

Algorithmen im Chip-Entwurf 8

Reale FPGA-Router: PathFinder/VPR

Andreas Koch
FG Eingebettete Systeme
und ihre Anwendungen
TU Darmstadt

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

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

■ 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

- **Verdrahte jedes Netz für sich alleine**
 - Mit den aktuellen Ressourcenkosten
 - Jeweils optimal
 - ◆ ... für gegebenen Algorithmus
 - Ignoriere Ressourcenbegrenzungen
- **Zähle Mehrfachbelegungen**
- **Grundlage für Nachfrageberechnung**

- **Solange Mehrfachbelegungen**
 - Erhöhe Kosten für stark nachgefragte Rsrc.
 - Verwerfe gesamte Verdrahtung
 - Verdrahte nochmal mit den neuen Kosten
- **Sollte nach 30-45 Iterationen konvergieren**

■ Signal Router

- Verdrahtet einzelne Netze
- Maze Router (Lee)
 - ◆ Aber Verbesserungen möglich

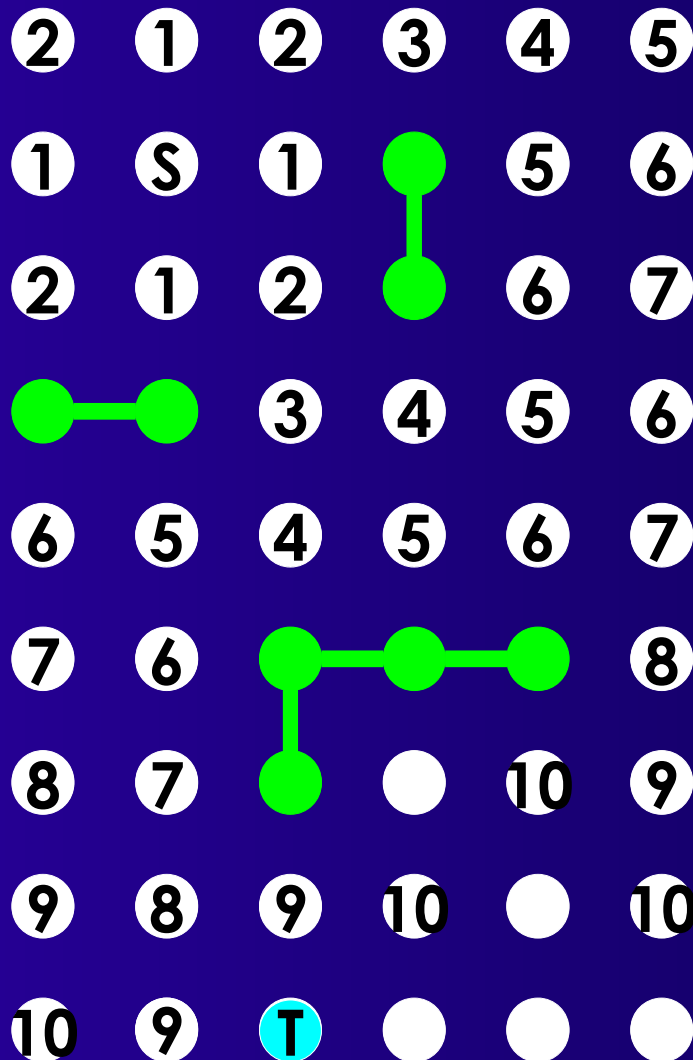
■ Global Router

- Verdrahtet gesamte Schaltung

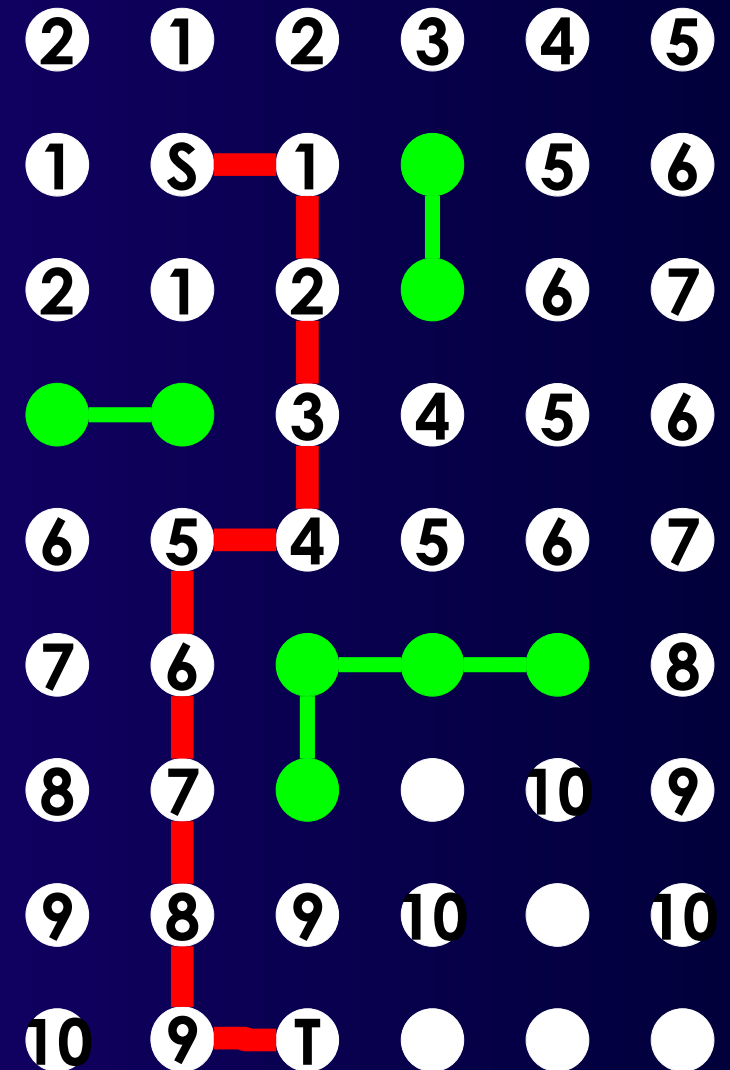
```
globalrouter() {  
    count = 0;  
    while (sharedresources() && count < limit) {  
        foreach (n in Nets)  
            signalrouter(n);  
        count++;  
    }  
    if (count == limit)  
        return „unroutable“  
}
```

