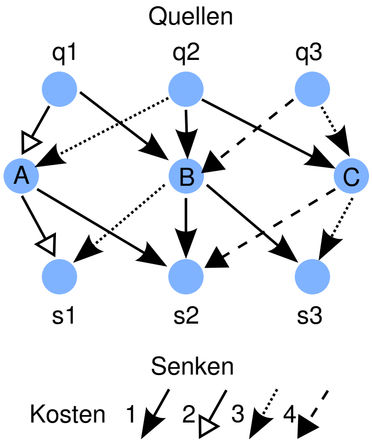
$occupancy(v)$: Belegungszahl der Ressource v
$capacity(v)$: Belegungskapazität der Ressource v
p_{fak}: Ist = 0.5. Nach jeder Iteration des globalen Router $\times 2$

  - Bei jeder Netzänderung $occupancy(v)$ aktualisieren (passiert in v.updateCost())

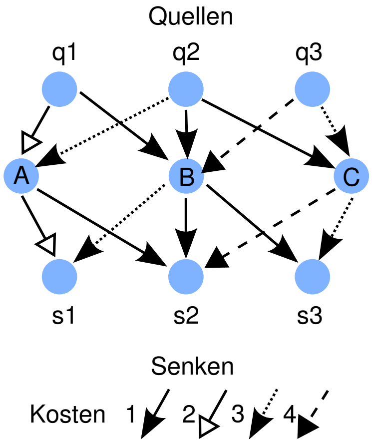
PathFinder
Beispiel p_v

- Mit Maze-Router abhängig von Reihenfolge der Netze

  1,2,3 Gesamtkosten = 17
  2,1,3 Gesamtkosten = 15
  3,2,1 Unroutbar!

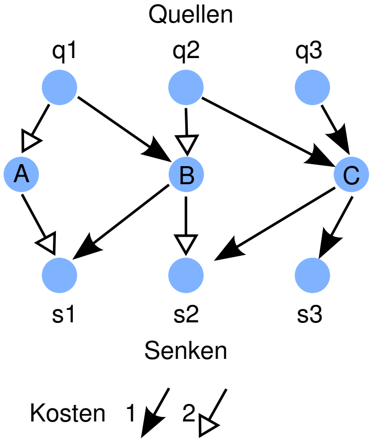


PathFinder
Beispiel p_v



PathFinder
Beispiel h_v

- Routingreihenfolge 1,2,3
- C doppelt belegt
- Lösung: Netz 1 muss für Netz 2 platz machen
- Problem hierbei: 1 ist gar nicht behindert, geht also selbst mit p_v nicht freiwillig



PathFinder
Historische Überbelegung h_v

- p_v reicht alleine nicht aus
- Besseres *Gedächtnis* einführen
  - Historische Überbelegungen (historic congestion) erhöhen aktuellen Preis
  - h_v akkumuliert alle Mehrfachbelegungen
    p_v sieht nur aktuelle
  - Kostenfunktion erweitern:

$$c_v = b_v \cdot p_v \cdot h_v$$

  - Aktualisiere einmal pro Global Router Iteration (Startwert $h(v)^1 = 1$):

$$h(v)^i = h(v)^{i-1} + max(0, occupancy(v) - capacity(v))$$

PathFinder
Basiskosten b_v

- Idee: Verzögerung der Routing Ressourcen einfließen lassen
  - Führt aber zu Verschlechterung!
- Besser: Feste Kosten
  Benötigt 10% weniger Tracks als mit variablen b_v
- Idee zur Beschleunigung:
  - Bevorzuge Input Pins:
    - Niedrigere Kosten
    - *Lockt* Maze Router via PriorityQueue PQ schneller zu sinks
- Vorschlag:
  - Input Pins $b_v = 0.95$
  - Alle anderen Elemente $b_v = 1$

PathFinder
Finaler Globaler Router

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc>> NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return "unrouteable" ;
```

Routing Ressource Graph

PathFinder
Finaler Globaler Router

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return "unrouteable" ;
```

rip up-Funktion muß p_v aktualisieren

PathFinder
Finaler Globaler Router

```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return "unrouteable" ;
```

