Rechnernetze: (7) Routing

Dr. Christian Keil

Gliederung der Vorlesung

- Einführung und Historie des Internets
- Schichtenmodell
- Netzwerk als Infrastruktur
- Layer 7: Anwendungsschicht
- Layer 7/4: Socket-Programmierung
- Layer 4: Transportschicht
- Layer 3: Netzwerkschicht
  - IPv4, ICMP, IPv6
  - Routing, ...
- Layer 2: Sicherungsschicht

Inhalte dieses Kapitels

In diesem Kapitel wird der Aufbau von Routern und die Verwendung von Routing-Protokollen behandelt.

Die unterschiedliche Bedeutung der Routing-Protokolle innerhalb eines Autonomen Systems (AS) eines Providers wird erklärt und die daraus resultierenden unterschiedlichen Anforderungen für Routing innerhalb eines AS bzw. zwischen unterschiedlichen AS abgeleitet.

Die gängigen Algorithmen für Routing-Protokolle werden besprochen.

Ziele dieses Kapitels

Sie kennen den grundsätzlichen Aufbau eines Routers und die unterschiedlichen Arten, eine Switching Fabric aufzubauen.

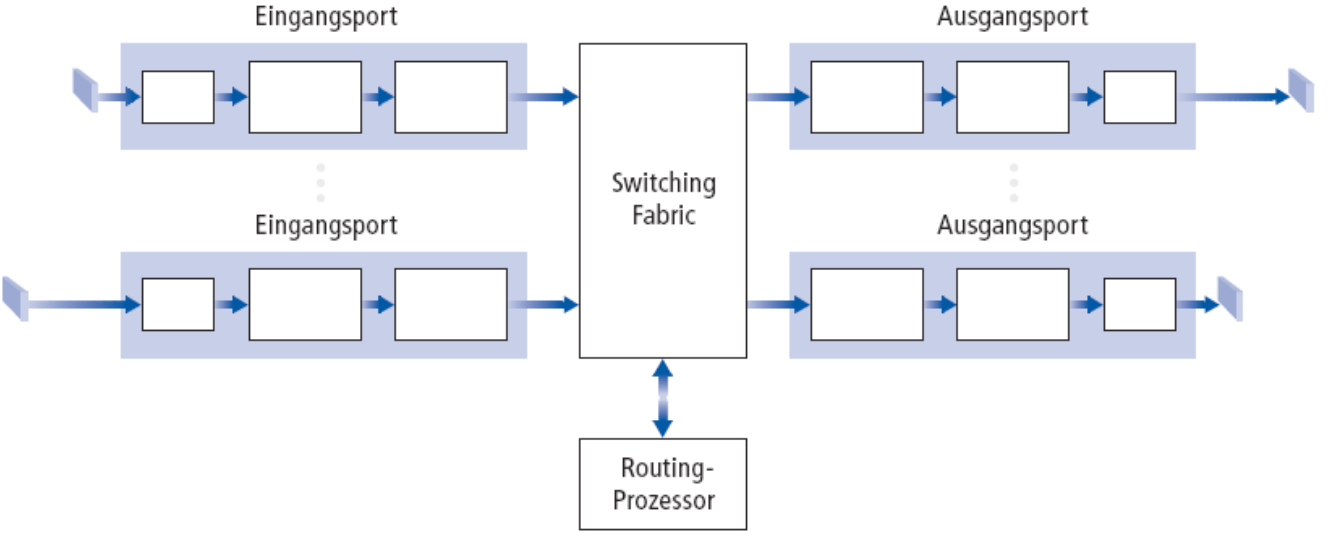
Sie können die Konzepte gängiger Routing-Protokolle erklären und den Einsatz unterschiedlicher Protokolle differenzieren.

Sie können die besonderen Aufgabe von Routing-Protokollen zwischen verschiedenen AS benennen und erklären, wie dies durch dafür vorgesehene Routing-Protokolle erfüllt wird.

Übersicht: Routerarchitektur

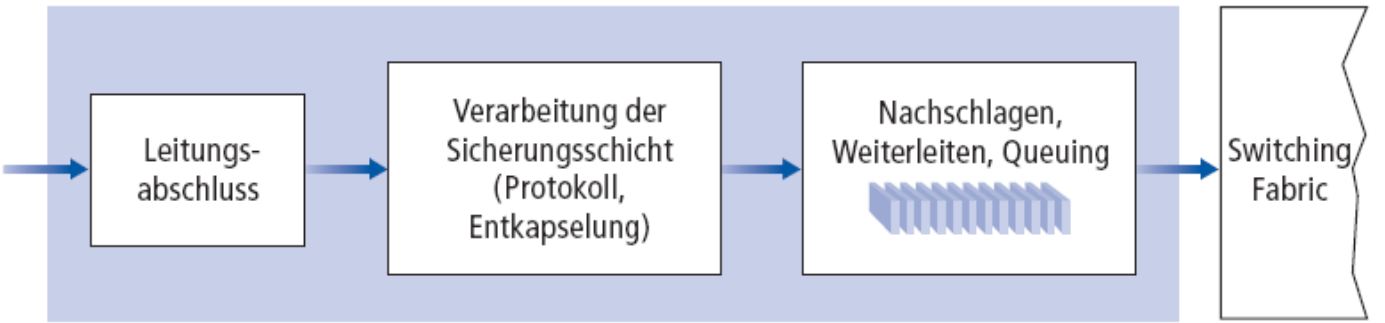
Zwei wichtige Aufgaben eines Routers:

- Ausführen von Routing-Algorithmen und -Protokollen
  - RIP, OSPF, BGP
- Weiterleiten von Datagrammen von einem Eingangsport (eingehenden Link) zu einem passenden Ausgansport (ausgehenden Link)



Verarbeitung im Eingangsport

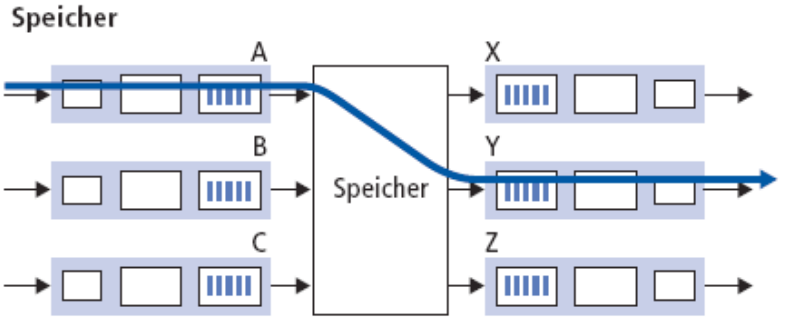
- Leitungsabschluss:
  physikalische Schicht, Bits empfangen
- Sicherungsschicht:
  z. B. Ethernet (kommt noch)