Maze Router

Wellenausbreitung



Pfadrückverfolgung



Vorgehen und Kosten

■ Beim Maze-Router

- Breitensuche
 - ◆ Wellenfront
- Kosten: Manhattan-Distanz
 - ◆ $D = |x_1 - x_2| + |y_1 - y_2|$
- 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

Signal Router 1

```
Tree<RtgRsrc>
signalrouter(Net n) {
    Tree<RtgRsrc> RT;
    RtgRsrc i, j, v = nil, w;
    PriorityQueue<int,RtgRsrc> PQ;
    HashMap<RtgRsrc,int> PathCost;

    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();  
    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()) {  
                    PathCost[w] = PathCost[v] + w.cost();  
                    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;  
    }  
}
```

Ganze bisherige Route ist Ausgangs„punkt“

Kostenbasierte Wellenausbreitung

/ Kosten \neq Distanz ! */*

Pfadrückverfolgung

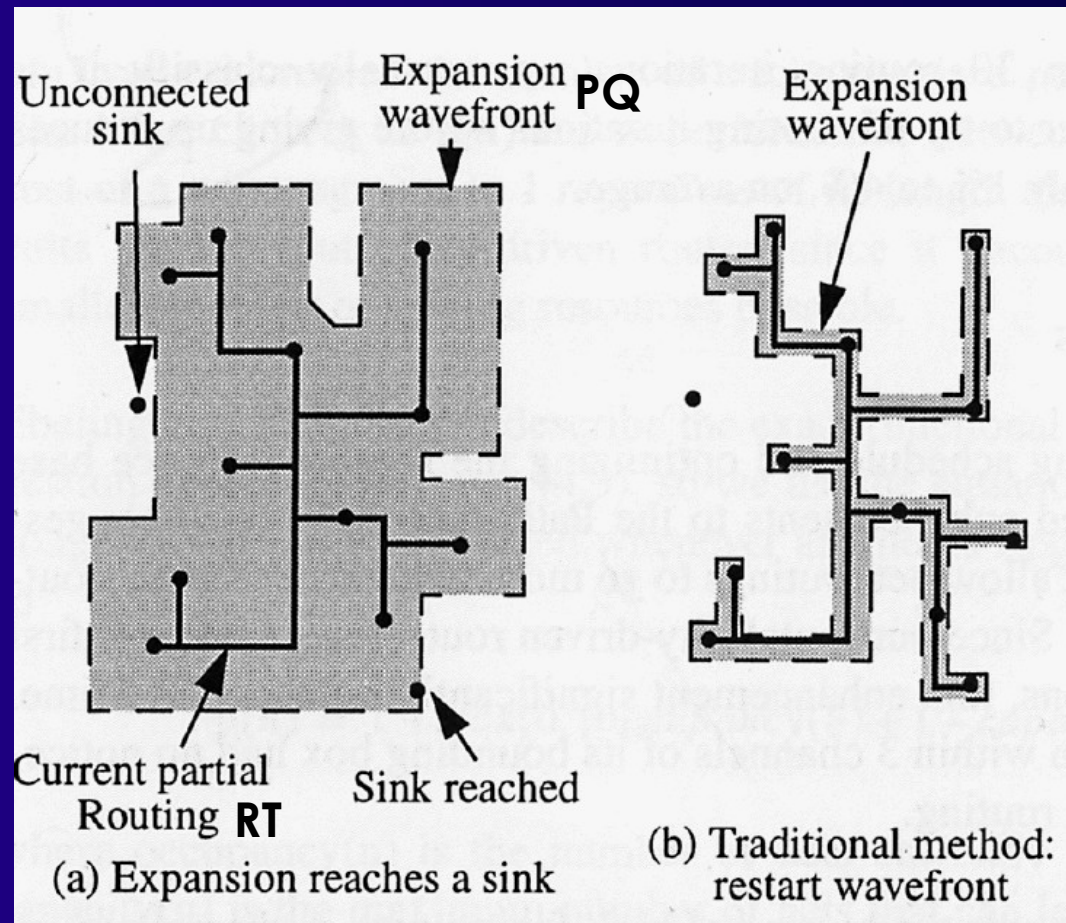
*/ * Rsrc jetzt benutzt, für Nachfolger teurer */*

