Algorithmen im Chip-Entwurf 8

Reale FPGA-Router: PathFinder/VPR

Andreas Koch
FG Eingebettete Systeme
und ihre Anwendungen
TU Darmstadt

Übersicht

- Problem
- Ideen
- Modellierung
- Algorithmus
- Details
- Verbesserungsmöglichkeiten

Problem

- Verdrahtung auf FPGAs
- Begrenzte Anzahl von Ressourcen
  - Verbindungssegmente
- Feste Kanalbreite
  - Unterschied zu vielen ASICs
- Verdrahtbarkeit ausschlaggebend
  - Geschwindigkeit zweitrangig

Idee

- **Berücksichtige Verdrahtbarkeit**
  - Bei Lösung des gesamten Verdrahtungsproblems
- **Bestimme**
  - Nachfrage nach Ressourcen
    - Metallsegmente, Pins, etc.
- **Nachfrage bestimmt Preise**
  - Verschiedene „Verbraucher“ akzeptieren unterschiedliche Preise
    - „Verbraucher“ = Netze
  - „Billige“ Lösungen haben Nachteile
    - Sind z.B. langsamer
- **Versuche Gesamtbedarf zu decken**

Vorgehen

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

Algorithmus

- **PathFinder**
  „A Negotiation-Based Performance-Driven Router for FPGAs“
  - **Larry McMurchie, Carl Ebeling**
  - **Paper auf FPGA 1995**
- **Später verbessert von Swartz, Betz und Rose**
  „A Fast Routability-Driven Router for FPGAs“
  - **Paper auf FPGA 1998**
- **Details in Buch 1999**
  „Architecture and CAD for Deep-Submicron FPGAs“

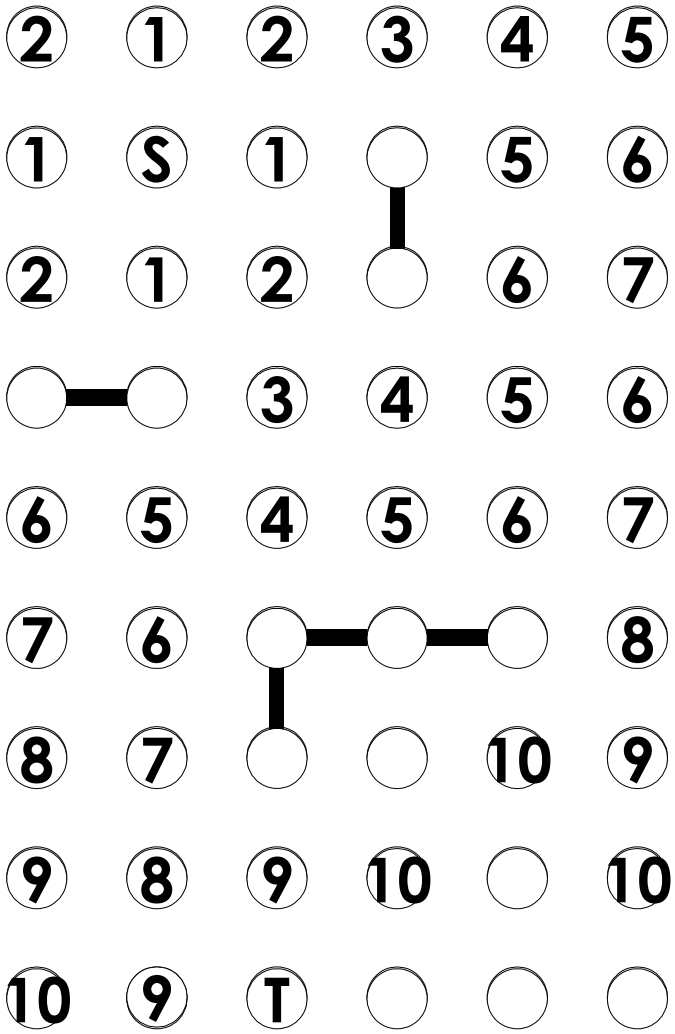
Zwei Stufen

- **Signal Router**
  - **Verdrahtet einzelne Netze**
  - **Maze Router (Lee)**
    - **Aber Verbesserungen möglich**
- **Global Router**
  - **Verdrahtet gesamte Schaltung**

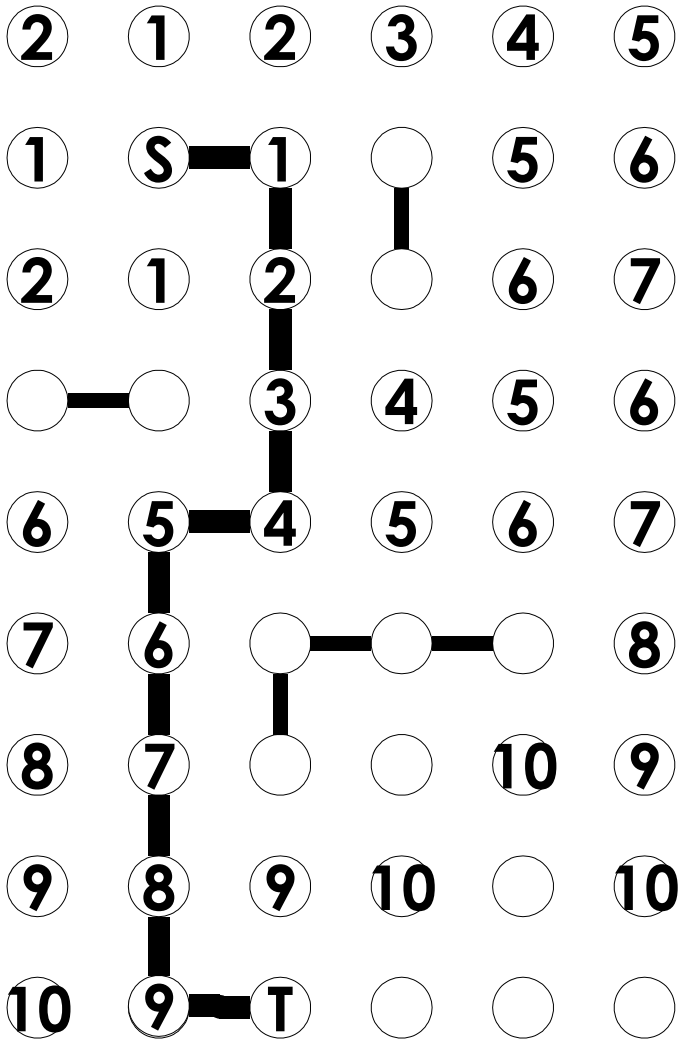
```
globalrouter() {
        count = 0;
        while (sharedresources() && count < limit) {
                foreach (n in Nets)
                        signalrouter(n);
                count++;
        }
        if (count == limit)
                return „unroutable“
}
```