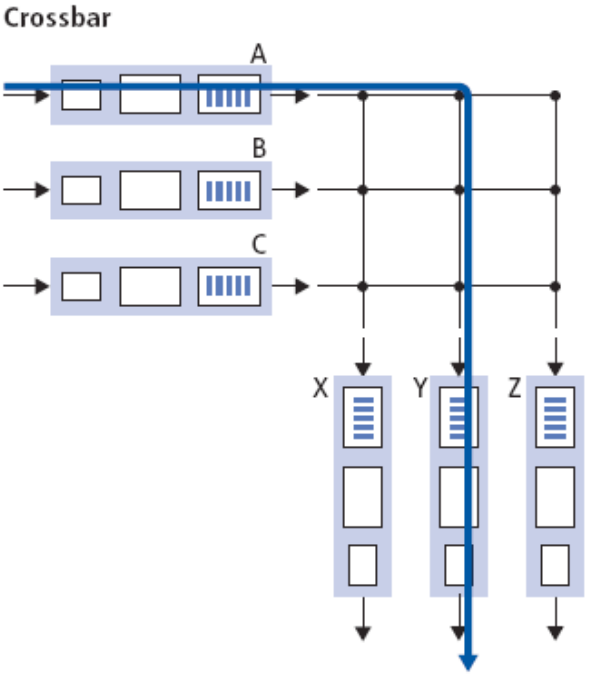


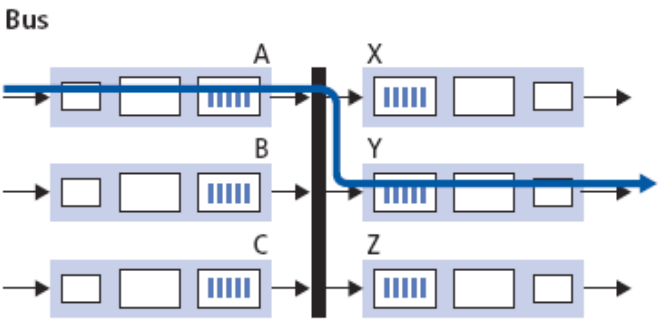
Verarbeitung im Eingangsport (2)

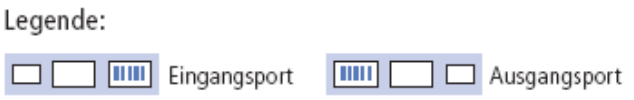
- **Nachschlagen, Weiterleiten, Queuing:**
  - Suche nach einem geeigneten Ausgangsport
  - Kopie der Routing-Tabelle (oder Teile davon) notwendig, sofern dezentral
- **Ziel: Behandlung der Pakete mit „line speed“, also mit der Geschwindigkeit der Eingangsleitung des Ports**
  - Puffern von Paketen, wenn die Switching Fabric belegt ist

Arten von Switching Fabrics



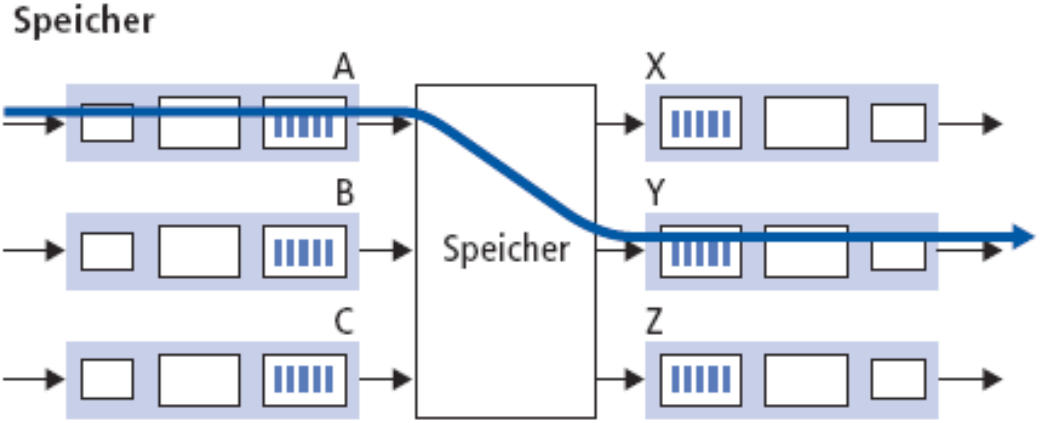






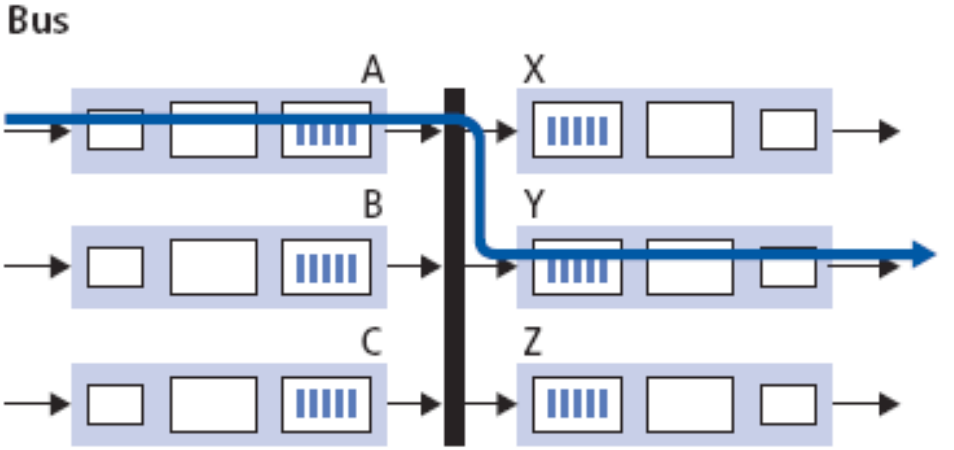
Switching über den Speicher – Erste Routergeneration

- „Normale“ Rechner, Switching wird über die CPU durchgeführt
- Geschwindigkeit durch Speicherbus beschränkt!
  - Zwei Speicherzugriffe: einer zum Lesen, einer zum Schreiben



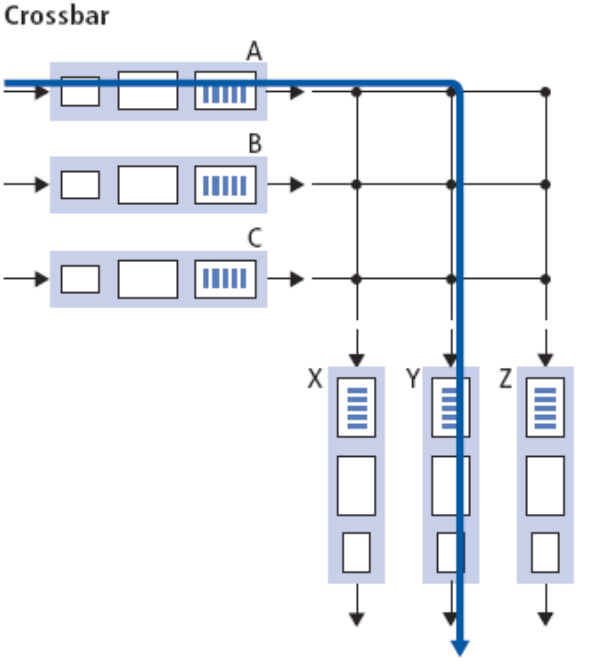
Switching über einen Bus – Weiterentwicklungen