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 Verdrahtungsarchitektur**
 - Erklärung später (Routing Resource Graph)
 - Idee: Breitensuche
 - Sinnvolle Begrenzung:
 - ◆ Nicht mehr als 3 Kanäle ausserhalb des umschliessenden Rechtecks suchen
 - ◆ Verkleinert Suchraum
 - ❖ **Minimale Qualitätsminderung**

Signal Router Details 2

■ Pfadrückverfolgung und Anschluss



Verdrahtbarkeit

■ Fließt via Kostenfunktion $v.cost()$ ein

$$c_v = b_v \cdot p_v$$

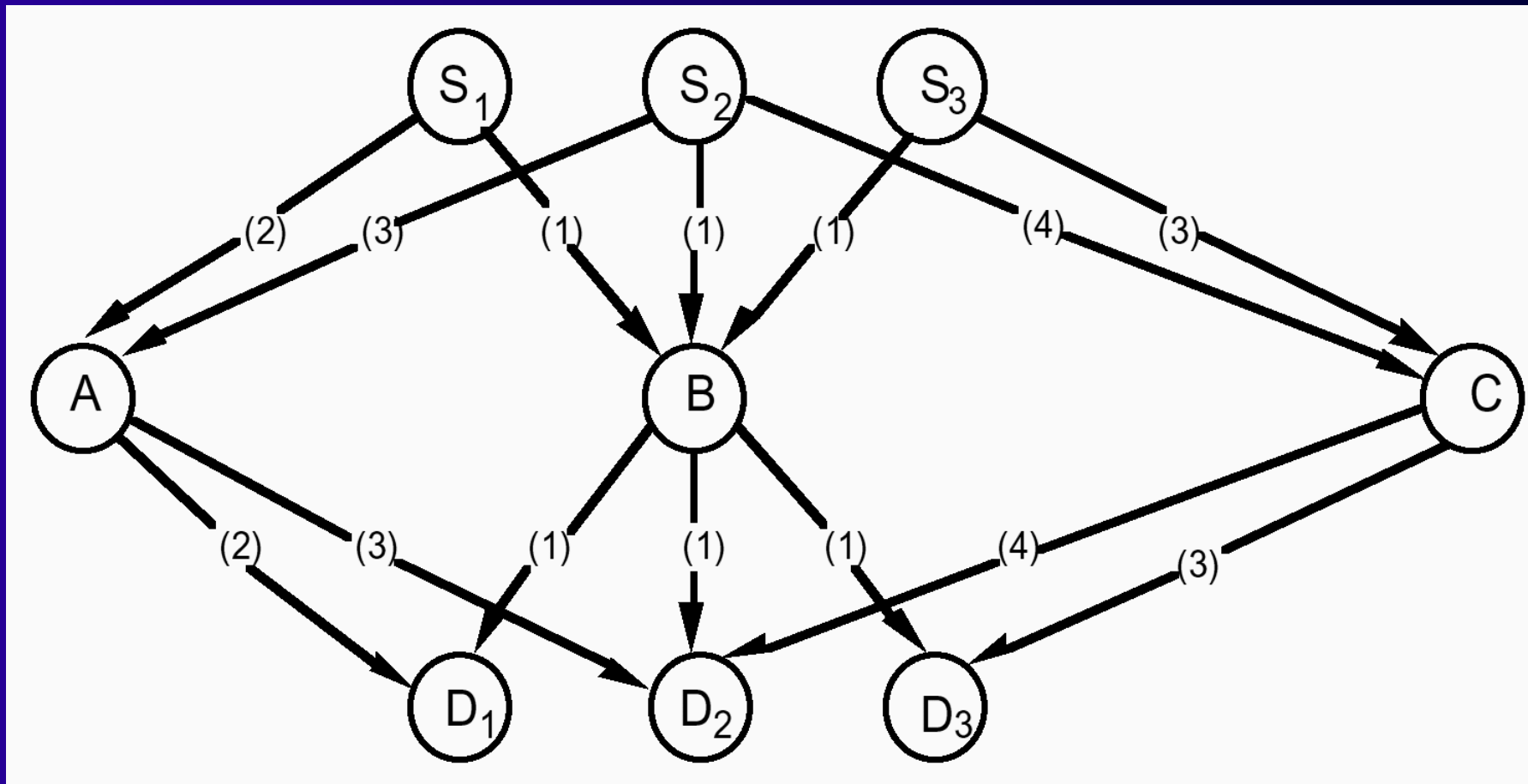
■ Idee

- Basiskosten b_v eines Knotens v
 - ◆ Zunächst annehmen $b_v = 1$ (wird später verfeinert)
- Verteuerungsfaktor p_v bei Mehrfachbelegung
 - ◆ Erfasst hohe Nachfrage
 - ◆ Beginnt klein, wächst im Laufe der Zeit an

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

- ◆ $\text{Occupancy}(v)$: Aktuelle Belegungsanzahl der Ressource v
- ◆ $\text{Capacity}(v)$: Belegungskapazität der Ressource v
- ◆ $p_{fac0} = 0.5$, $p'_{fac} = 1.5 p_{fac}$ nach Iteration vom Global Router
- ◆ Bei jeder Netzänderung $\text{occupancy}(v)$ aktualisieren
 - ❖ **Passiert in $v.updateCost$**