Maze Router

Wellenausbreitung



Pfadrückverfolgung



Vorgehen und Kosten

- **Beim Maze-Router**
  - **Breitensuche**
    - **Wellenfront**
  - **Kosten: Manhattan-Distanz**
    - **D = |x1-x2| + |y1-y2|**
  - **Kosten nur bei Rückverfolgung berücksichtigt**
    - **Nicht bei Wellenausbreitung**
      - **In alle Richtungen**
- **Variation für Signal Router**
  - **Hohe Nachfrage verursacht hohe Kosten**
  - **Bevorzugt in billige Richtungen ausbreiten**
    - **Später Verfeinerung**
      - **Zeitkritische Netze dürfen höhere Kosten verursachen**

Datenstrukturen

- Ausbreitung nicht geometrisch auf Fläche
- Sondern auf Graph von Routing-Ressourcen
  - Routing Resource Graph (RRG)
- RtgRsrc
  - Einzelne Routing-Ressource
  - Z.B. Segment und CLB-Pin
  - Wichtig
    - Konkreter Pin, nicht nur logisches Terminal
- RtgRsrc sind Knoten im RRG
- Kanten: Mögliche Verbindungen dazwischen
  - Später genauer ...

Signal Router 1

```
Tree<RtgRsrc>
signalrouter(Net n) {
        Tree<RtgRsrc> RT;    // Gerade konstruiertes Routing für Netz n
        RtgRsrc i, j, v = nil, w;
        PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ;
        HashMap<RtgRsrc,int> PathCost;          // Wellenausbreitung

        i = n.source();
        RT.add(i, ());          // Quelle ist Bestandteil der Verdrahtung
        PathCost[*] = +Inf;  // Zunächst alles unerreichbar
        PathCost[i] = 0;       // Kosten von Quelle zu Quelle sind 0

        foreach (SinkTerminal j in n.sinks())  {
                /* route Verbindung zur Senke  j */
        } ;

        return (RT);
}
```

Signal Router 2

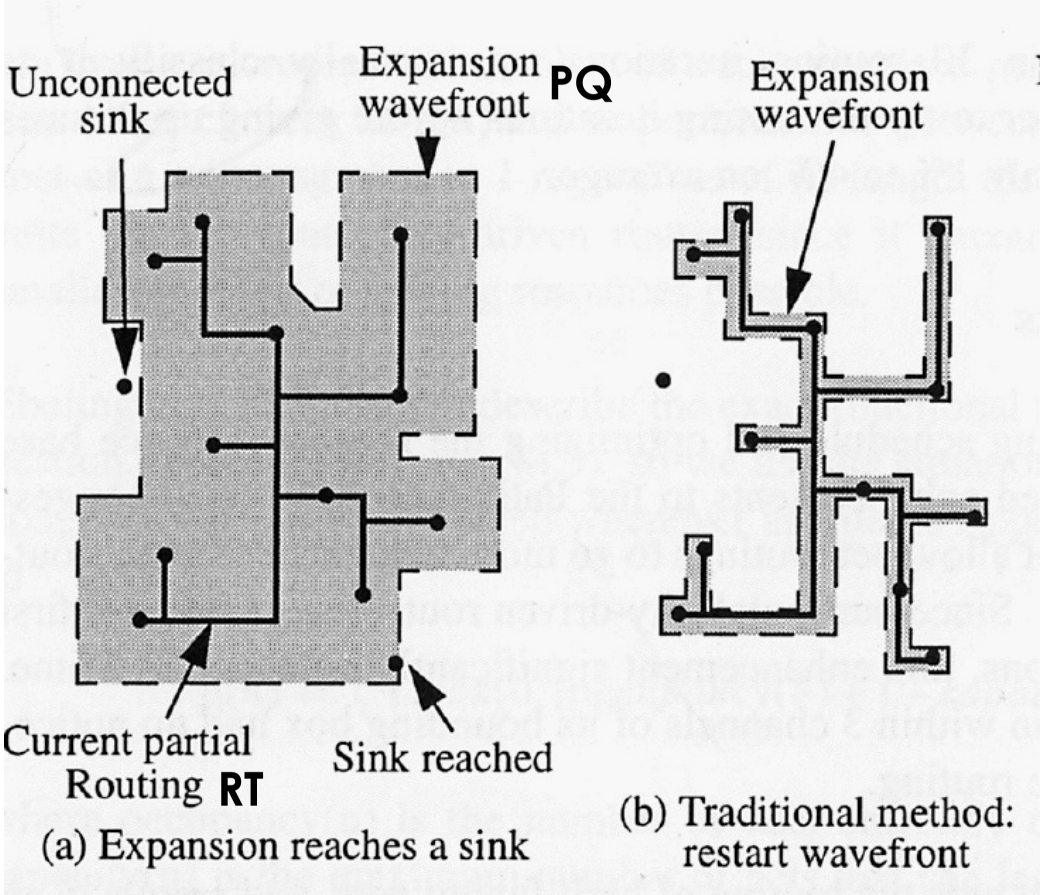
```
foreach (SinkTerminal j in n.sinks) {
        PQ.clear();                                  Ganze bisherige Route ist Ausgangs„punkt“
        foreach (v in RT.nodes())
                PQ.add(0, v)
        do  {                                                Kostenbasierte Wellenausbreitung
                v = PQ.removeLowestCostNode();
                if (v != j)
                        foreach (w in v.neighbors()) {      /* Kosten ≠ Distanz ! */
                                if (PathCost[w] > PathCost[v] + w.cost()) {
                                        PathCost[w] = PathCost[v] + w.cost();
                                        PQ. add(PathCost[w], w);
                                }
                        }
        } while (v != j)

        while (! (v in RT.nodes())) {                                Pfadrückverfolgung
                w = v.findCheapestNeighbor(PathCost);
                RT.add(v,(w,v));
                v.updateCost();      /* Rsrc. jetzt benutzt, für Nachfolger teurer */
                v = w;
        }
}
```