h_v aktualisieren

PathFinder
Finaler Globaler Router

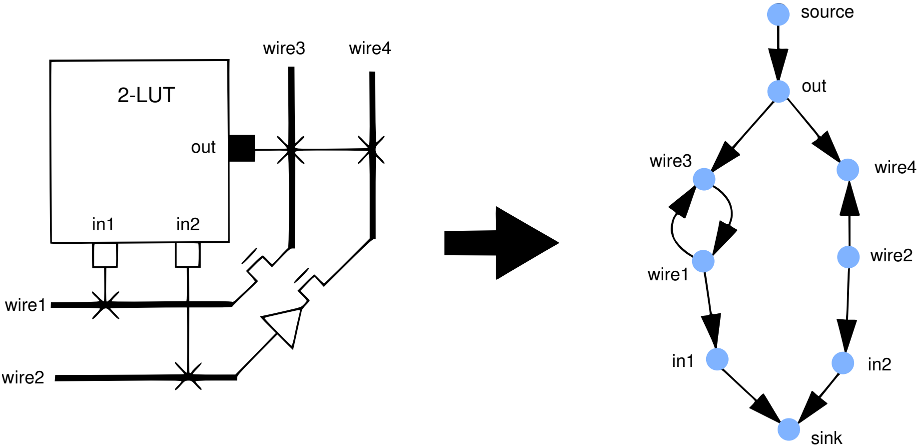
```
Graph<RtgRsrc> RRG ;
globalrouter(Set<Nets> N) begin
    HashMap<Net, Tree<RtgRsrc» NRT ;
    count := 0 ;
    pv := 0.5 ;
    repeat
        foreach Netz n ∈ N do
            NRT[n].unroute() ;
            NRT[n] := signalrouter(n) ;
        pv := 2 * pv ;
        count++ ;
        foreach r in RRG.Edges do
            r.updateHistory() ;
            r.updateWith(pv) ;
    until (!sharedressources || count > limit);
    if count > limit then
        return "unrouteable" ;
```

Gesamtkosten aktualisieren

Routing-Ressource-Graph

- Fundamentale Datenstruktur
- Modelliert vorhandene Ressourcen und Verbindungsnetzwerk
- Knoten: Konkrete Verdrahtungs Ressourcen
  - Leitungen (Verdrahtungssegmente)
  - Pins
- Kanten: Möglichen Verbindungen dazwischen
  - Schalter (Pass-Transitoren, bidirektional)
  - Buffer (unidekretional)
- Äquivalente Pins:
  - Outputs: Source-Knoten
  - Inputs: Sink-Knoten
  - Fassungsvermögen (capacity): Anzahl der In/Out-Pins

Routing-Ressource-Graph
Beispiel



PathFinder
Weitere Verbesserungen

- Ausbau auf Verzögerung:
  - Erweitern der Kostenfunktion um Criticality Abart

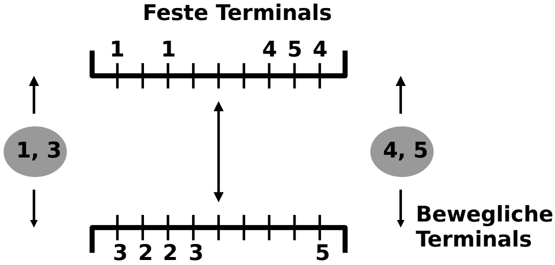
$$Crit(i,j) = max(0.99 - \frac{slack(i,j)}{D_{max}}, 0)$$

$$cost(u,v) = Crit(i,j) \cdot d_{u,v} + [1 - Crit(i,j)] \cdot b_v \cdot h_v \cdot p_v$$

  - $d_{u,v}$: Verzögerung von u nach v
- Verbesserung der Suche (ohne Verzögerungsorientierung)
  - Alte Wellenfront in PQ nicht verwerfen
    funktioniert nur bei reiner Verdrahtungsorientierung
  - Aufteilung der Fläche in *Bins*, und nur Punkte im Bin des Ziels expandieren
  - Suche nur auf Bounding-Box (+ etwas *Luft*) beschränken
  - Gerichtete Tiefensuche auf das Ziel zu

Kanalverdrahtung

- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



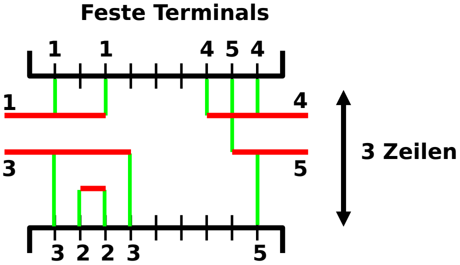
- Oben und unten feste Terminals, links und rechts bewegliche
- Ziel: Minimiere Fläche (min. Länge, min. Vias)

Kanalverdrahtung

- Variante: Switchbox-Verdrahtung
  - Alle Terminals und Abmessung an allen Seiten fest
- Klassisches Modell:
  - Verdrahtung läuft auf Einheitsraster
  - Zwei Verdrahtungsebenen
    - Getrennt für horizontale und vertikale Segmente
    - Vermindert übersprechen
    - Kleinerer Lösungsraum (schnellere aber potentiell schlechtere Lösung)
  - Ein (1) horizontales Segement pro Netz
    Ausnahme: Bei Konfliktauflösung 2 H-Segmente
- Mögliche Erweiterungen:
  Rasterlos, 45°-Verbindungen, mehr als 2 Ebenen, Doglegs, ...