Beispiel: Entwicklung von p_v



Einfacher Maze Router: 1,2,3 = 14

2,1,3=12

3,2,1=Fehlschlag

1. Iteration Global Router: B dreifach belegt, Kosten v.cost() merken

M. Iteration Global Router: 1 nun über A billiger, Kosten merken

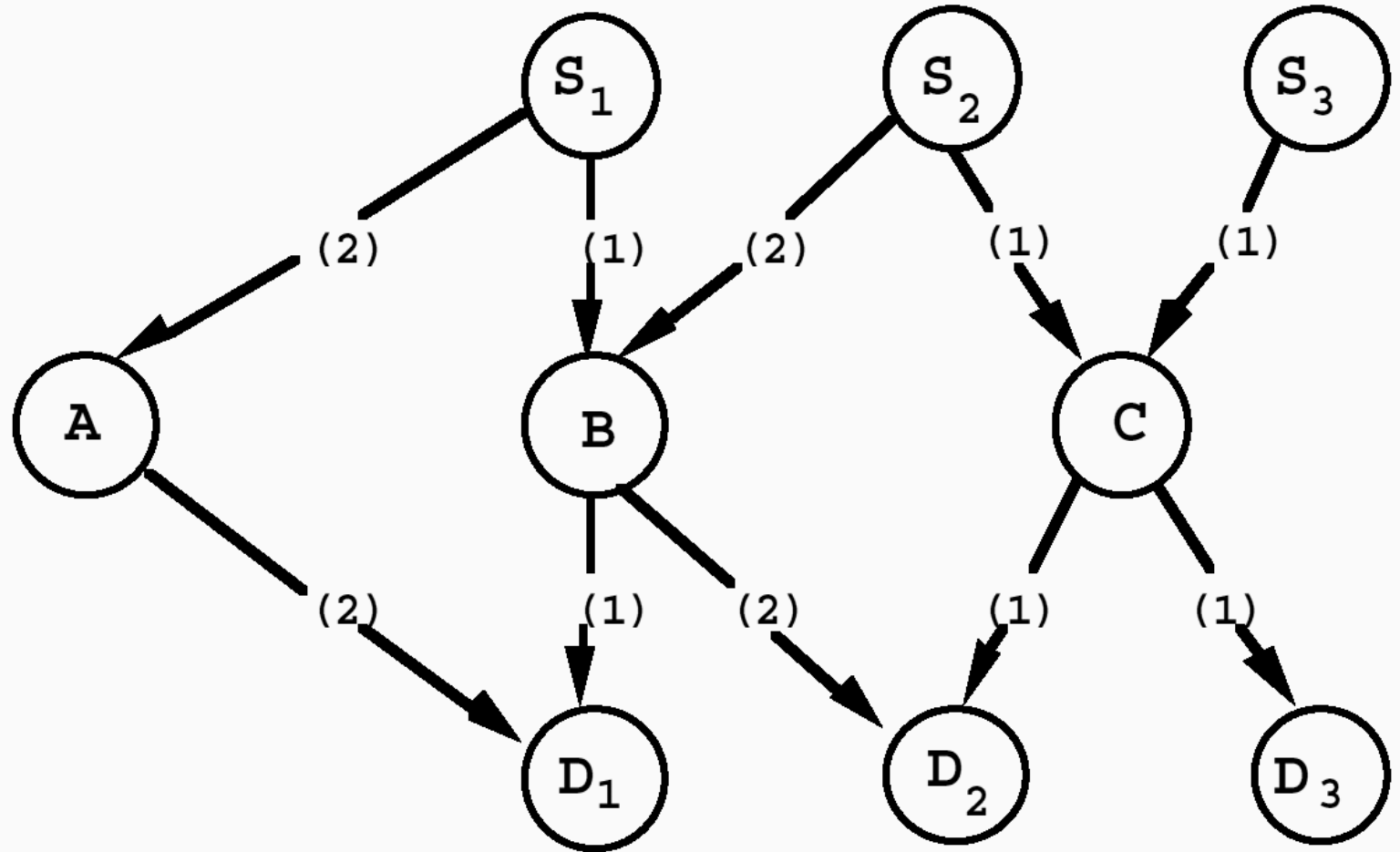
N. Iteration Global Router: 3 nun über C billiger, keine Überbelegung mehr

Algorithmus: 1. Versuch

```
globalrouter(Set<Nets> N) {  
    HashMap<Net,Tree<RtgRsrc>> NRT;  
    count = 0;  
    while (sharedresources() && count < limit) {  
        foreach (n in N) {  
            NRT[n].unroute(); // muss pv aktualisieren!  
            NRT[n] = signalrouter(n);  
        }  
        count++;  
    }  
    if (count == limit)  
        return „unroutable“  
}
```