- **Bus Contention: Die gesamte Kommunikation erfolgt über den Bus**
  - dieser beschränkt die Bandbreite des Routers
  - auch nur ein Paket zur Zeit
- **Beispiel: 32-Gbps-Bus Cisco 5600**



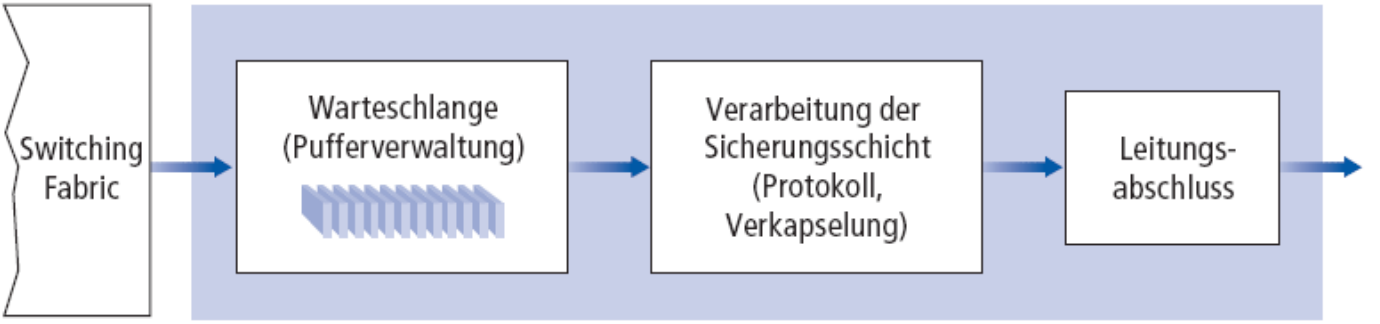
Switching über ein Spezialnetz – auch im Backbone

- **Ports sind über ein Netzwerk miteinander verbunden**
  - Beispielsweise alle Eingangsports über einen Crossbar mit allen Ausgangs-ports
- **Zerlegen der Pakete in Zellen fester Größe, Zellen werden schneller durchgeleitet**
- **Beispiel: 60 Gbps Cisco 12000**



Verarbeitung im Ausgangsport

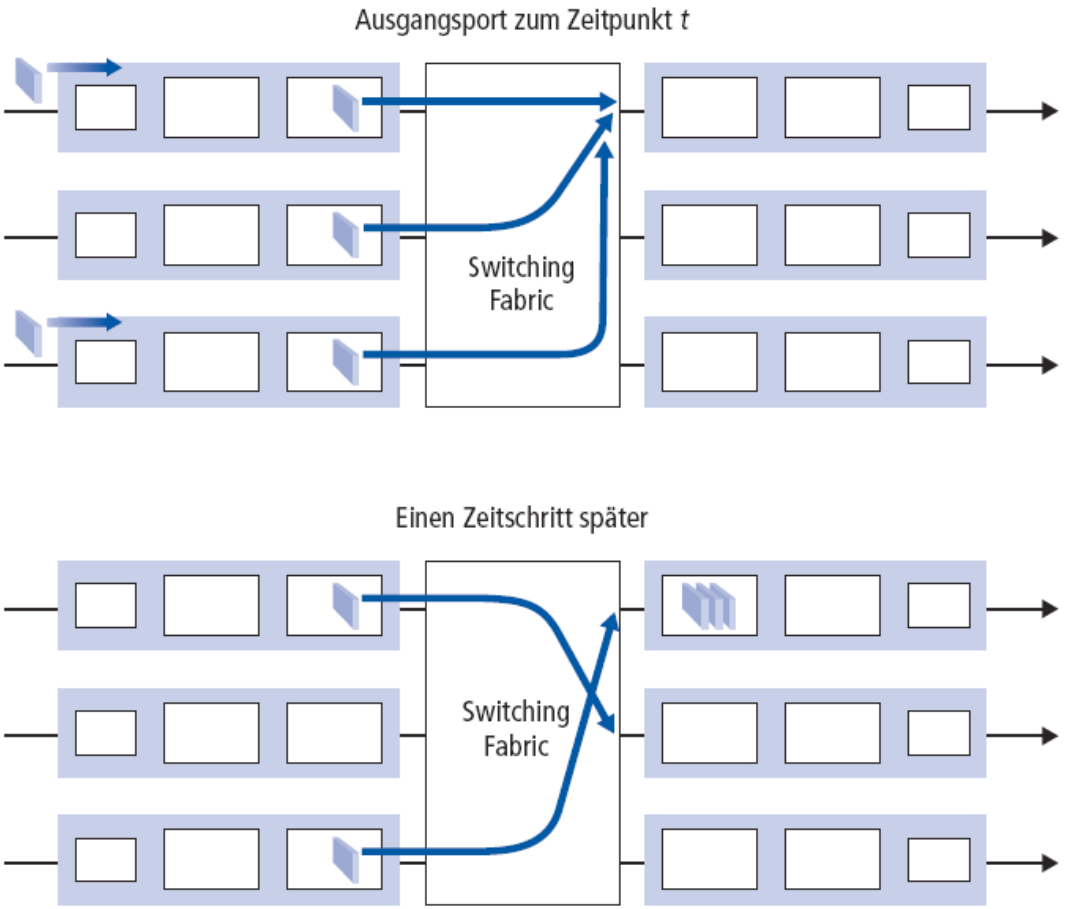
- Prinzipiell: analog zum Eingangsport!
- Einfacher, da die Entscheidung über die Weiterleitung schon getroffen ist



Puffern im Ausgangsport

- **Puffern von Paketen immer dann, wenn sie schneller aus der Switching Fabric kommen, als sie auf die Leitung gelegt werden können**
- **Auswirkungen:**
  - Gepufferte Pakete werden verzögert
  - Wenn der Puffer überläuft, müssen Pakete verworfen werden
- **„Scheduling Discipline“: bestimmt die Reihenfolge, in der gepufferte Pakete auf die Leitung gelegt werden**

Puffern im Ausgangsport



Wieviel sollen wir puffern?

