Algorithmen im Chip-Entwurf 9

Kanalverdrahtung
und
Verbesserungen für PathFinder

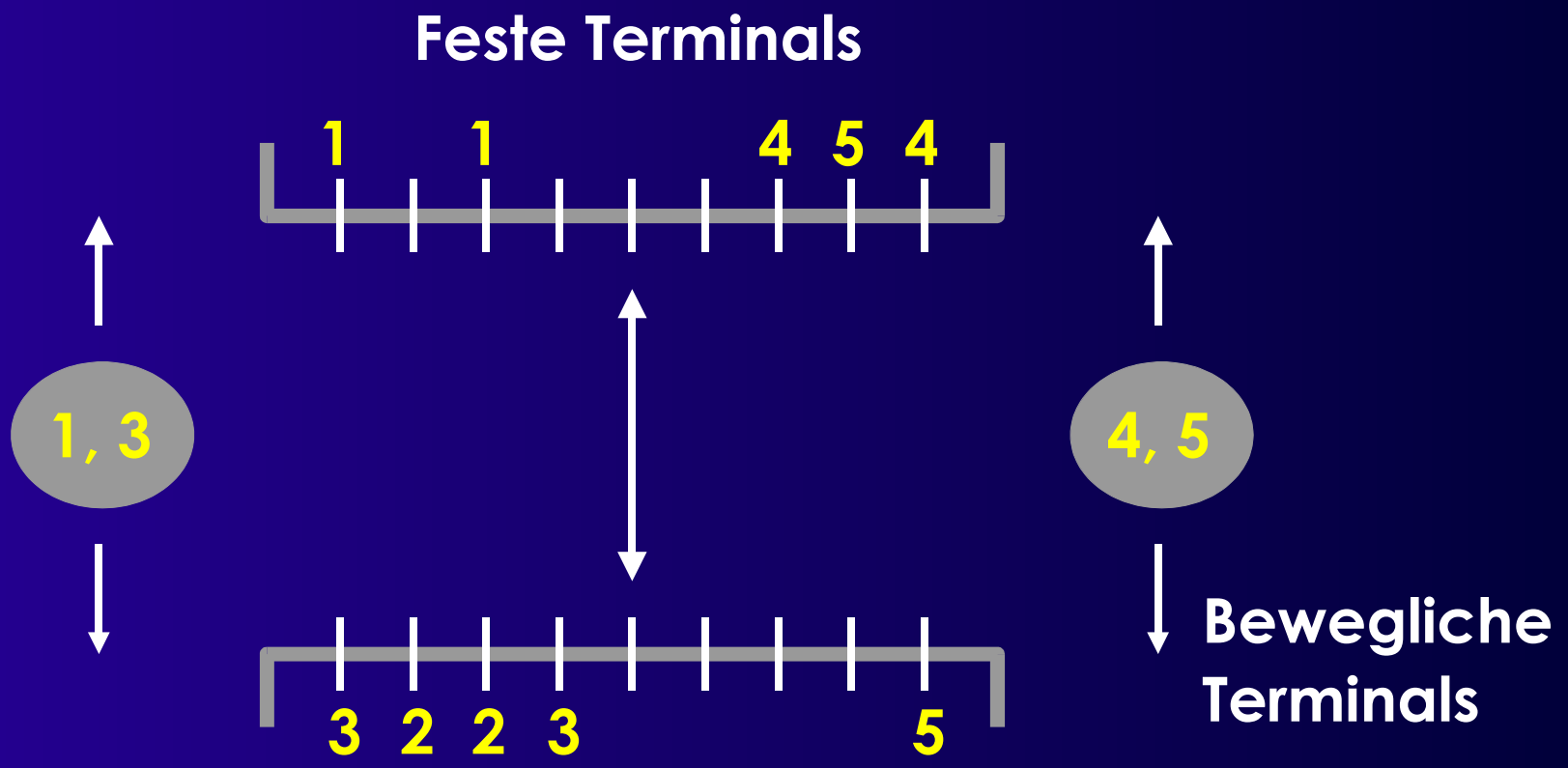
Andreas Koch
FG Eingebettete Systeme
und ihre Anwendungen
TU Darmstadt

Überblick

- Wiederholung
- Kanalverdrahtung
  - Yoeli's Robuster Router
  - Beispiel
- Verbesserungen für PathFinder
- Zusammenfassung