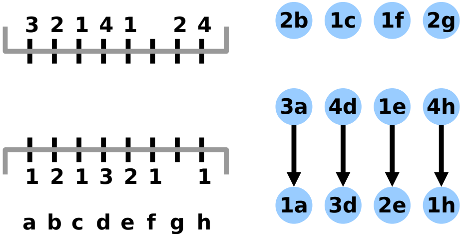
Kanalverdrahtung
Beispiel im klassichen Modell

- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

- Zwei *gegenüberliegende* Terminals
- Oberes Segement in den Kanal muß über unterem Segement im Kanal liegen (sonst Kurzschluß)
- Vertikaler Einschränkungsgraph (Vertical Constraint Graph/VCG)
- VCG alleine: Wenig aussagekräftig
  Ein verbundenes Knotenpaar pro gegenüberliegenden Terminals

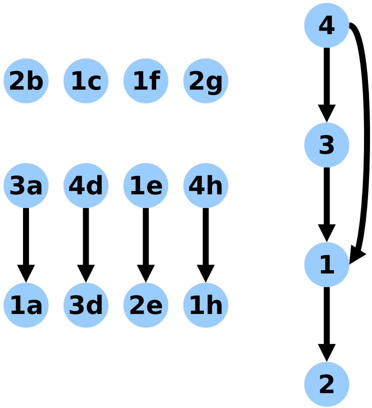


Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

- Zusätzliche Forderung im klassichen Modell
  - Alle Terminals eines Netzes laufen auf *einem* horizontalem Segment

⇒ Alle Segmente eines Netzen enden in *einer* Zeile

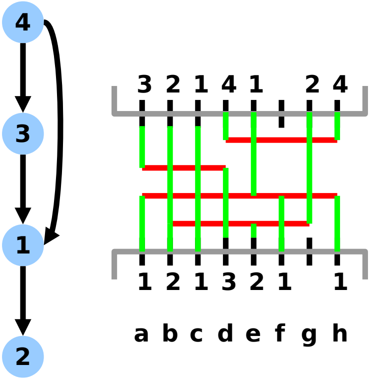
- Darstellung im VCG
  - Verschmelzen der Terminal-Knoten zu einem Knoten pro Netz



Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Eindeutige Lösung des Beispiels



Embedded Systems & Applications

Kanalverdrahtung
Vertikale Einschränkungen

- Hier gezeigt: Extremformen von VCGs
  - Vollständig verschmolzen/getrennt
- Auch möglich: Zwischenstufen
  - Ein Knoten pro horizontalem Segment
- Was tun bei Zyklen im VCG?
  - Mehr als ein H-Segment pro Netz notwendig
  - Lösung: Knoten auftrennen!
  - Führt zu VCG-Zwischenformen

Kanalverdrahtung
Einschränkungen

- Einschränkungen

  Vertikale: VCG

  Horizontale: Im klassischen Modell:
    - Keine Überlappung zwischen H-Segmenten verschiedener Netze in gleicher Zeile (sonst Kurzschluß)
- Falls nur vertikale Einschränkungen:
  - Berechnung des längsten Pfades
- Falls keine vertikalen Einschränkungen:
  - Keine gegenüberliegenden Terminals
    $\Rightarrow$ Left-Edge Algorithmus (1971)
- Falls horiz. und vertikale existieren
  $\Rightarrow$ NP-Vollständig!

Kanalverdrahtung
Left-Edge Algorithmus

- Modelliere Netz i als Intervall

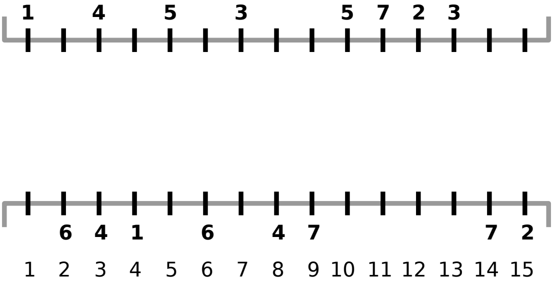
$$\left[x_{i_{min}}, x_{i_{max}}\right]$$