- **An Tafel**

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

■ p_v reicht alleine nicht aus

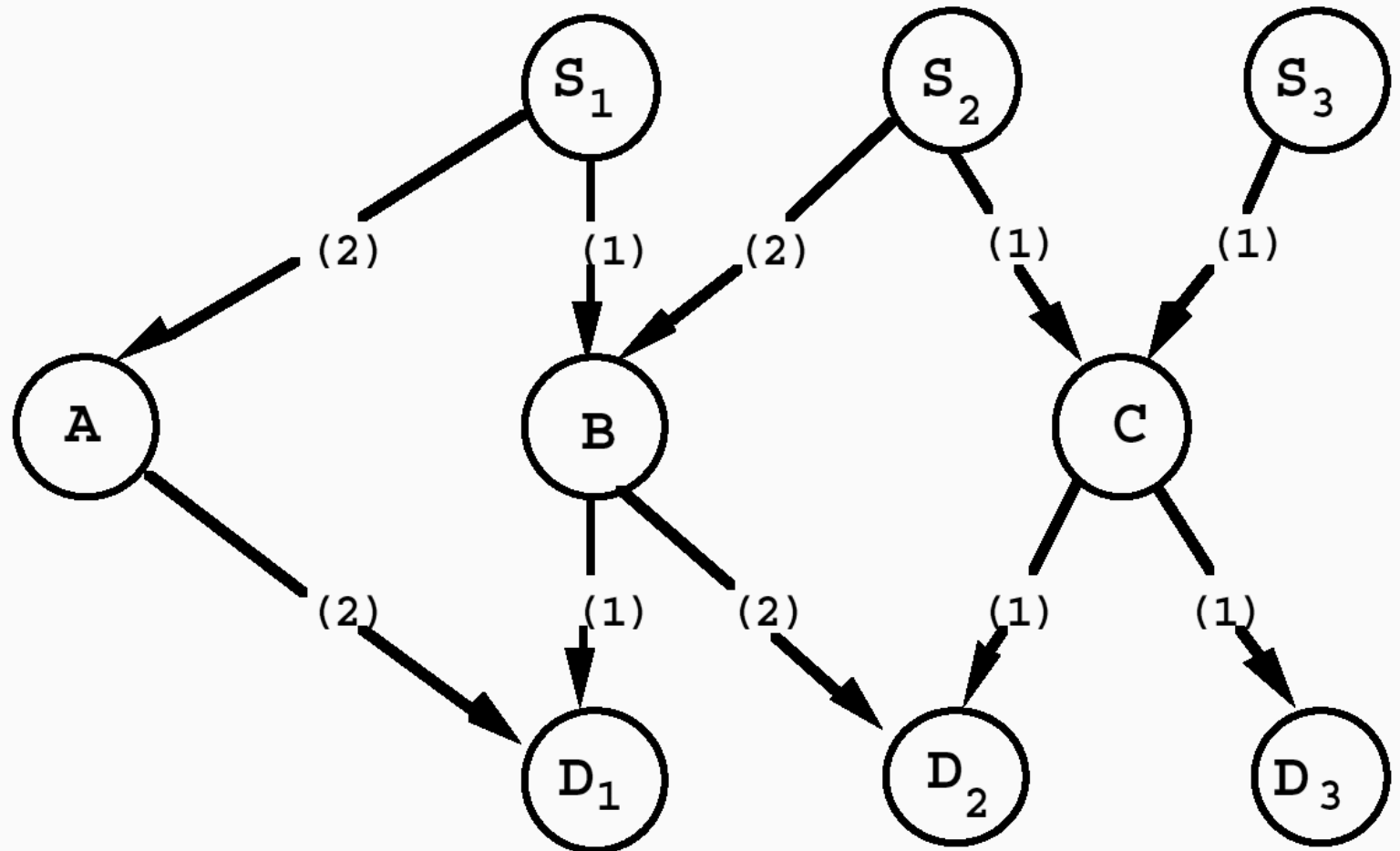
■ Besseres „Gedächtnis“ einführen

- Historische Überbelegungen erhöhen 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

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

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

■ Erster Ansatz: Verzögerung

- Bei uns nur T_{switch}

■ Besser: Feste Kosten

- 10% weniger Tracks benötigt
- 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()