Kanalverdrahtung 1

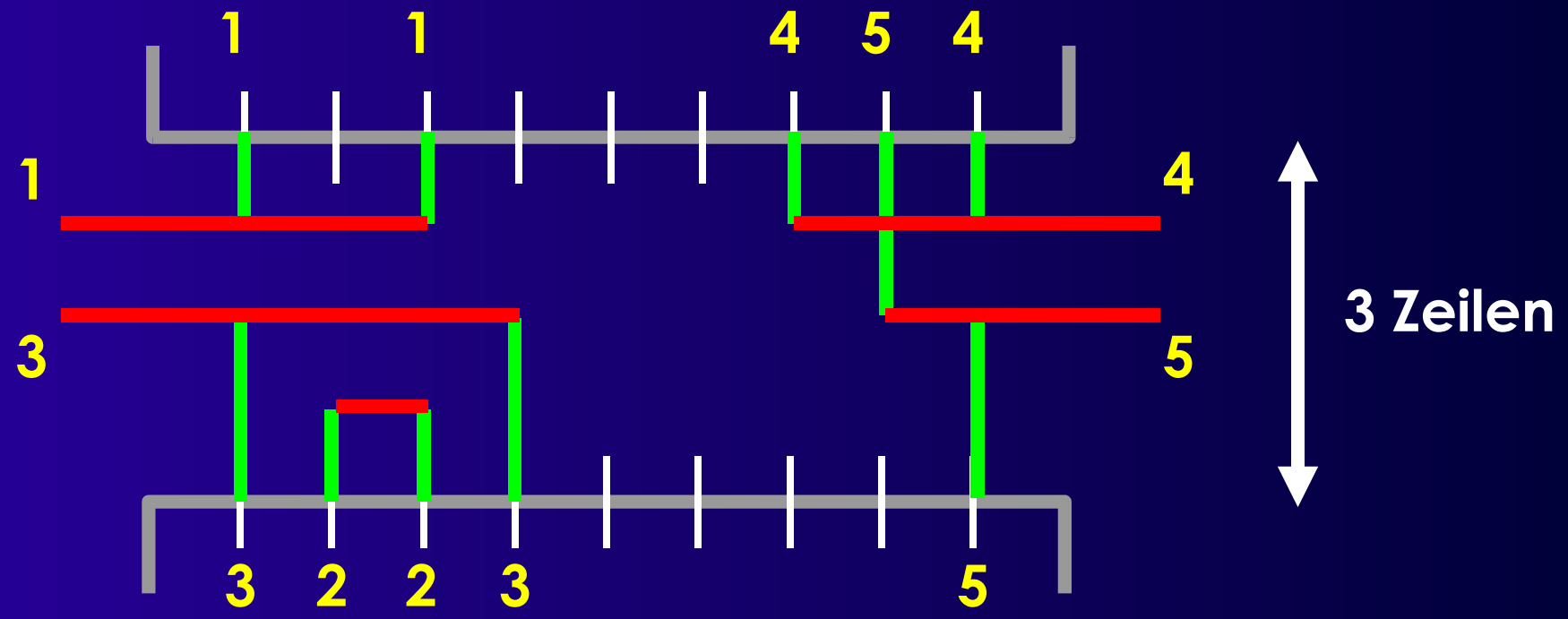
- Verdrahtung von Netzen in rechteckigem Kanal



- Ziel: min. Fläche, (min. Länge, min. Vias)

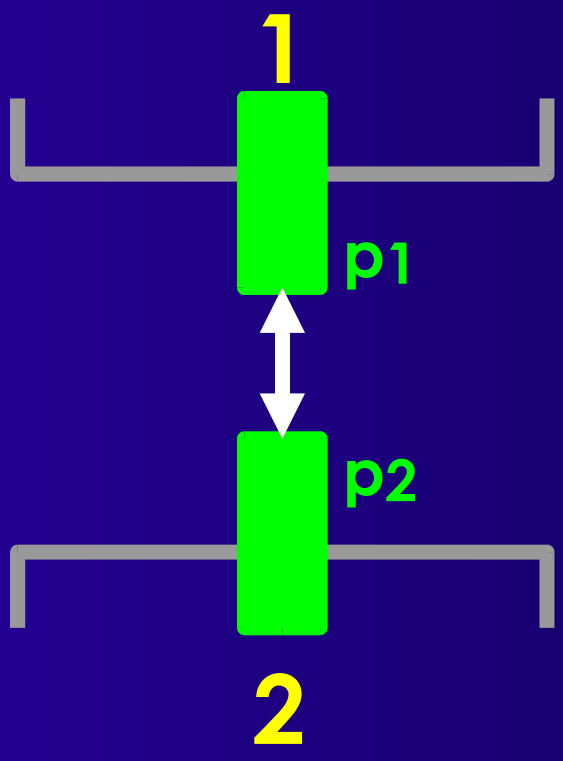
Kanalverdrahtung 2

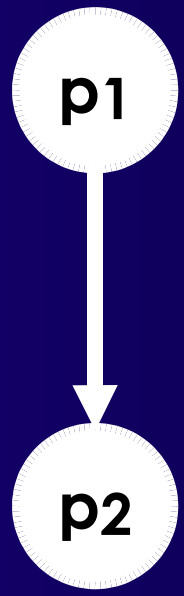
- Beispiel gelöst im klassischen Modell



Vertikale Einschränkungen

- **Zwei gegenüberliegende Terminals**
  - Oberes Segment in den Kanal *muß* über unterem Segment in den Kanal liegen
    - Sonst Kurzschluß