Signal Router Details 1

- Verdrahtungsressourcen sind persistent
  - Z.B. Globale Variablen
- v.cost() über alle Netze berechnet
  - Mehrere Aufrufe von Signal Router
  - Auch mehrere Iteration vom Global Router (später!)
- v.updateCost() aktualisiert die Daten
- v.neighbors() definiert Verdrahtungsarch.
  - Routing Resource Graph
  - Sinnvolle Begrenzung:
    - Nicht mehr als 3 Kanäle ausserhalb des umschliessenden Rechtecks suchen
    - Verkleinert Suchraum
      - Bei nur minimaler Qualitätsminderung

Signal Router Details 2

- **Pfadrückverfolgung und Anschluss**



Verdrahtbarkeit

- **Fliesst via Kostenfunktion v.cost() ein**

$$c_v = b_v \cdot p_v$$

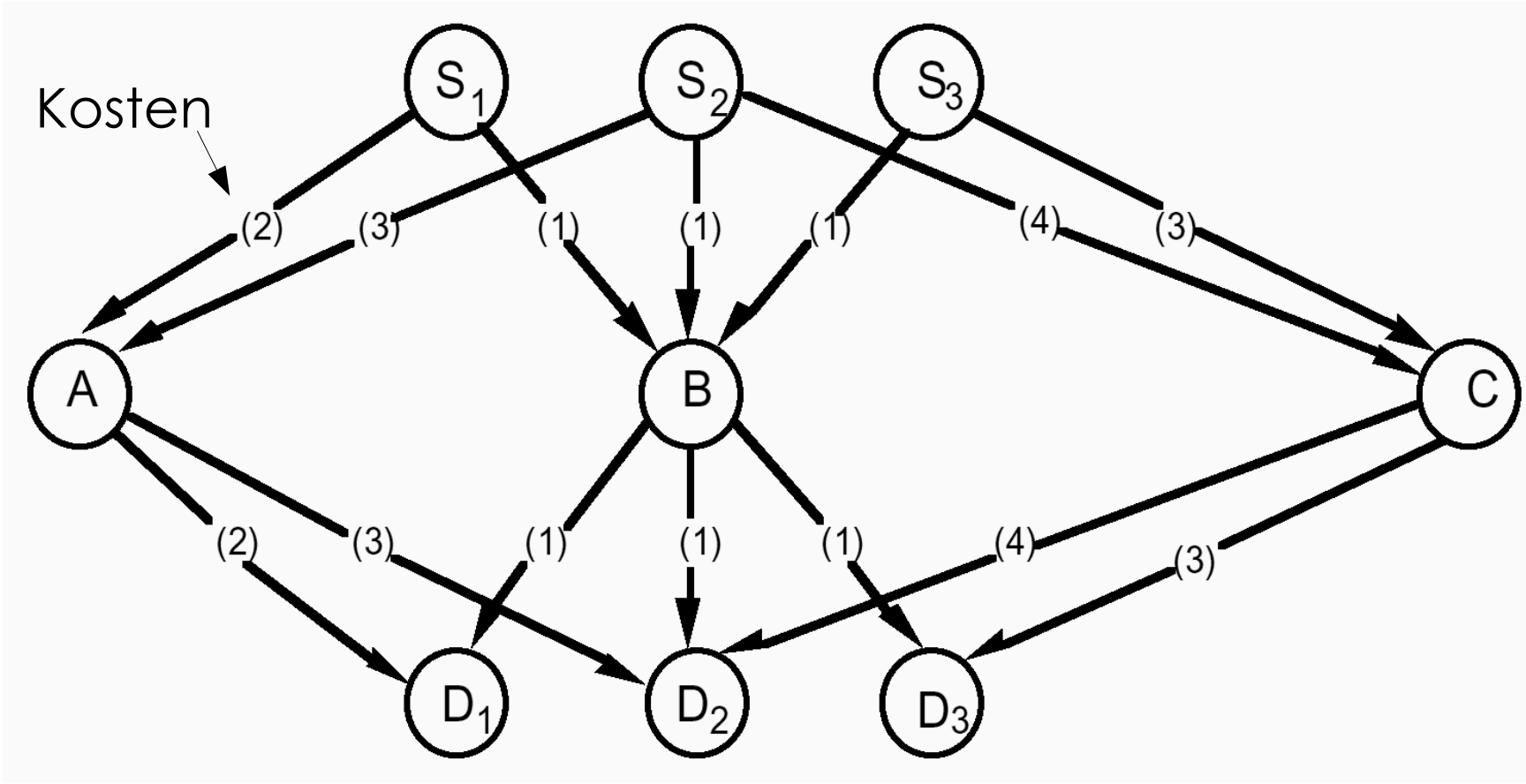
- **Idee**
  - **Basiskosten b_v eines Knotens *v***
    - **Zunächst annehmen b_v=1 (wird später verfeinert)**

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

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

  - **Occupancy(v): Belegungsanzahl der Ressource v**
  - **Capacity(v): Belegungskapazität der -"-**
  - **p_{fac0}=0.5, p'_{fac} = 2 p_{fac} nach Iteration vom Global Router**
  - **Bei jeder Netzänderung occupancy(v) aktualisieren**
    - **Passiert in v.updateCost**

Beispiel p_v



Maze Routing Reihenfolge: 1,2,3 = 17 2,1,3=15 3,2,1=Fehlschlag
Alternative: Pathfinder-Algorithmus
1. Iteration Global Router: B dreifach belegt, Kosten v.cost() merken
M. Iteration Global Router: 1 nun über A billiger, Kosten merken
N. Iteration Global Router: 3 nun über C billiger, keine Überbelegung mehr