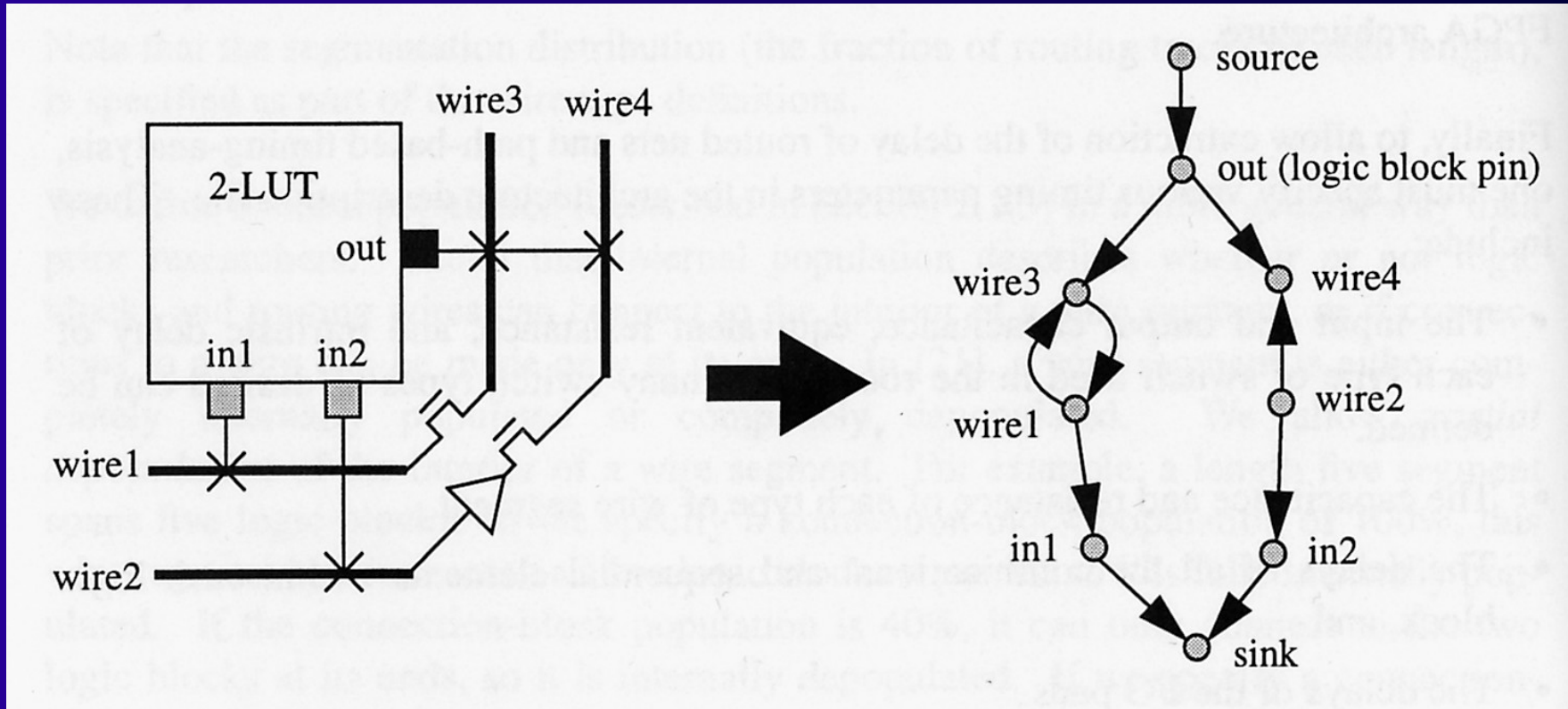
```
Graph<RtgRsrc> Interconnect; // Kanten (RtgRsrc,RtgRsrc)

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

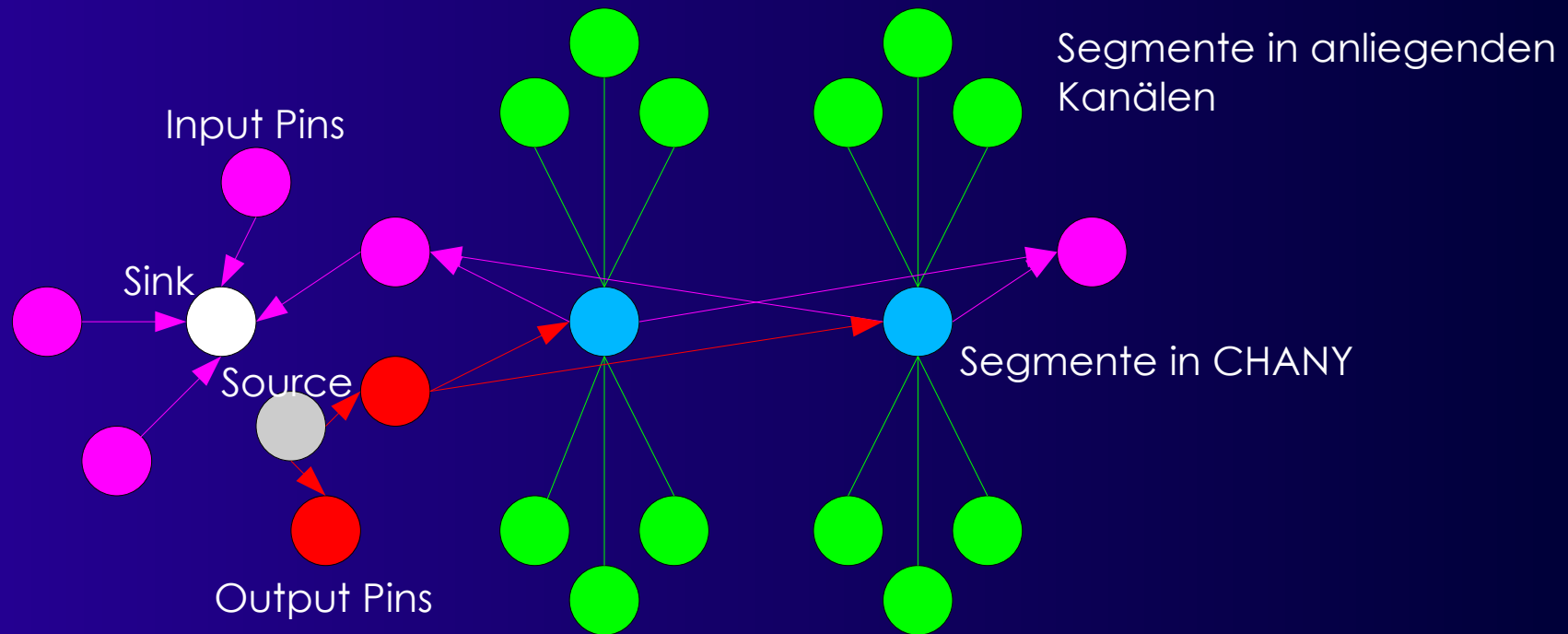
Routing Resource Graph

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

Beispiel 1



Beispiel 2



■ Verzögerung $d_{u,v}$

● T_{switch} zwischen Metallsegment-Knoten u, v

Ausbau auf Verzögerung

- **Optimiere auch noch Verzögerung**
- **Erweiterung der Kostenfunktion $v.cost(u)$**

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

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

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

- **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;

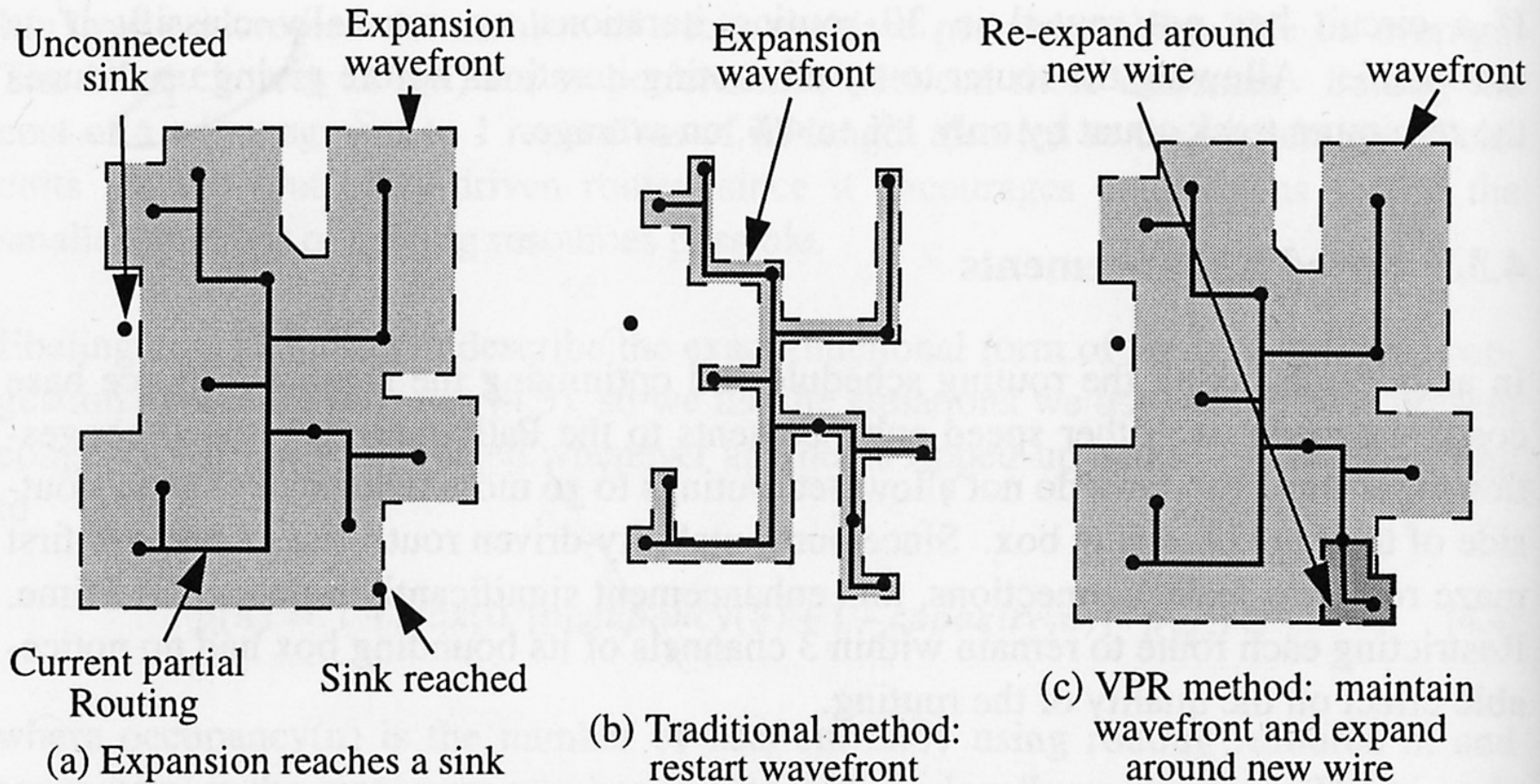
globalrouter(Set<Nets> N) {
    HashMap<Net,Tree<RtgRsrc>> NRT;
    count = 0;
    foreach (n in N)