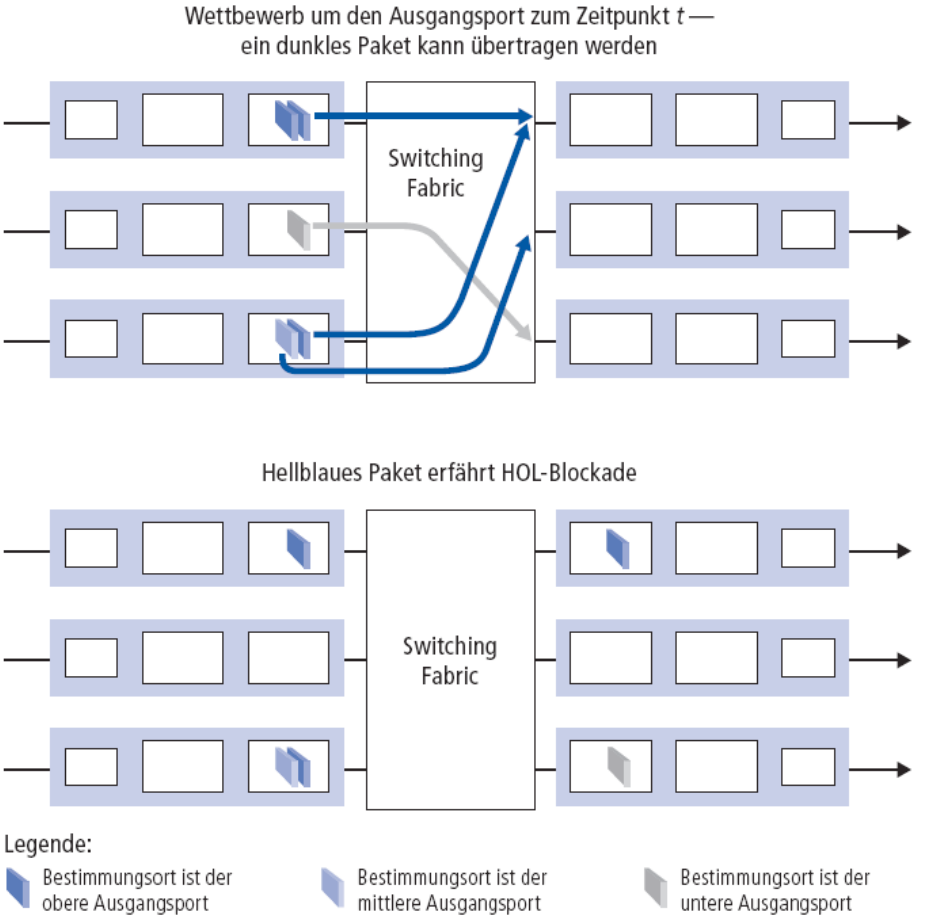
Wie groß sollten die Puffer sein?

- **RFC 3439 beschreibt folgende Faustregel:**
  - Die Größe des Puffers sollte der Rundlaufzeit (RTT, z. B. 250 ms) multipliziert mit der Datenrate des Links entsprechen
- **Also:**
  - 10 Gps Link, 250 ms RTT = 2,5 Gbit Puffer
- **Neuere Empfehlungen:**
  bei N Datenflüssen und Datenrate C des Links gilt:

$$\frac{RTT * C}{\sqrt{N}}$$

Puffern im Inputport

- Wenn die Switching Fabric ein Paket nicht direkt weiterleiten kann, muss dieses im Eingangsport gepuffert werden

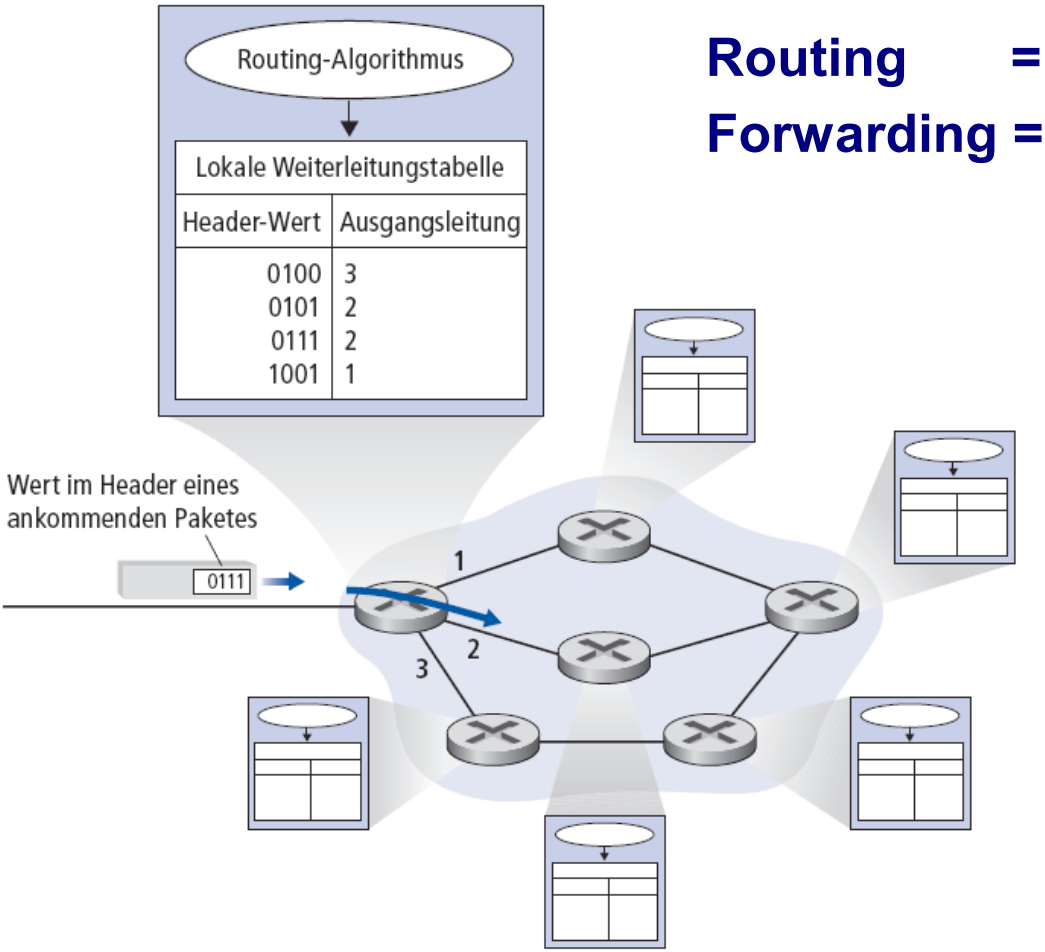


Puffern im Inputport

- Wenn die Switching Fabric ein Paket nicht direkt weiterleiten kann, muss dieses im Eingangsport gepuffert werden
- Dort kann es ein Paket blockieren, welches eigentlich bereits durch die Switching Fabric geleitet werden könnte
  - Head-of-Line (HOL) Blocking

Routing-Algorithmen

Routing und Weiterleitung



Routing = Wegewahl

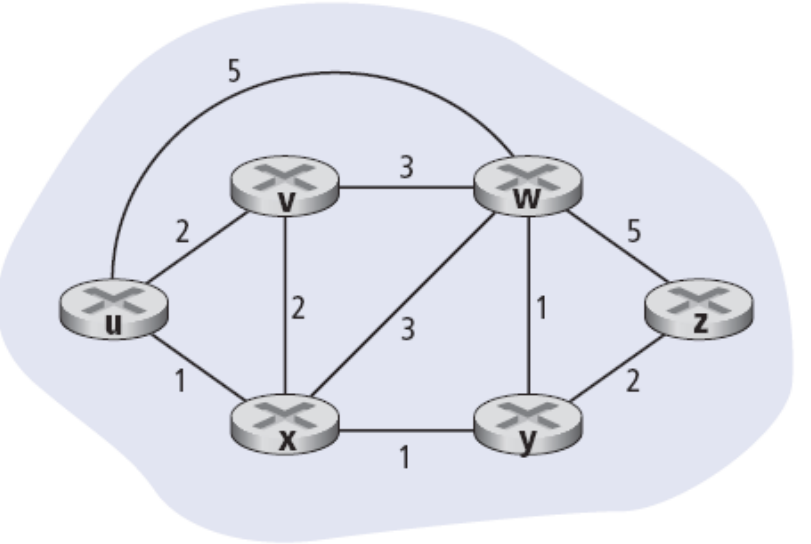
Forwarding = Weiterleitung

Ein Netzwerk als Graph

Graph: G = (N,E)