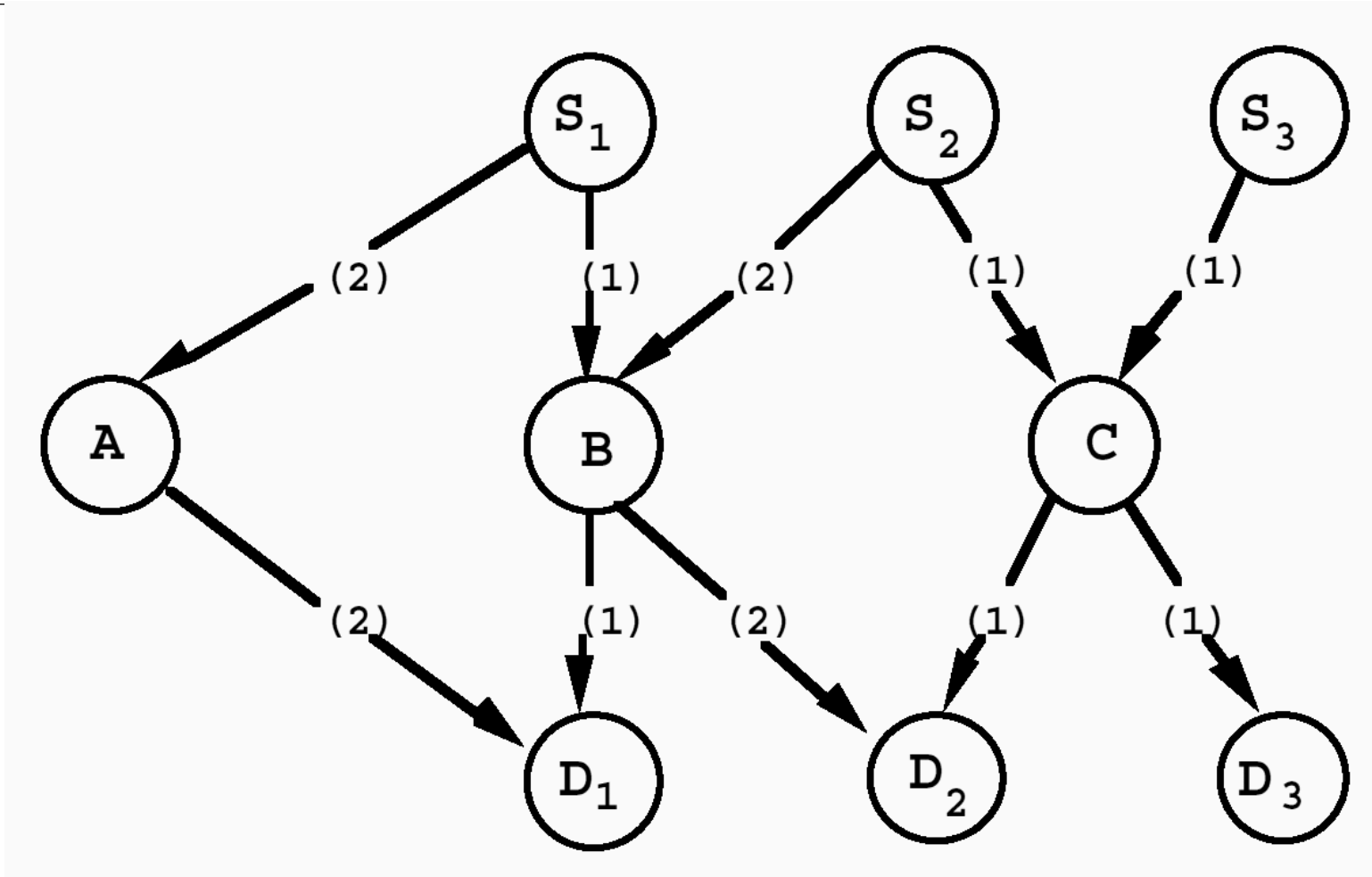
Algorithmus: 1. Versuch

```
globalrouter(Set<Nets> N) {
        HashMap<Net,Tree<RtgRsrc>> NRT;
        count = 0;
        pfac = 0.5;
        while (sharedresources() && count < limit) {
                foreach (n in N) {

                        // dieses Netz wegnehmen
                        NRT[n].unroute();                    // muss p_v aktualisieren!

                        // und neu verdrahten
                        NRT[n] = signalrouter(n);
                }
                // Überbelegungen in nächstem Durchlauf verteuern
                pfac = 2 * pfac;
                updateAllRtgRsrcCosts(pfac);          // wird noch verfeinert!
                count++;
        }
        if (count == limit)
                return „unroutable“
}
```

Beispiel

- An Tafel
  - Folien im Web

Weitergehendes Beispiel



Mit einfachem Maze Router in Reihenfolge 1,2,3: C doppelt belegt

Lösung: 1 aus dem Weg schaffen, 2 neu verdrahten
Aber: 1 ist gar nicht behindert, geht also nicht freiwillig