Vertical Constraint Graph (VCG)

Horizontale Einschränkungen

- **Im klassischen Modell**
  - Keine Überlappung zwischen H-Segmenten verschiedener Netze in gleicher Zeile
  - Sonst Kurzschluß

→ **Horizontale Einschränkung**

- **Falls keine vertikalen Einschränkungen**
  - Keine gegenüberliegenden Terminals
    - Lösung durch Left-Edge Algorithmus (1971)

- **Was tun bei H+V Einschränkungen?**
  - NP-vollständig!

Robuster Kanal-Router 1

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

Robuster Kanal-Router 2

- **Berechnung der Gewichte w_i für Netz i**
  - Falls i Spalten der maximalen Dichte überspannt,

    w_i += B (B groß)
    - Erwartete Verringerung der max. Dichte, unabhängig von Seite (steepest descent)
  - Falls i ein Terminal auf der aktuellen Seite (oben / unten) auf Spalte x hat,

    w_i += d(x) (für alle Spalten x)
    - Bevorzuge Netze mit Terminals auf aktueller Seite
  - Für alle Spalten x bei denen eine vertikale Einschränkung verletzt würde,

    w_i -= K d(x) ($5 \leq K \leq 10$)
    - Bestrafe verletzte Einschränkungen

Robuster Kanal-Router 3

- Regeln typisch für Heuristiken
- Robust
  - Unempfindlich gegen kleine Änderungen
- Nach Bestimmung der Gewichte
  - Finde Netz-Untermenge mit maximalem Gewicht, die in selbe Zeile passen
    - Ohne Verletzung horizontaler Einschränkungen
  - Verwendet Intervallgraph
    - Kante zwischen Knoten überlappender Intervalle

Robuster Kanal-Router 4

- **Unabhängige Menge**
  - Menge unverbundener Knoten
- **Also gesucht:**
  - Unabhängige Menge maximalen Gewichts
    - Im allgemeinen NP-vollständig
    - Aber für Intervallgraphen in P!
- **Vorgehensweise**
  - Dynamic Programming
  - Konstruiere optimale Lösung aus Teillösungen
    - Komplexitätsparameter y: $1 \leq y \leq$ Kanallänge

Robuster Kanal-Router 5

- y = Spalte c
  - Betrachte nur Netze mit rechtem Ende $\leq$ c
- Beispiel
  - i_1=[1,4], i_2=[12,15], i_3=[7,13], i_4=[3,8], i_5=[5,10], i_6=[2,6], i_7=[9, 14]
  - $y = 0$, $y = 1$, $y = 2$, $y = 3$: $\emptyset$
  - $y = 4$, $y = 5$: {i1}
  - $y = 6$, $y = 7$: {i1, i6}
  - $y = 8$: {i1, i6, i4}
  - ...

Robuster Kanal-Router 6

- **Bestimme Lösung y=c aus Lösung y<c**
  - **Altes Maximalgewicht *plus***
    Netz *n* mit rechtem Ende in Spalte *c*
    - Es ex. max. zwei solcher Netze (Term. oben / unten)
  - ***n* Teil der optimalen Lösung, falls**
    - Gewicht von *n* plus Gewicht bestehender Netze ohne Überlappung mit *n* >= max. Gewicht ohne *n*

Robuster Kanal-Router 7

- **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!

- **Beispiel:** ..., i_2=[5,9], i_3=[4,6], ..., i_7=[1,3], ...

c=	1	2	3	4	5	6	7	8	9
s_n[c]=	0	0	7	0	0	3	0	0	2

  - i_2 in Lösung, überspringe i_3, i_7 in Lösung

Robuster Kanal-Router 8

- **Annahme: d_{max} Durchgänge reichen**
  - Wäre dann optimale Lösung
- **Iteration**
  - Gewichtsberechnung
  - Konstruiere
    - Maximal-gewichtige unabhängige Menge
- **Aber:**
  - Nur *Versuch* der Vermeidung von V-Konflikten
    - Keine Garantie!