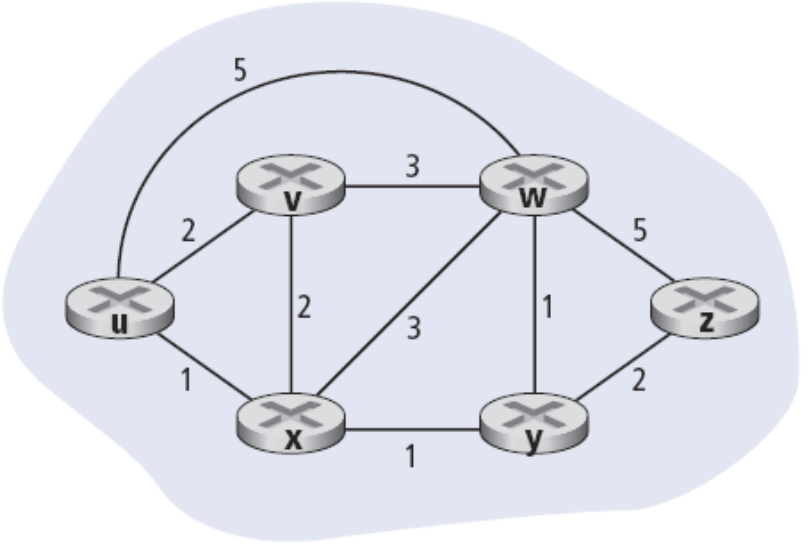
N = Menge von Routern =
{ u, v, w, x, y, z }

E = Menge von Links =
{ (u,v), (u,x), (u,w), (v,x), (v,w),
(x,w), (x,y), (w,y), (w,z), (y,z) }



Was ist der günstigste Weg von U nach Z?

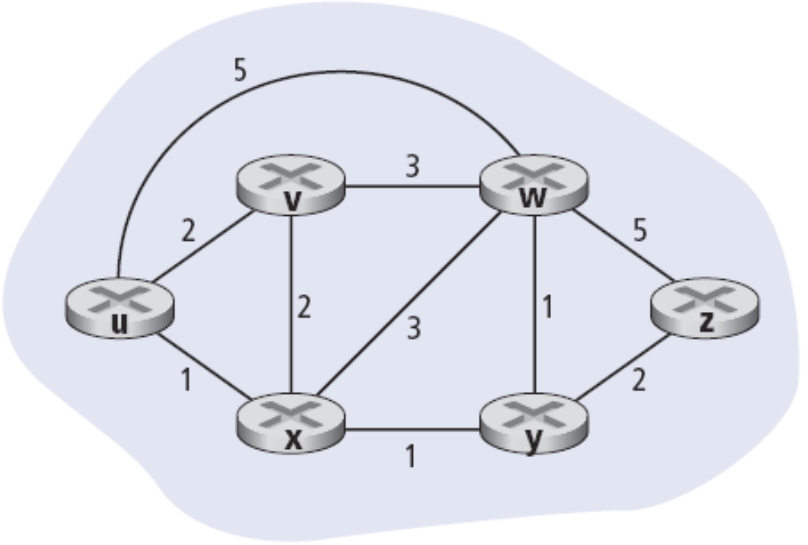
Kosten



- c(x,x') = Kosten von Link (x,x')
  - z. B. c(w,z) = 5
- Kosten können:
  - immer 1 sein
  - invers proportional zur Datenrate sein
  - invers proportional zum Verkehrsaufkommen sein
  - ...

Kosten eines Pfades (x1, x2, x3,…, xp)
= c(x1,x2) + c(x2,x3) + … + c(xp-1,xp)

Kosten



- c(x,x') = Kosten von Link (x,x')
  - z.B. c(w,z) = 5
- Kosten können:
  - immer 1 sein
  - invers proportional zur Datenrate sein
  - invers proportional zum Verkehrsaufkommen sein
  - ...

Kosten eines Pfades (x1, x2, x3,…, xp)
= c(x1,x2) + c(x2,x3) + … + c(xp-1,xp)

Routing-Algorithmen finden den günstigsten Weg!

Routingtabelle
statisch oder dynamisch?

Statisch:

- Routen ändern sich langsam/selten
- Einmaliges Ausführen des Algorithmus OK
- Manuelle Konfiguration (manchmal) OK

Dynamisch:

- Routen ändern sich schnell/ständig
- Periodisches Ausführen des Algorithmus notwendig
- Als Reaktion auf Änderungen von Links
- **Manuelle Konfiguration nicht möglich!**

Routinginformationen global oder dezentral

Globale Informationen verfügbar:

- Die vollständige Topologie des Graphen (alle Knoten, alle Kanten, alle Kosten) ist bekannt