- Begrenzt durch Position der linken und rechten Terminals
- Ausreichend, da keine vertikalen Einschränkungen
  Zeile des H-Segments kann *überall* erreicht werden
- Lokale Dichte in Spalte x: $d(x)$
  Anzahl von Intervallen, die Spalte x enthalten
- Maximale lokale Dichte $d_{max} = max_x d(x)$ ist untere Schranke für Anzahl Zeilen
- Optimale Lösung:
  - Packe nicht-überlappende Intervalle in eine Zeile
  - Greedy
  - $\Rightarrow$ Minimale Anzahl von Zeilen

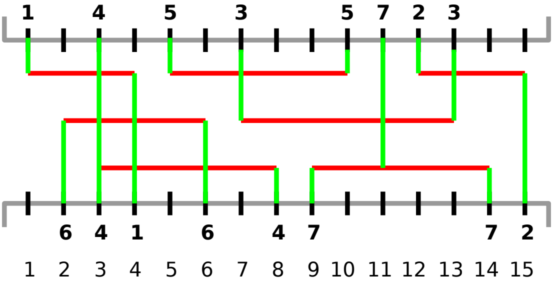
Left-Edge Algorithmus
Algorithmus

```
leftEdge(list<interval> i_list) begin
    /* intervalle in i_list nach aufsteigender linker koordinate sortiert */ set<set<interval > > solution ;
    set<interval> row ;
    interval f ;
    solution := ∅ ;
    while !i_list.empty() do
        f := i_list.head() ;
        i_list := i_list.tail() ;
        row := ∅ ;
        repeat
            row := row ∪ {f} ;
            f := erstes Element in i_list ohne Überlappung mit f ;
            i_list.remove(f) ;
        until f = nil;
        solution := solution ∪ {row} ;
    return (solution);
```

Left-Edge Algorithmus
Beispiel



Left-Edge Algorithmus
Beispiel



Left-Edge Algorithmus
Komplexität

- Entspricht als graphentheoretisches Problem dem Färbeproblem: Bestimme minimale Anzahl von Farben, so dass keine benachbarten Knoten die gleiche Farbe haben (Farben $\leftrightarrow$ Zeilen)
- Klassisches NP-vollständiges Problem
- Für Intervallgraphen aber in P
- n Intervalle
- d Zeilen
- Sortieren nach linker Koordinate $\mathcal{O}(nlogn)$
- Äußere Schleife: d Durchläufe
- Innere Schleife: max. n Intervalle betrachten

$\Rightarrow$ $\mathcal{O}(n \log n + d\ n)$

Kann noch verbessert werden: $\Theta(n)$

Kanalverdrahtung
Robuster Kanalrouter (Yoeli)

- Heuristik (Yoeli, 1991)
- Iteriert über alle Zeilen im Kanal
- Verkleinert Problem mit jeder Iteration
- Wechselt zwischen oberster/unterster Zeile
  Arbeitet sich zur Kanalmitte vor
- Zwei Phasen
  1. Berechnen von Gewichten für Netze
     Wie gut wäre aktuelle Zeile für Netz?
  2. Selektion von Untermenge mit maximalem Gewicht
     Heuristik bei Verletzung vertikaler Einschränkungen

Robuster Kanal-Router
Berechnung der Gewichte w_i für Netz i

1. Falls i Spalten der maximalen Dichte überspannt:

   $$w_i = w_i + B \qquad\qquad (B \text{ groß})$$

   Hoffe auf Verringerung der max. Dichte, unabhängig von Seite (steepest descent)
2. Falls i ein Terminal auf der *aktuellen* Seite (oben/unten) auf Spalte x hat:

   $$w_i = w_i + d(x) \qquad\qquad (\forall \text{ Spalten } x)$$

   Bevorzuge Netze mit Terminals auf aktueller Seite
3. Für alle Spalten x bei denen eine vertikale Einschränkung verletzt würde:

   $$w_i = w_i - K\ d(x) \qquad\qquad (5 \leq K \leq 10)$$

   Bestrafe verletzte Einschränkung

Robuster Kanal-Router

- Regeln typisch für Heuristiken
- Robust
  - Unempfindlich gegen kleine Änderungen
- Nach Bestimmung der Gewichte
  - Finde Netz-Untermenge mit maximalem Gewicht, die in dieselbe Zeile passen
    - Ohne Verletzung horizontaler Einschränkungen
  - Verwende Intervallgraphen
    - Kante zwischen Knoten überlappender Intervalle
  - Unabhängige Menge (Menge unverbundener Knoten)
  - Unabhängige Menge maximalen Gewichts

    Für Intervallgraphen in P, allgemein NP-vollständig
  - Vorgehensweise: Dynamisches Programmieren
    - Konstruiere optimale Lösungen aus Teillösungen