Robuster Kanal-Router 9

- **Falls V-Konflikt unvermeidbar**
  - Entferne ein oder mehrere Netze
    - Heuristik!
  - Verdrahte Netz(e) mit Maze-Routing
    - Gute Umgebung: Viele Hindernisse!
  - Rip-up and Reroute
- **Auch hier: Keine Garantie**

→ Erneuter Durchlauf mit zusätzlicher Zeile

- d_{max} war nur untere Schranke für Zeilenzahl

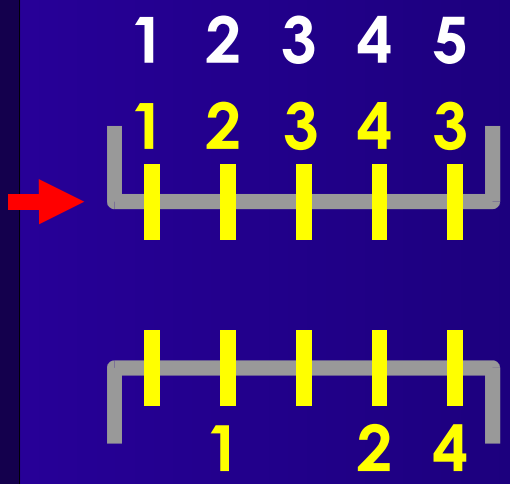
- **Ggf. auch zusätzliche Spalte**

Robuster Kanal-Router 10

```
robust_router(placed_netlist N) {
  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) {
    forall "Netze i in netlist N"
      wi := i.compute_weight(N, top);
    totalwght[0] := 0;
    for (c:=1; c ≤ channel_width; ++c) {
      selected_net[c] := 0;
      totalwght[c] := totalwght[c-1];
      if (n = "Netz mit Term. oben in Spalte c") {
        if (wn + totalwght[xnmin-1] > totalwght[c]) {
          totalwght[c] := wn + totalwght[xnmin-1];
          selected_net[c] := n;
        }
      if (n = "Netz mit Term. unten in Spalte c") {
        if (wn + totalwght[xnmin-1] > totalwght[c]) {
          totalwght[c] := wn + totalwght[xnmin-1];
          selected_net[c] := n;
        }
      }
    }
    row := ∅;
    c := channel_width;
    while (c > 0)
      if (selected_net[c] != 0) {
        n := selected_net[c];
        row := row ∪ {n};
        c := xnmin - 1;
      } else
        --c;
    S.append(row);
    top := !top;
    N := "N ohne Netze in row";
  }
  "Maze-Routing bei V-Konflikten"
}
```

- **Ggf. Wiederholung mit**
  - **Erhöhter Breite**
  - **Erhöhter Länge**

Robuster Kanal-Router 11



x	1	2	3	4	5
d(x)	1	2	2	3	2

$B = 1000,\ K = 5$

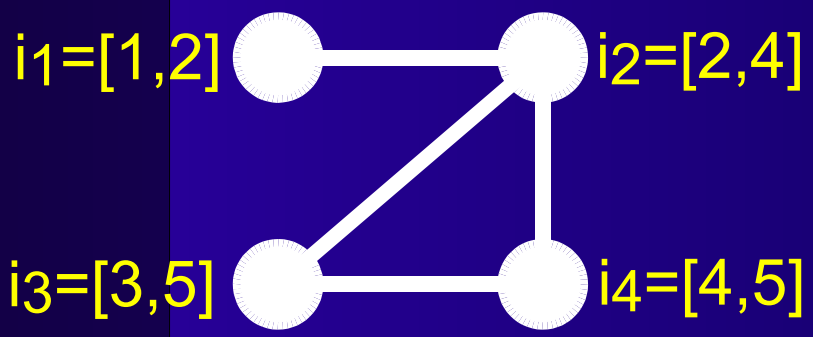
$w_1 = (0) + (1) + (-5 \cdot 2) = -9$

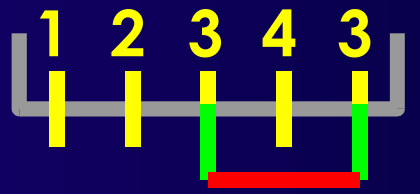
$w_2 = (1000) + (2) + (-5 \cdot (2+3)) = 977$

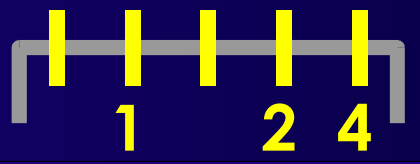
$w_3 = (1000) + (2+2) + (-5 \cdot 0) = 1004$

$w_4 = (1000) + (3) + (-5 \cdot 2) = 993$

totalwght[1]=0	sel[1]=0
totalwght[2]=max(0,0-9)=0	sel[2]=0
totalwght[3]=0	sel[3]=0
totalwght[4]=max(0,0+977)=977	sel[4]=2
totalwght[5]=max(977,0+1004,0+993)=1004	sel[5]=3