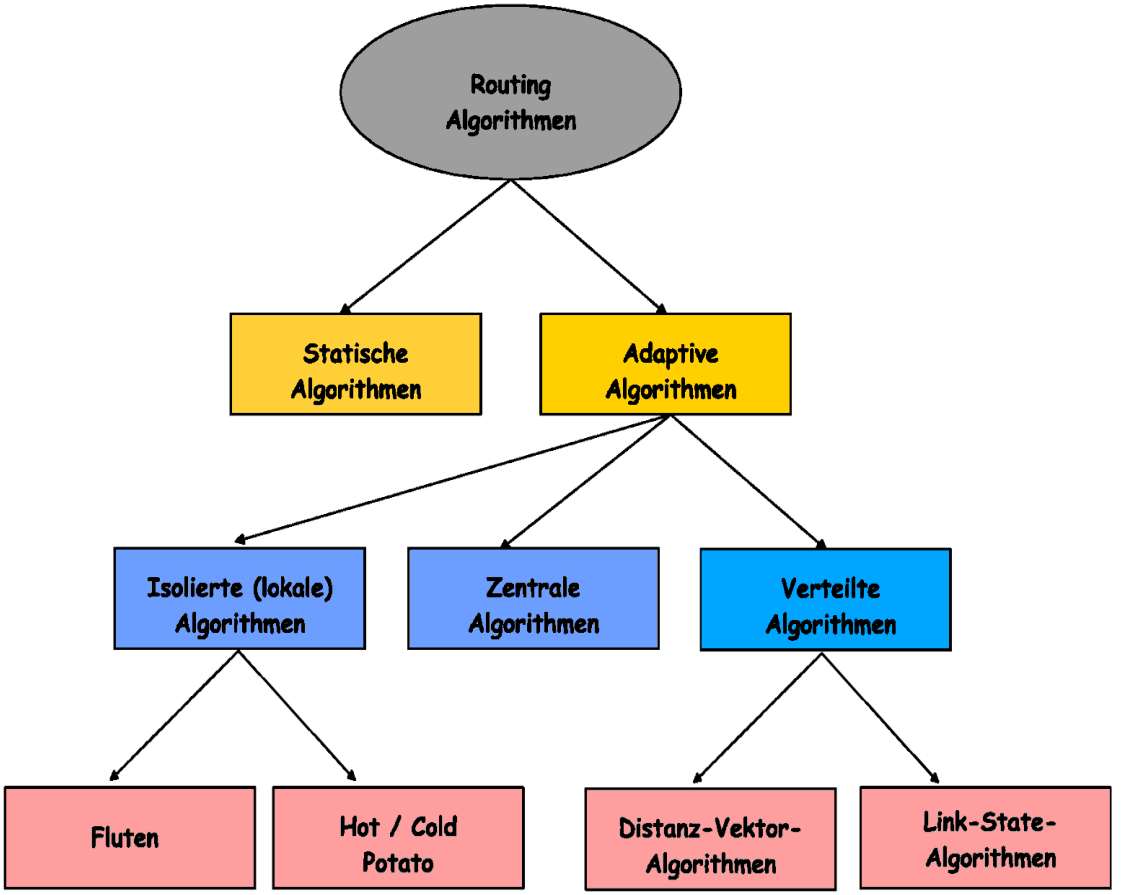
  → **Link-State-Routing**

Dezentrale Informationen:

- Router kennt die Kanten und Kosten zu seinen direkten Nachbarn
- Router tauschen sich mit Nachbarn aus

  → **Distance-Vector-Routing**

Übersicht der Routing-Algorithmen



Link-State-Routing-Algorithmus
→ Dijkstra-Algorithmus

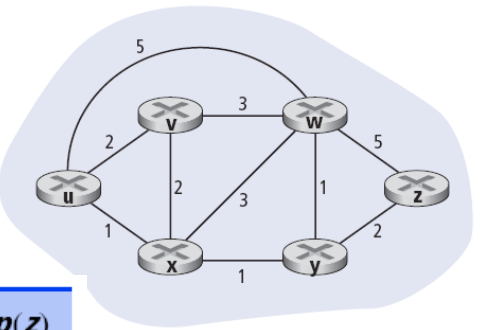
- **Alle Knoten, Kanten und Kosten sind in allen Knoten bekannt**
  - Durch Fluten von Link-State-Informationen im Netz haben alle das gleiche Wissen
- **Mit dem Algorithmus wird der günstigste Pfad von dem betrachteten Router (der Quelle) zu allen anderen Knoten bestimmt**
- **Iteratives Vorgehen:**
  Nach k Iterationen sind die günstigsten Pfade zu den k am günstigsten zu erreichenden Zielen bekannt

Link-State-Routing-Algorithmus
→ Dijkstra-Algorithmus

- **Details zum Algorithmus**
  - N: Menge aller Knoten
  - c(x,y): Kosten des Links von x nach y
    - ist ∞ wenn x und y keine Nachbarn sind
  - D(v): Kosten des günstigsten derzeit bekannten Pfades von der Quelle zu v
  - p(v): Vorgängerknoten entlang des Pfades von der Quelle nach v
  - N': Menge der Knoten, für die der günstigste Pfad definitiv feststeht

Dijkstra-Algorithmus (u = Quelle)

```
Initialisiere:
  N' = {u}
  für alle Knoten v aus N
    wenn v ein Nachbar von u ist
      dann D(v) = c(u,v); p(v) = u
    sonst D(v) = ∞
```



Schritt	N'	D(v), p(v)	D(w), p(w)	D(x), p(x)	D(y), p(y)	D(z), p(z)
0	u	2, u	5, u	1, u	∞	∞

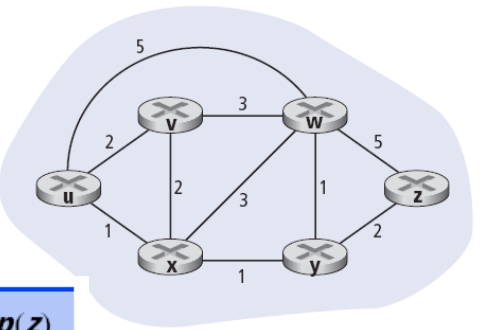
Dijkstra-Algorithmus (u = Quelle)

```
Initialisiere:
  N‘ = {u}
  für alle Knoten v aus N
    wenn v ein Nachbar von u ist
      dann D(v) = c(u,v); p(v) = u
    sonst D(v) = ∞

Wiederhole:
  finde ein w aus N welches nicht in N‘ ist mit minimalem D(w)
  füge w zu N‘ hinzu
  Berechne D(v) neu für jeden Nachbarn v von w nicht in N‘:
    D(v) = min(D(v), D(w) + c(w,v))
    /* die neuen Kosten nach v sind entweder die alten Kosten
    oder die Kosten nach w plus die Kosten von w nach v */
    wenn Kosten über w günstiger
      p(v) = w
bis N‘ = N
```

Dijkstra-Algorithmus (u = Quelle)

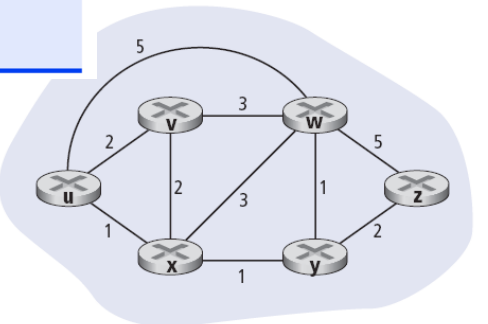
```
Wiederhole:
  finde ein w aus N welches nicht in N‘ ist mit minimalem D(w)
  füge w zu N‘ hinzu
  Berechne D(v) neu für jeden Nachbarn v von w nicht in N‘:
    D(v) = min(D(v), D(w) + c(w,v))
    /* die neuen Kosten nach v sind entweder die alten Kosten
    oder die Kosten nach w plus die Kosten von w nach v */
    wenn Kosten über w günstiger
      p(v) = w
bis N‘ = N
```



Schritt	N'	D(v), p(v)	D(w), p(w)	D(x), p(x)	D(y), p(y)	D(z), p(z)
0	u	2, u	5, u	1, u	∞	∞
1	ux	2, u	4, x		2, x	∞

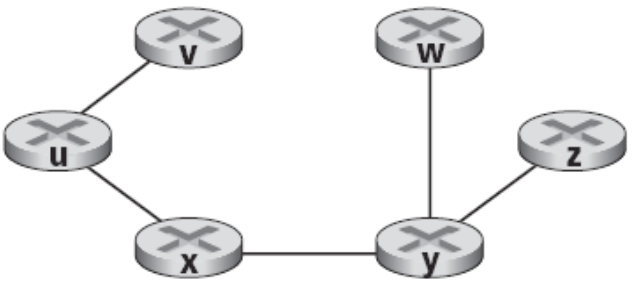
Dijkstra-Algorithmus (u = Quelle)