Lösung

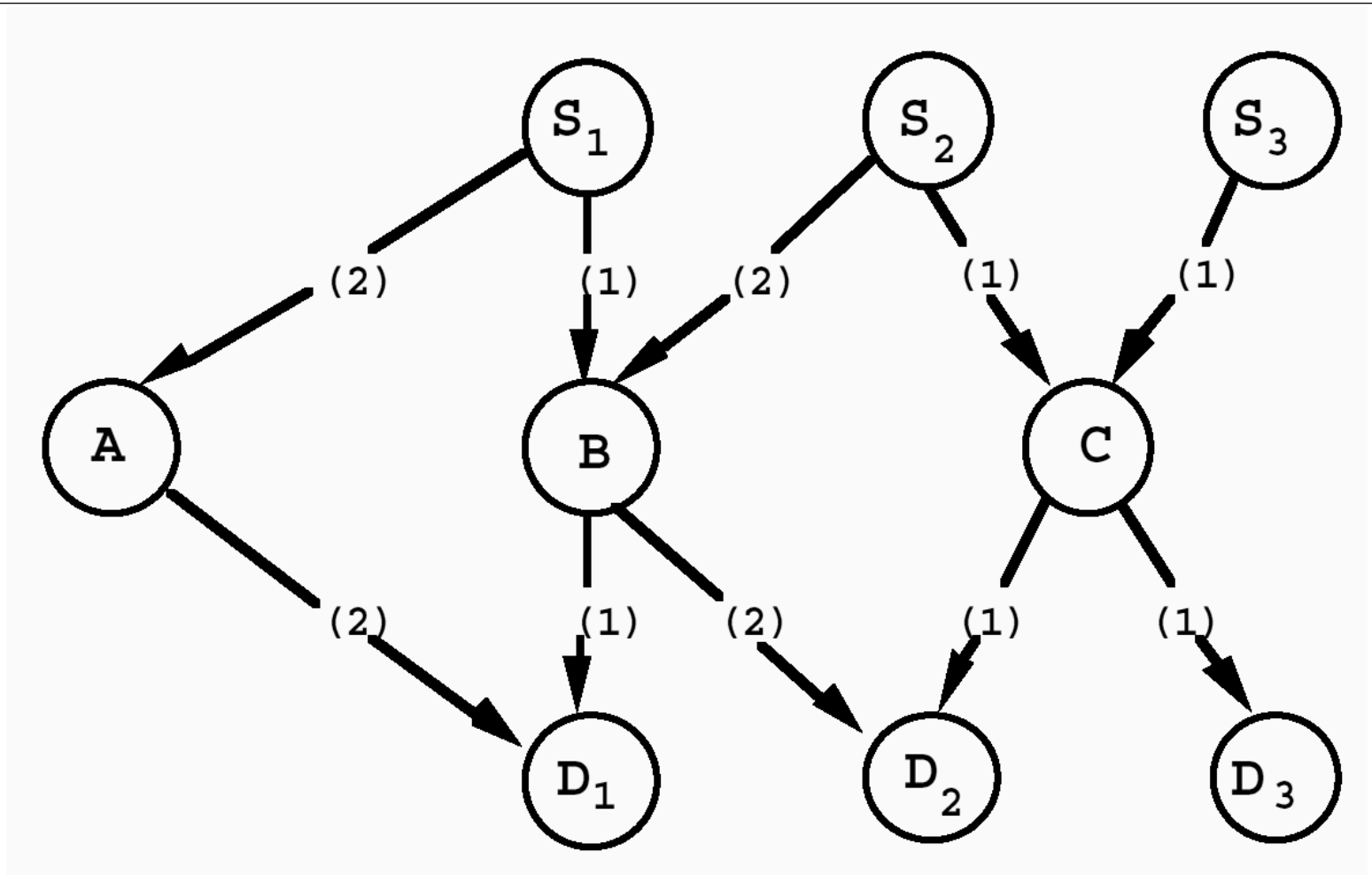
- p_v reicht alleine nicht aus
- Besseres „Gedächtnis“ einführen
  - Historische Überbelegungen erhöhen den akt. Preis
  - h_v akkumuliert alle Mehrfachbelegungen
    - p_v sieht nur aktuelle Belegung
  - Kostenfunktion erweitern $c_v = b_v \cdot p_v \cdot h_v$
- Aktualisiere einmal pro Global Router Iteration *i*

$$\mathrm{h}(v)^i = \begin{cases} 1, i = 1 \\ \mathrm{h}(v)^{i-1} + \max(0, \mathrm{occupancy}(v) - \mathrm{capacity}(v)), i > 1 \end{cases}$$

Beispiel

- An Tafel
  - Folien auch auf Web-Seite

Wirkung von h_v



1,2,3: C doppelt belegt

Weitere Iterationen: C wird immer teurer durch Akkumulieren der h_C

2 weicht dann auf B aus, Doppelbelegung via $p_{B,}$,h_B, 1 weicht auf A aus

Basiskosten b_v

- Idee: RtgRsrc-Verzögerung einfließen lassen
  - Bei uns nur via T_{switch}
  - Führt aber zu Verschlechterung!
- Besser: Feste Kosten (U Toronto)
  - 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
      - Werden eher abgearbeitet
- Vorschlag
  - Input Pins b_v=0.95
  - Alle anderen Elemente b_v=1