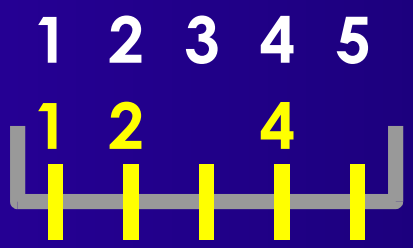






Robuster Kanal-Router 12

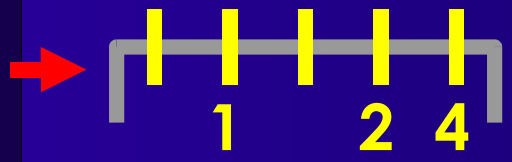
VCG



$w_1 = (1000) + (2) + (-5 \cdot 0) = 1002$

$w_2 = (1000) + (2) + (-5 \cdot 2) = 992$

$w_4 = (1000) + (1) + (-5 \cdot 2) = 991$



x	1	2	3	4	5
d(x)	1	2	1	2	1

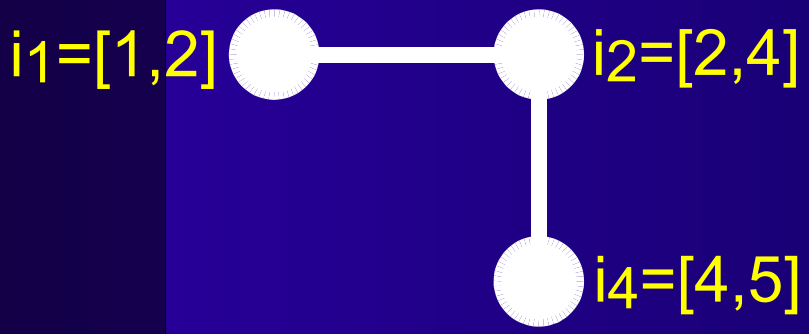
totalwght[1]=0 sel[1]=0

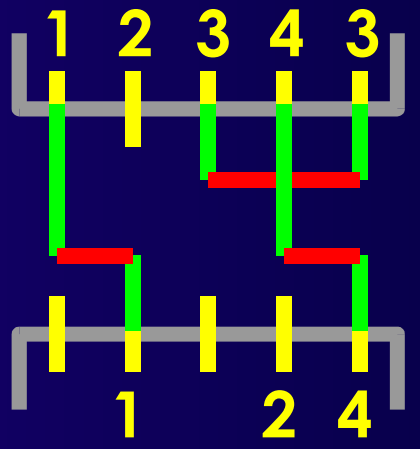
totalwght[2]=max(0,0+1002)=1002 sel[2]=1

totalwght[3]=1002 sel[3]=0

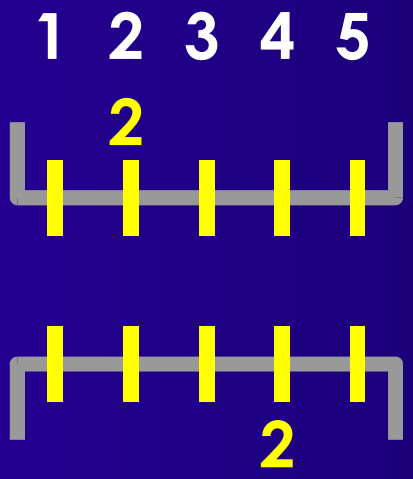
totalwght[4]=max(1002,0+992)=1002 sel[4]=0

totalwght[5]=max(1002,1002+991)=1993 sel[5]=4

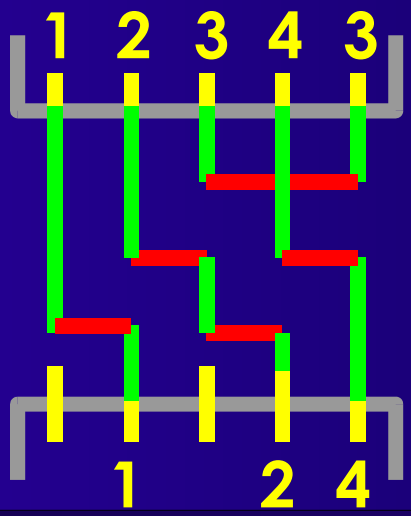




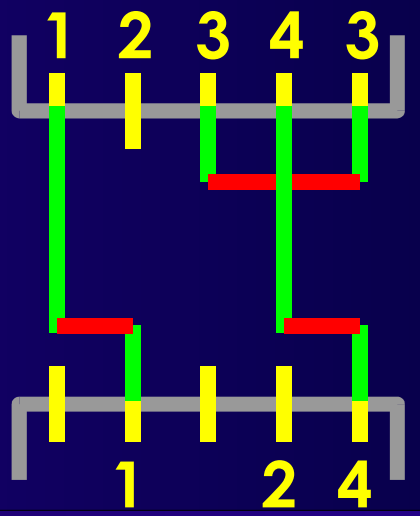
Robuster Kanal-Router 13



- Trivial: Netz 2 in Zeile 2
- Kombinierte Lösung
  - V-Konflikt:
    - 1. Zeile: Netz 3
    - 2. Zeile: Netz 2
    - 3. Zeile: Netz 1, Netz 4