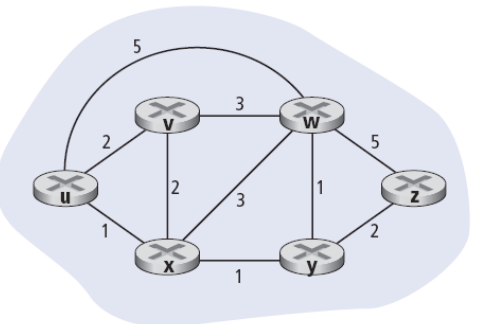
Schritt	N'	$D(v), p(v)$	$D(w), p(w)$	$D(x), p(x)$	$D(y), p(y)$	$D(z), p(z)$
0	*u*	2, *u*	5, *u*	1, *u*	∞	∞
1	*ux*	2, *u*	4, *x*		2, *x*	∞
2	*uxy*	2, *u*	3, *y*			4, *y*
3	*uxyv*		3, *y*			4, *y*
4	*uxyvw*					4, *y*
5	*uxyvwz*					



Dijkstra-Algorithmus (u = Quelle)

Ziel	Leitung	Distanz
v	(u,v)	2
w	(u,x)	3
x	(u,x)	1
y	(u,x)	2
z	(u,x)	4





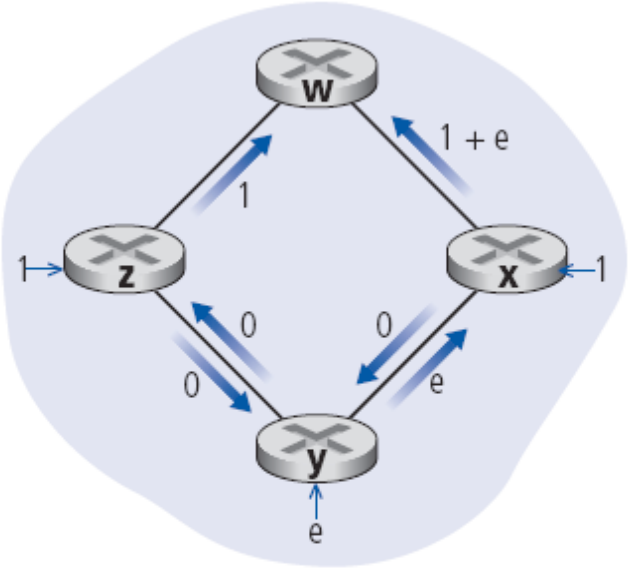
Wie gut ist der Dijkstra-Algorithmus?

- Rechenkomplexität für n Knoten wird bestimmt durch die Iteration:
  alle Knoten, die nicht in N' sind, überprüfen

  $n * (n+1) / 2 \rightarrow$ Vergleich: $O(n^2)$

- Effizientere Implementierung möglich, so das die Komplexität sinkt: O(n log n)

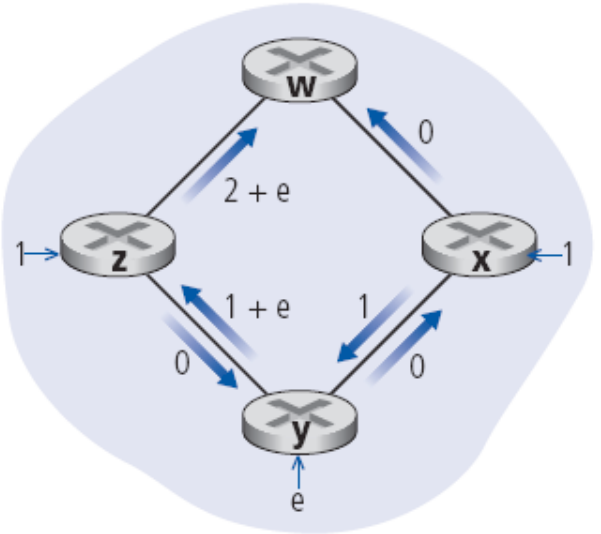
Wie gut ist der Dijkstra-Algorithmus?



a Anfängliches Routing

- Lastsensitives Routing
  - x, z liefern 1 → w
  - y liefert e → w
- Parallele Pfadberechnung
- Was passiert im nächsten Schritt?

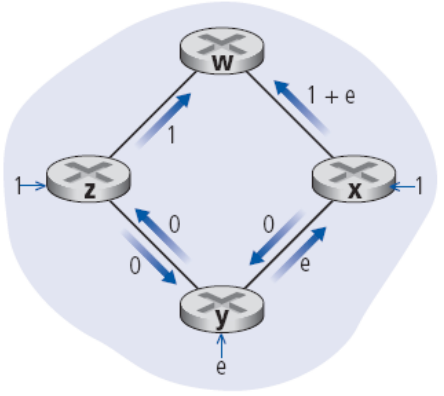
Wie gut ist der Dijkstra-Algorithmus?



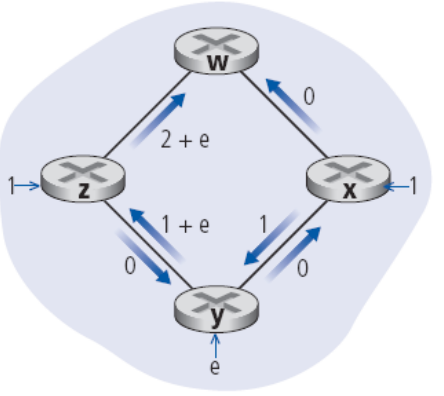
b *x*, *y* entdecken den im Uhrzeigersinn verlaufenden besseren Pfad nach *w*

- Und jetzt?

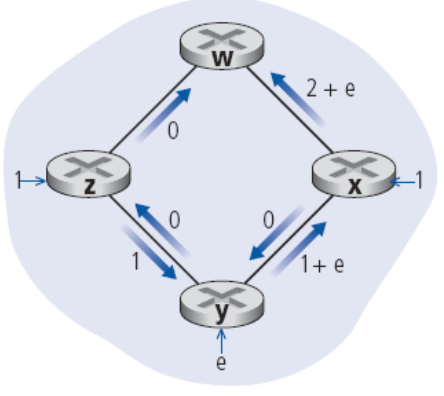
Wie gut ist der Dijkstra-Algorithmus?



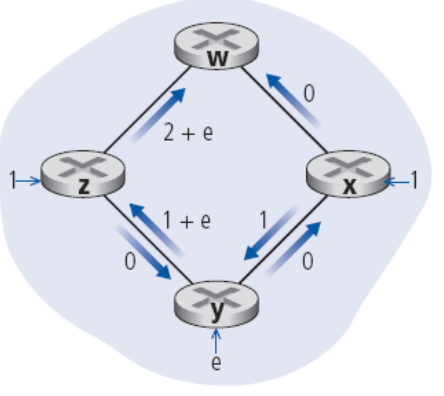
a Anfängliches Routing



b *x*, *y* entdecken den im Uhrzeigersinn verlaufenden besseren Pfad nach *w*



c *x*, *y*, *z* entdecken den gegen den Uhrzeigersinn verlaufenden besseren Pfad nach *w*



d *x*, *y*, *z* entdecken den im Uhrzeigersinn verlaufenden besseren Pfad nach *w*

Oszillationen sind möglich, zum Beispiel, wenn die Metrik für die Kosten der Pfade von der Netzwerklast abhängt

Was kann man dagegen tun?