        foreach (j in n.sinks())
            Crit[n.source(), j] = 1
    while (sharedresources() && count < limit) {
        foreach (n in N) {
            NRT[n].unroute(); // muss pv aktualisieren!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

Im ersten Durchgang
Nachfrage bei minimaler
Verzögerung bestimmen

■ PathFinder [McMurchie&Ebeling 1995]

- Zunächst nur verdrahtungsorientiert
- Keine vorgegebene Sink-Reihenfolge
- Wellenausbreitung
 - ◆ Bis alle Sinks erreicht
- Verbesserbar
 - ◆ Alte Wellenfront in PQ nicht verwerfen (in VPR)
 - ❖ 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**
- **Optimierung auf Geschwindigkeit**
 - Qualitätsverlust?
- **Zwei Kernideen**
 - Gezielte Ausbreitung statt breiter Wellenfront
 - Beschränkung auf sinnvolle Startpunkte
- **Diverse Detailverbesserungen**

Ausbreitung 1

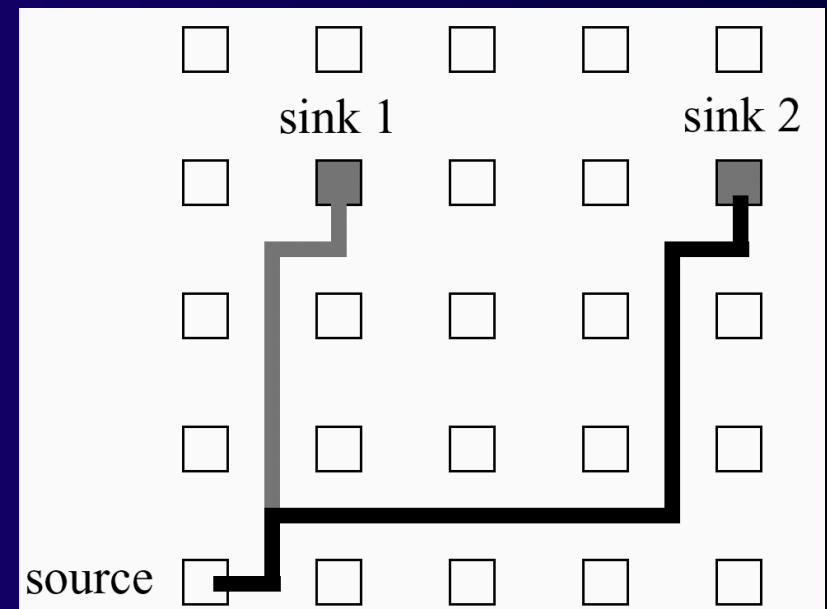