rip-up &
reroute



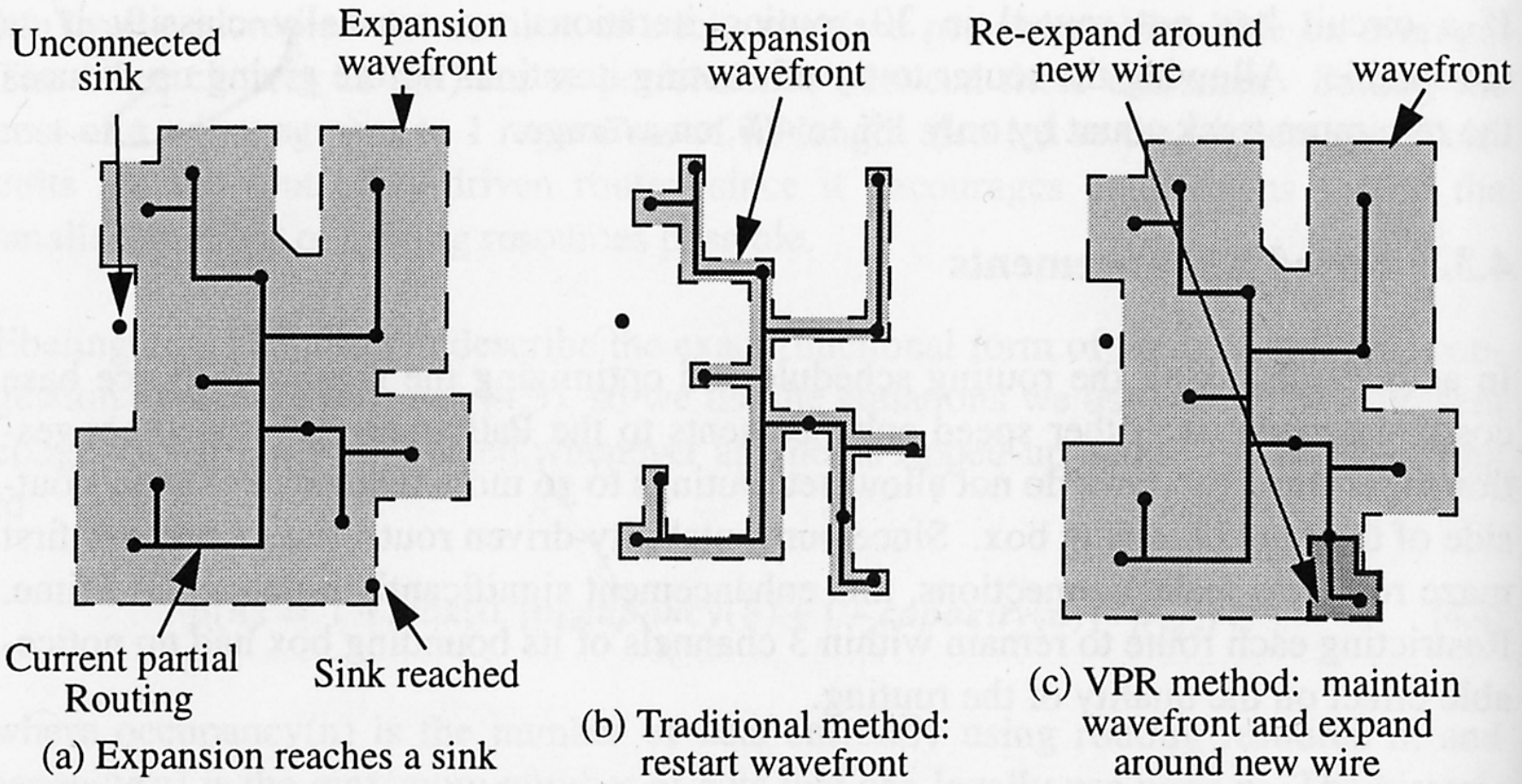
Wiederholung VPR/PathFinder

- Verdrahtungsproblem auf FPGAs
- Verdrahtbarkeitsorientierte Verdrahtung
- PathFinder-Algorithmus
  - Gewichteter Maze-Router
  - $p_{v'}$ h_v
- Erweiterung auf Verzögerung
  - Durch Criticality