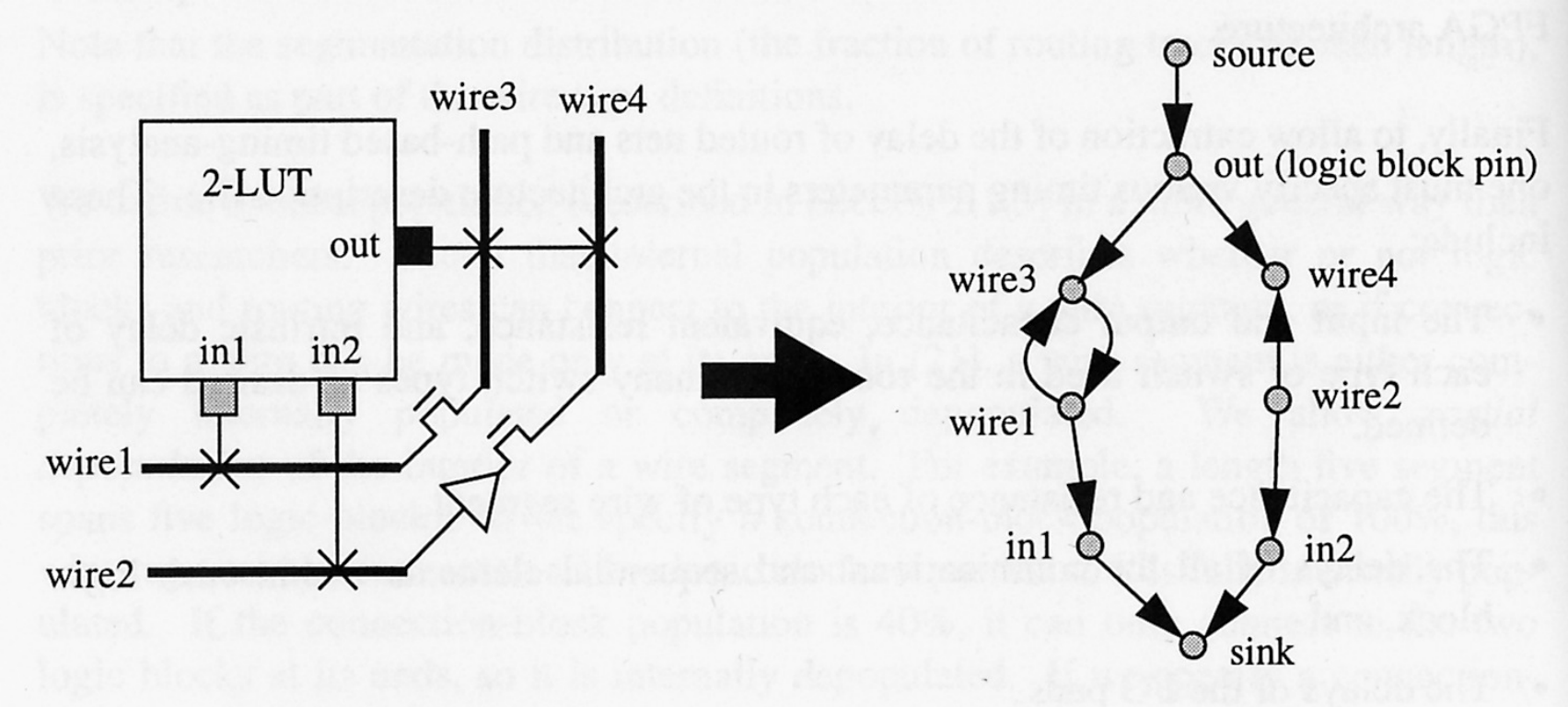
Vervollständige globalrouter()

```
Graph<RtgRsrc>     Interconnect;          // Kanten (RtgRsrc,RtgRsrc)

globalrouter(Set<Nets> N) {
        HashMap<Net,Tree<RtgRsrc>> NRT;
        count = 0;
        pfac = 0.5
        while (sharedresources() && count < limit) {
                foreach (n in N) {
                        NRT[n].unroute();     // muss p_v aktualisieren!
                        NRT[n] = signalrouter(n);
                }
                pfac = 2 * pfac;
                count++;
                foreach (r in Interconnect.nodes()) {
                        r.updateHistory();              // h_v aktualisieren
                        r.updateWithNewPfac();  // Gesamkosten aktualisieren
                }
        }
        if (count == limit)
                return „unroutable“
}
```

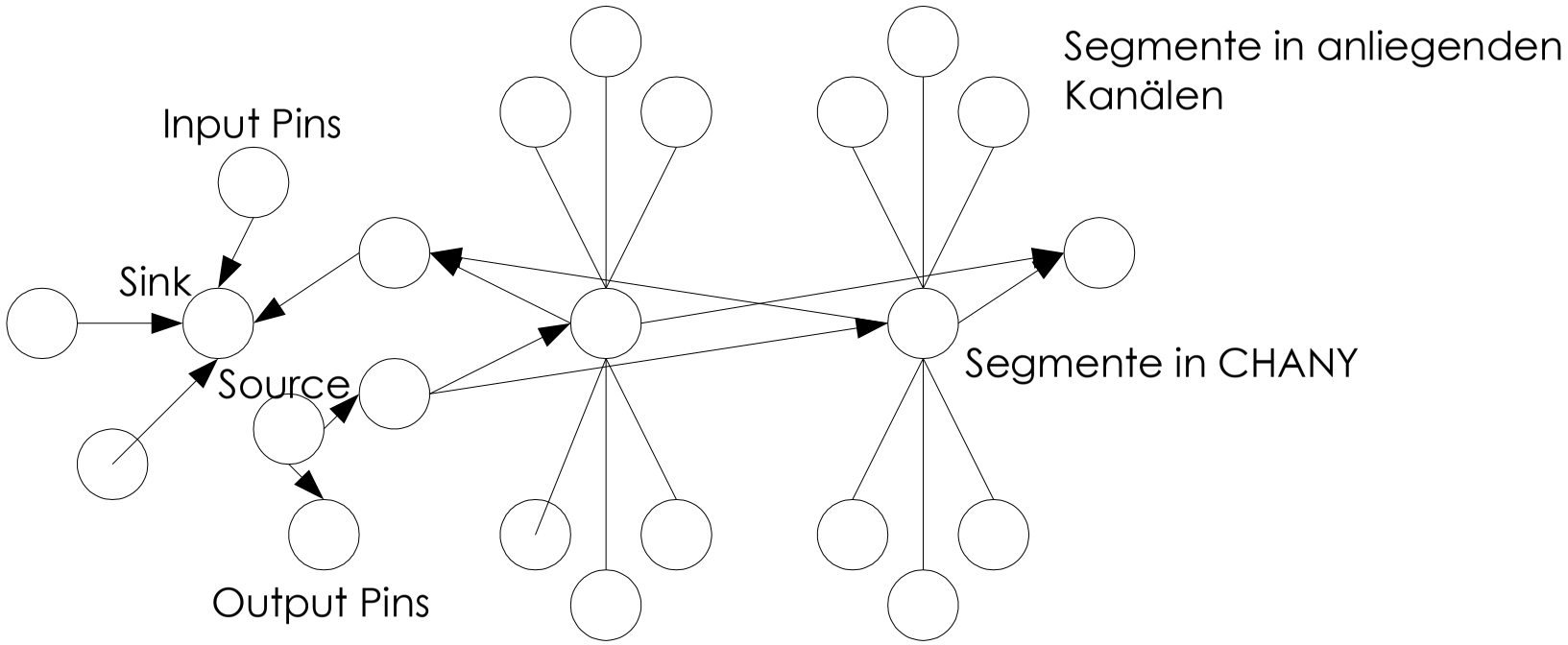
Routing Resource Graph RRG

- Fundamentale Datenstruktur
- Modelliert Verbindungsnetzwerk
- Knoten
  - Leitungen (Verdrahtungssegmente)
  - Pins
- Kanten
  - Schalter (Pass-Transistoren, bidirektional)
  - Buffer (unidirektional)
- Äquivalente Pins
  - Outputs: Source-Knoten
  - Inputs: Sink-Knoten
- Fassungsvermögen (capacity)
  - Bei Source/Sink-Knoten: Anzahl der Out/In-Pins