      Komplexitätsparameter γ : $1 \leq \gamma \leq$ Kanallänge

Robuster Kanal-Router
Dynamisches Programmieren

- γ = Spalte c
  Betrachte nur Netze mit rechtem Ende $\leq c$
- Bestimme Lösung $\gamma = c$ aus Lösung $\gamma < c$
  - Altes Maximalgewicht plus Netz n mit rechtem Ende in Spalte c
    Es exist. max. zwei solcher Netze (Terminals oben und unten)
  - n Teil der optimalen Lösung, falls
    Gewicht von n plus Gewicht bestehender Netze ohne Überlappung mit $n \geq$ max. Gewicht ohne n

Robuster Kanal-Router

- Für Spalte *c* ausgewähltes Netz merken
  - In selected_net[c]
  - Kann leer sein (= 0, kein neues dazugekommen)
  - Letztes (=rechtes) Netz immer in Lösung
  - Dann nach links suchen
    Nach nicht-überlappendem Netz
  - Wiederhole bis linker Rand erreicht

Robuster Kanal-Router

- Annahme: d_{max} (untere Schranke) Durchgänge reichen
  $\Rightarrow$ Wäre optimale Lösung
- Nur der *Versuch* der Vermeidung von V-Konflikten, keine Garantie
- Falls V-Konflikte unvermeidbar:
  - Entferne ein oder mehrere Netze (Auswahl heuristisch)
  - Verdrahte Netze mit Maze-Routing
  - Rip-up and re-route Ansatz
  - Garantiert alle keine Lösung!
- Falls sich herausstellt, dass keine Lösung:
  - Erneuter Durchlauf mit zusätzlicher Zeile
    Ggf. auch zusätzlicher Spalte

Robouster Kanalrouter Algorithmus

```
RobustRouter(placed_netlist N) begin
    set<int> row ;
    seq<set<int> > S ;
    int[channel_width+1] totalwght, selected_net ;
    bool top ;
    int height, c, r, i ;
    top := true ;
    height := N.dmax() ;
    for (r := 1 ; r ≤ height ; ++r) do
        *SIEHE RECHTE SPALTE* ;
        while c > 0 do
            if (selected_net[c] != 0) then
                n := selected_net[c];
                row := row ∪ {n} ;
                c := x_{n_min} − 1 ;
            else
                c := c-1 ;
        S.append(row);
        top := !top;
        N := N ohne Netze in row;
    *Im Falle von V-Konflikten Maze-Routing anwenden*
```

```
foreach Netze i ∈ netlist N do
    w_i := i.compute_weight(N, top) ;
totalwght[0] := 0 ;
for (c:=1; c ≤ channel_width; ++c) do
    selected_net[c] := 0 ;
    totalwght[c] := totalwght[c-1] ;
    if (∃ Netz n:rechtes Terminal Spalte c, oben) then
        if (w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] > totalwght[c]) then
            totalwght[c] := w_n + totalwght[x_{n_min} − 1];
            selected_net[c] := n;
    if (∃ Netz n:rechtes Terminal Spalte c, unten) then
        if (w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] > totalwght[c]) then
            totalwght[c] := w_n + totalwght[x_{n_min} − 1] ;
            selected_net[c] := n ;
row := ∅ ;
c := channel_width ;
```

- Ggf. Wiederholung mit erhöter Breite/Länge

Kanalverdrahtung

- Wo sind die Kanäle? Channel Definition Problem (CDP)
- Reihenfolge für die Verdrahtung der Kanäle?
  Channel Ordering Problem (COP)
- Standzellen-Entwurf
  - Bei rein lokaler Verdrahtung
    $\Rightarrow$ Reihenfolge egal, Kanäle sind zwischen den Zellreihen
  - Bei nicht lokaler: Globale Verdrahtung
    - Trennt Netze auf einzelne Kanäle auf
    - Übergang zwischen den Kanälen
      (Feedthroughs, reservierte Verdrahtungsebenen)
    - Idee: RSMT
- Bei Slicing Floorplans einfache Lösung:
  - Schnittlinien bilden Kanäle
  - Form/Größe abhängig von Reihenfolge
  - Reihenfolge definiert durch Schnittbaum (DFS mit Post-Order Durchlauf)

Zusammenfassung

- Verdrahtung
- Globale, lokale und Kanalverdrahtung
- Lösungsalgorithmen:
  - Maze-Algorithmus (Lees Algorithmus)
  - Liniensuche
  - A*-Suche
  - Pathfinder
  - ILP-Formulierung
  - Left-Edge Algorithmus
  - Robuster Kanalrouter