Vergleich

- **PathFinder [McMurchie&Ebeling 1995]**
  - Zunächst nur verdrahtungsorientiert
  - Keine vorgegebene Sink-Reihenfolge
  - Wellenausbreitung
    - Bis alle Sinks erreicht
- **Verbesserbar**
  - Alte Wellenfront in PQ nicht verwerfen
    - Einfach neue Sink an RT anschliessen
    - Neue Segmente in PQ übernehmen
  - Bei Verzögerungsorientierung
    - Jetzt steht Sink-Reihenfolge fest
      - Absteigende A_{ij} (vergleichbar Criticality)

Wellenausbreitung



Verbesserungen

- Swartz, Betz, Rose 1998 (U Toronto)
- Optimierung auf Geschwindigkeit
  - Qualitätsverlust?
- Zwei Kernideen
  - Gezielte Ausbreitung statt breiter Wellenfront
  - Beschränkung auf sinnvolle Startpunkte
- Diverse Detailverbesserungen

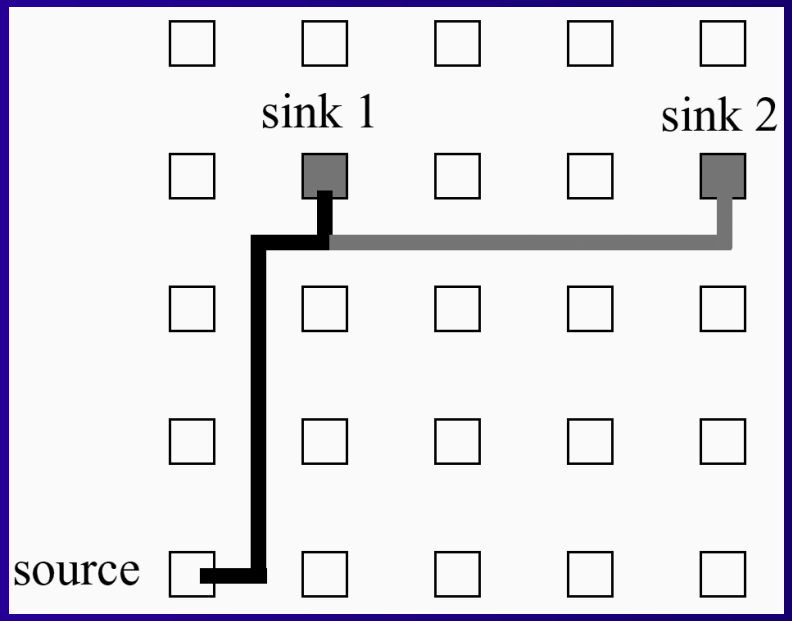
Ausbreitung 1

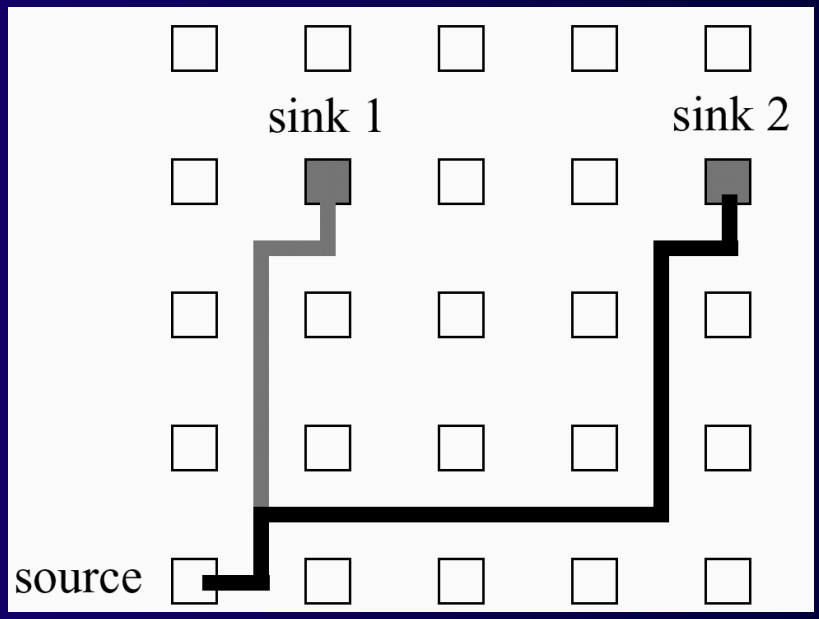
- **Gerichtete Tiefensuche DDFS statt BFS**
  - Suche bevorzugt in Richtung auf Ziel *j* zu