RRG Beispiel 1



RRG Beispiel 2



- **Verzögerung $d_{u,v}$**
  - **T_{switch} zwischen Metallsegment-Knoten *u, v***

Ausbau auf Verzögerung

- **Optimiere auch noch Verzögerung**
  - **Zwischen Terminals *i* und *j* eines Netzes**
- **Erweiterung der Kostenfunktion v.cost(u)**

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

- **$d_{u,v}$: Verzögerung von *u* nach *v***
- **Crit(i,j): Abart der Criticality(i,j)**

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

  - **Idee: Auch kritische Netze achten *etwas* auf Verdrahtbarkeit**

Änderung signalrouter()

```
foreach (SinkTerminal j in n.sinks ordered decreasing Crit(i,j)) {
        PQ.clear();
        foreach (v in RT.nodes())
                PQ.add(0, v)
        do {
                v = PQ.removeLowestCostNode();
                if (v != j)
                        foreach (w in v.neighbors()) {
                                if (PathCost[w] > PathCost[v] + w.cost(v)) {
                                        PathCost[w] = PathCost[v] + w.cost(v);
                                        PQ. add(PathCost[w], w);
                                }
                        }
        } while (v != j)

        while (! (v in RT.nodes())) {
                w = v.findCheapestNeighbor(PathCost);
                RT.add(v,(w,v));
                v.updateCost();
                v = w;
        }
}
```

Änderung globalrouter()

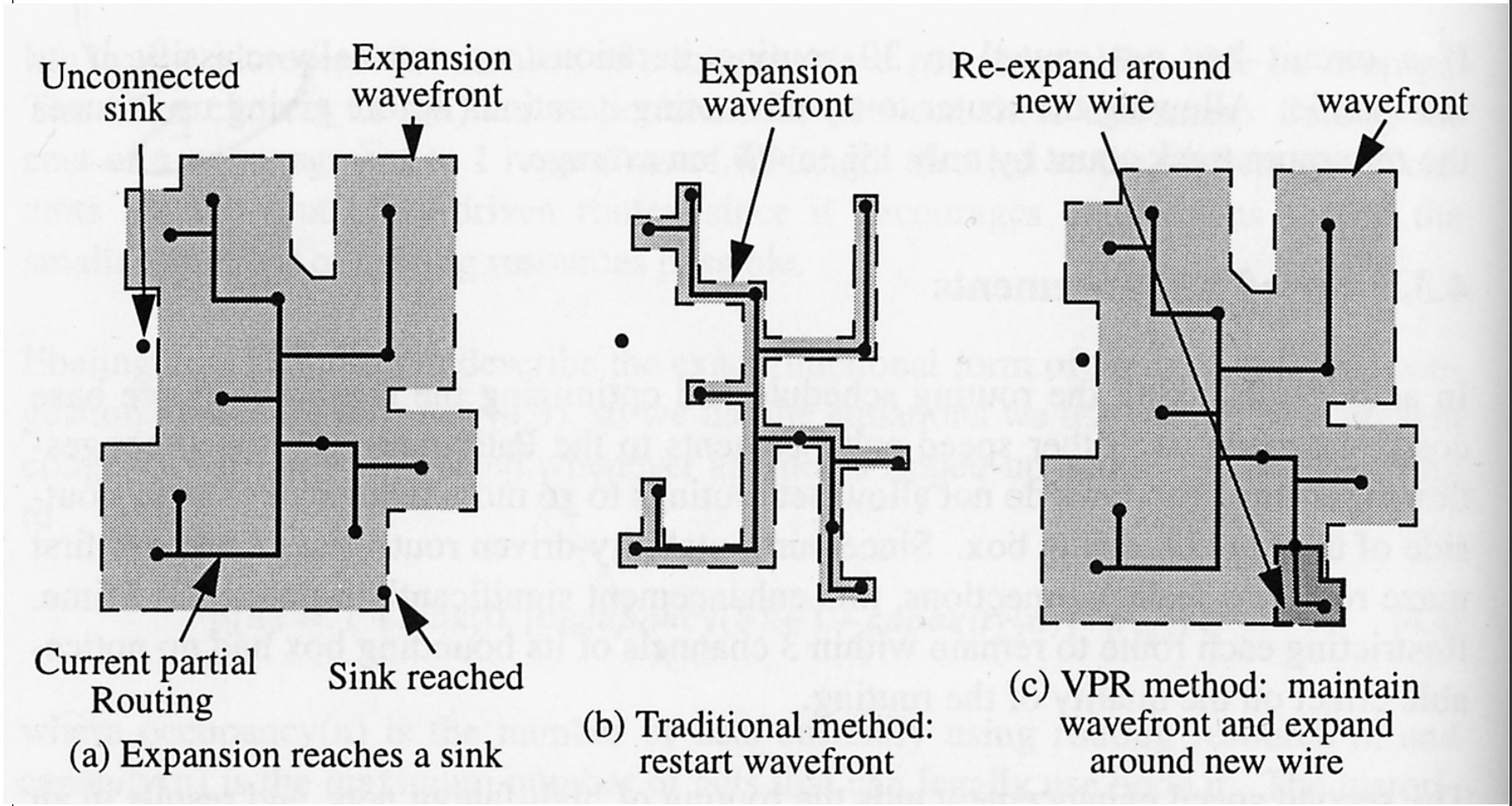
```
Graph<RtgRsrc>     Interconnect;

globalrouter(Set<Nets> N) {
        HashMap<Net,Tree<RtgRsrc>> NRT;
        count = 0;
        foreach (n in N)
                foreach (j in n.sinks())
                        Crit[n.source(), j] = 1
        while (sharedresources() && count < limit) {
                foreach (n in N) {
                        NRT[n].unroute();     // muss p_v aktualisieren!
                        NRT[n] = signalrouter(n);
                }
                count++;
                foreach (r in Interconnect)
                        r.updateHistoryAndPfac();// h_v und pfac aktualisieren
                N.timingAnalysis();           // Crit[i,j] aller Netze aktualisieren
        }
        if (count == limit)
                return „unroutable“
}
```