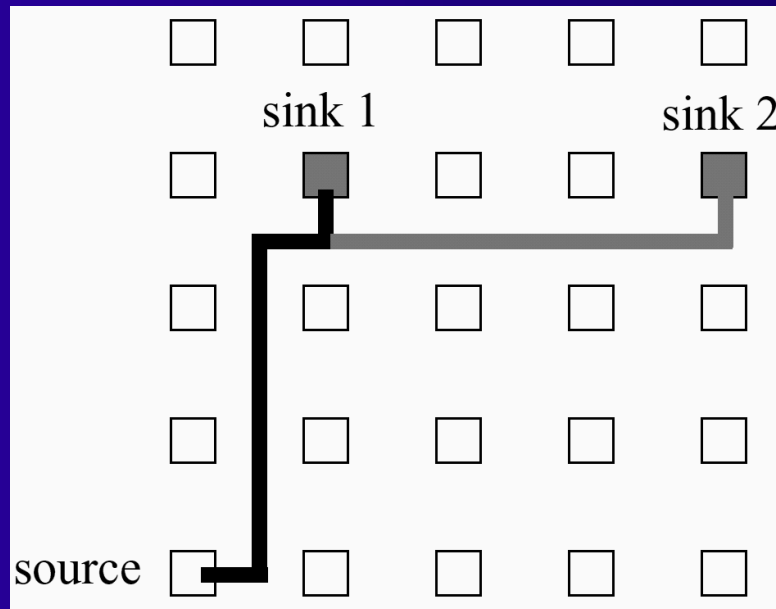
■ Gerichtete Tiefensuche DDFS statt BFS

- Suche bevorzugt in Richtung auf Ziel j zu

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

- ◆ $\text{PathCost}(i, u)$: Kosten bis zum Vorgänger u
 - ❖ C_0 : Verdrahtungsabhängige Basiskosten von v
 - ❖ 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

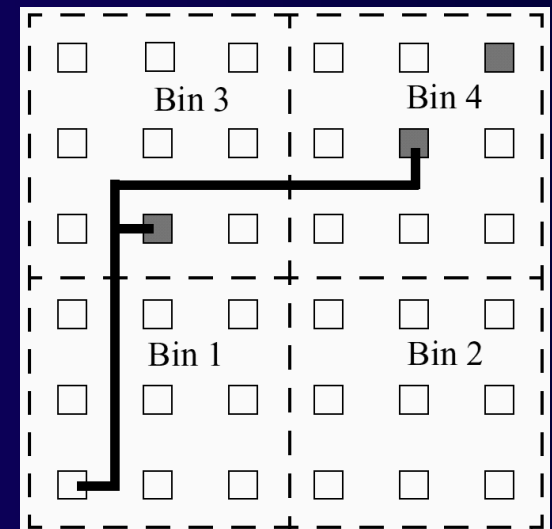
- Ausbreitung von gesamten RT aus
 - ◆ Übernahme in PQ mit Kosten 0
- Ineffizient, gerade bei vielen Terminals

■ 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 $A_s = \text{netBB}/\#\text{sinks}$
 - ◆ 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 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

Praktische Arbeiten

- **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
- **Dienstag 13.12.: Abgabe Phase 2**
 - Verdrahtung 2