$$\mathrm{Cost}(i,v) = \mathrm{PathCost}(i,u) + C_0 + \alpha \cdot \Delta D$$

    - PathCost(i,u): Kosten bis zum Vorgänger *u*
    - C_0: Verdrahtungsabhängige Basiskosten
      - Vergleichbar c_n, wächst aber viel stärker
      - Weniger Iterationen
    - ΔD: Manhattan-Distanz von *v* zum Ziel *j*
      - <0: *v* liegt näher an *j* als *u* (= billiger)
      - >0: *v* liegt weiter von *j* als *u* (= teurer)
    - α: Richtungsfaktor
      - =0: BFS, keine richtungsabhängigen Komponenten
      - >>0: Nicht mehr verdrahtungsorientiert, Greedy
      - =1.5: Empfohlen, hohe Beschleunigung, gute Qualität

Ausbreitung 2

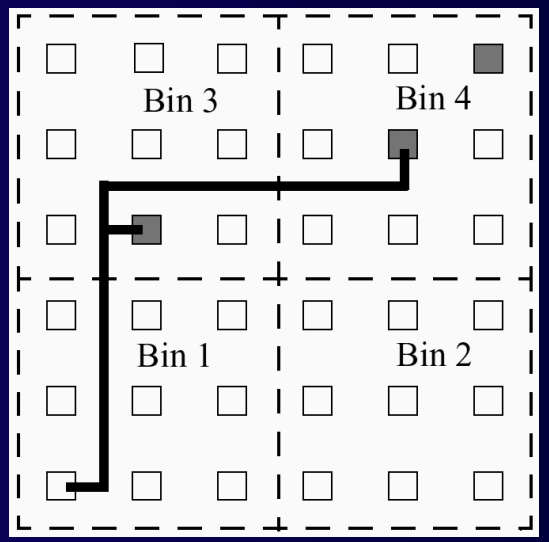




- **Reihenfolge der Sinks**
  - Nächstgelegene zuerst
    - Besser Anschliessbarkeit der Folgenden
- **Reihenfolge der Netze**
  - Viele Terminals zuerst
    - Vermeidung von Blockaden

Sinnvolle Startpunkte

- **PathFinder/VPR**
  - Ausbreitung von gesamten RT aus
    - Übernahme in PQ mit Kosten 0
  - Ineffizient, gerade bei vielen Terminals
- **Idee**
  - Nur Segmente aus RT „nahe“ beim Ziel in PQ
  - Aufteilen der gesamten Fläche in Bins
    - Hier:
      - Nur Segmente in Bin 4 expandieren
- **Lohnend bei**
  - Netzen mit vielen Terminals



Binning Details

- **Bin-Größe**
  - Sollte passen
  - Berechnung pro Netz
    - Durchschnittliche Fläche pro Sink A_s = netBB/#sinks
    - Bewährt: Bin-Größe 4x A_s
  - Expandiere
    - Nur Segmente im gleichen Bin wie nächstes Ziel
      - Einfache Entfernungsberechnung, kein Bin-Raster
- **Leere Bins**
  - Bin mit Ziel enthält noch keine RT-Segmente
  - Erweitere Suchradius auf 8 Nachbar-Bins
  - Falls immer noch leer
    - Suche von ganzem RT aus

Auswirkungen

- **Low-Stress Routing**
  - >10% mehr Tracks als minimal erforderlich
- **15 Beispielschaltungen**
- **Durchschnittliche Rechenzeit**
  - BFS in VPR: 731s
  - DDFS: 14s
  - DDFS+Bins: 7s
- **Durchschnittlicher Qualitätsverlust**
  - BFS in VPR: 15.5 Tracks
  - DDFS: 15.5 Tracks
  - DDFS+Bins: 15.8 Tracks

Praktikum

- Nicht genau nachprogrammieren
  - Viele Details nicht gezeigt
- Konzepte verstehen
- Inspiration für eigene Ideen

- Sinnvoll
  - Routing Graph
  - Darin nach Verdrahtungen suchen

- Papers auf Web-Site
  - PathFinder, McMurchie & Ebeling 1995
  - Verbesserungen von Swartz et al., 1998
  - Auszüge aus VPR Beschreibung, 1999 [19MB!]

Zusammenfassung

- Wiederholung Kanalverdrahtung
- Yoeli's Robuster Router
  - Beispiel für komplexere Heuristik
    - Regeln
  - Ausführliches Beispiel
- Verbesserungen für PathFinder-Algorithmus
  - Schnellere Berechnung
  - Bei minimalem Qualitätsverlust
- Weiteres Vorgehen
  - Donnerstag, 15.12.2005
    - Kolloquien
  - Freitag, 16.12.2005
    - Vorträge
  - Dienstag, 20.12.2005
    - Globale Verdrahtung: Abschnitte 9.4-9.5