Im ersten Durchgang Nachfrage bei minimaler Verzögerung bestimmen

Vergleich

- **PathFinder [McMurchie&Ebeling 1995]**
  - Zunächst nur verdrahtungsorientiert
  - Keine vorgegebene Sink-Reihenfolge
  - Wellenausbreitung
    - Bis alle Sinks erreicht
- **Verbesserung ohne Verzögerungsorientierung**
  - Alte Wellenfront in PQ nicht verwerfen
    - Einfach neue Sink an RT anschliessen
    - Neue Segmente in PQ übernehmen (VPR 1997)
    - *Nur* bei reiner Verdrahtungsorientierung
    - Klappt *nicht* bei Optimierung auf Verzögerung!
      - Unterschiedliche Kosten c_v bei anderen Terminals *i, j*
- **Bei Verzögerungsorientierung**
  - Jetzt steht Sink-Reihenfolge fest
    - Im Paper: Absteigende A_{ij} (vergleichbar Criticality)

Schnellere Wellenausbreitung



- **Nur bei reiner Verdrahtungsorientierung**
  - **Nicht bei Einbeziehen von Timing!**

Verbesserungen

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

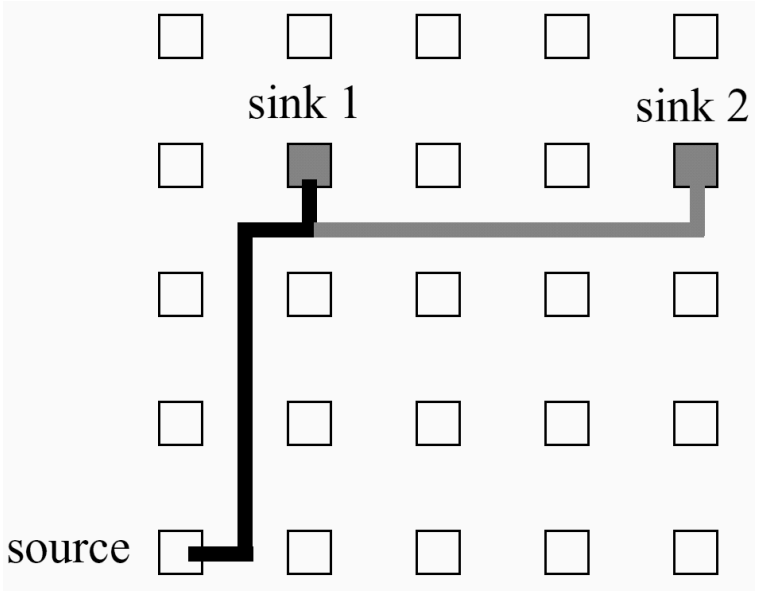
Ausbreitung 1

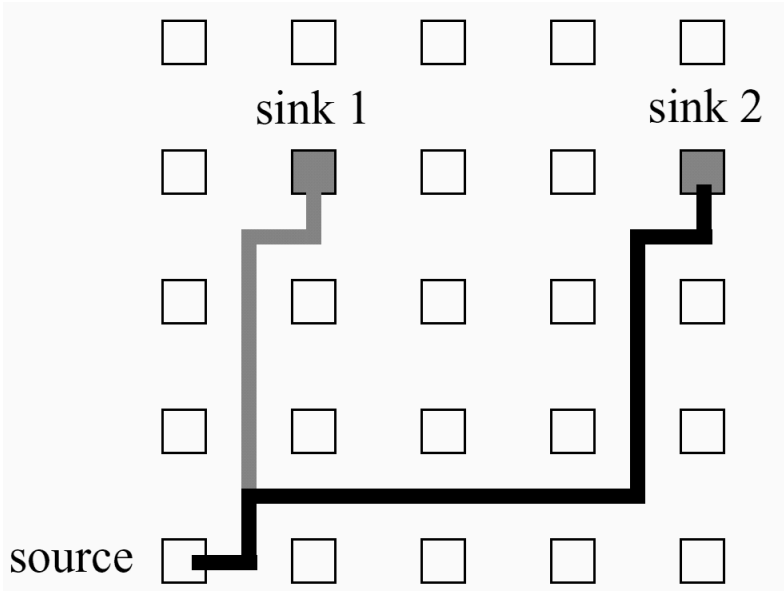
- **Gerichtete Tiefensuche DDFS statt BFS**
  - **Suche bevorzugt in Richtung auf Ziel *j* zu**

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

    - **PathCost(i,u): Kosten bis zum Vorgänger *u***
    - **C_0: Verdrahtungsabhängige Basiskosten**
      - **Vergleichbar c_v, 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

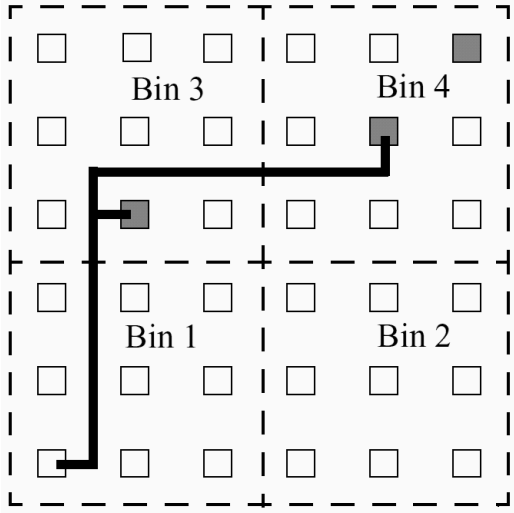




- **Reihenfolge der Sinks**
  - **Nächstgelegene zuerst**
    - **Bessere Anschliessbarkeit der folgenden Sinks**
- **Reihenfolge der Netze**
  - **Die mit vielen Terminals zuerst**
    - **Vermeidung von Blockaden**

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 n
    - Durchschnittliche Fläche pro Sink A_s = bbox(*n*)/|sinks(*n*)|
    - 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

Programmierprojekt

- Algorithmus 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

- Verdrahtungsproblem auf FPGAs
- Verdrahtbarkeitsorientierte Verdrahtung
- PathFinder-Algorithmus
  - Gewichteter Maze-Router
  - p_v, h_v
- Erweiterung auf Verzögerung
  - Durch Criticality
- Verbesserungen
  - Bessere Suchalgorithmen