- **Andere Metrik (Zielkonflikt)**
- **Pfadberechnung zu unterschiedlichen Zeitpunkten**

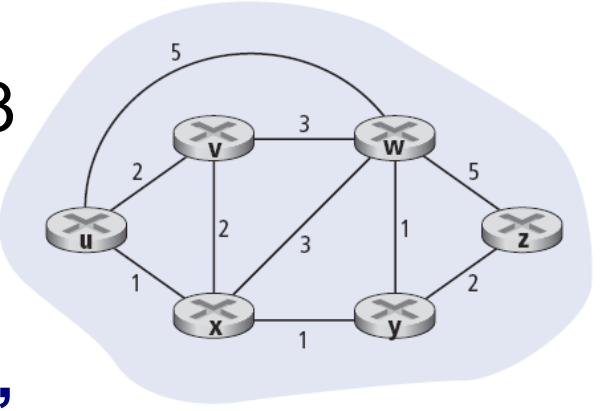
Distance-Vector-Algorithmus

- Prinzipielle Idee basiert auf der Bellman-Ford-Gleichung
- Sei $d_x(y)$ der billigste Pfad von x nach y
- Dann gilt:

$$d_x(y) = \min \{ c(x,v) + d_v(y) \}$$

- Wobei das Minimum über alle Nachbarn v von x gebildet wird

Distance-Vector-Algorithmus
→ Bellman-Ford-Algorithmus



- **Offensichtlich gilt:**
  - $d_v(z)=5$, $d_x(z) = 3$, $d_w(z) = 3$
- **Die Aussage der Bellman-Ford-Gleichung ist dann:**

$$d_u(z) = \min \{ c(u,v) + d_v(z), \; c(u,x) + d_x(z), \; c(u,w) + d_w(z) \}$$
$$= \min \{ (2 + 5) , (1 + 3) , (5 + 3) \} = 4$$

- **Der Nachbar, über den das Minimum erreicht wird, wird in die Tabelle eingetragen:**

„z wird von u aus am besten über x erreicht“

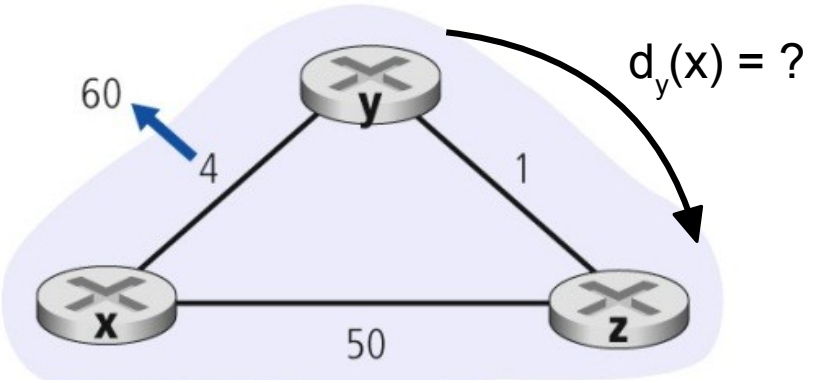
Distance-Vector-Algorithmus
→ Bellman-Ford-Algorithmus

- $D_x(y)$ schätzt die günstigsten Kosten für einen Pfad von x nach y
- Knoten x kennt die Kosten zu jedem Nachbarn v: $c(x,v)$
- Knoten x führt einen Distanzvektor $D_x = [D_x(y): y \in N]$
- Knoten x merkt sich die Distanzvektoren der Nachbarn
  - Für jeden Nachbarn v merkt sich x $D_v = [D_v(y): y \in N]$

Distance-Vector-Algorithmus
→ Bellman-Ford-Algorithmus

- Wenn ein Knoten hochgefahren wird, dann sendet dieser seinen eigenen Distanzvektor an alle seine Nachbarn
- Immer wenn sich der eigene Distanzvektor verändert, wird dieser an alle Nachbarn gesendet
- Erhält ein Knoten einen Distanzvektor von einem Nachbarn, überprüft er seinen eigenen Distanzvektor

Wie gut ist der Bellman-Ford-Algorithmus?



- **Distanzen**

  $d_y(x) = 4$, $d_z(x) = 5$

- **Kosten**

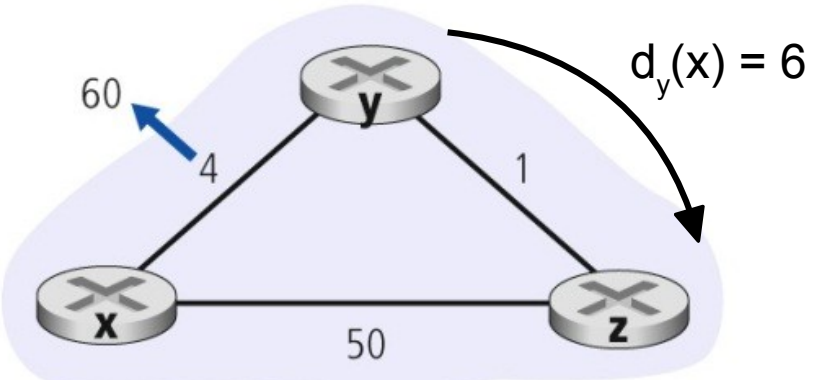
  $c(y,x) \rightarrow 60$

- **Wie ändern sich**

  $d_y(x)$, $d_z(x)$

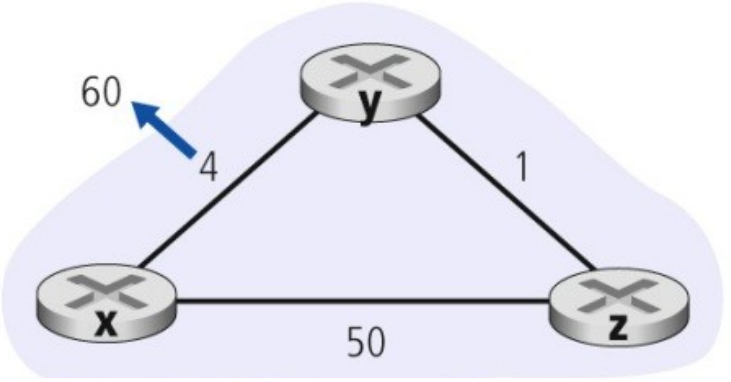
  und das Routing?

Wie gut ist der Bellman-Ford-Algorithmus?



- **t = 1**
  - $d_y(x) = 6$ über z(!)
  - Routingschleife
- **t = 2**
  - $d_z(x) = 7$ über y
- **t = 3**
  - $d_y(x) = 8$ über z(!)
- **„Count-to-Infinity“**

Wie gut ist der Bellman-Ford-Algorithmus?



- **Was kann man dagegen tun?**
  - „Poisoned Reverse“

    $d_z(x) = \infty \rightarrow y$

    bei Routing über y
  - Hilft nicht bei längeren Schleifen

Bellman-Ford- und Dijkstras-Algorithmus im Vergleich

- **Anzahl von Nachrichten**
  - Dijkstras / Link State:
    - n Knoten, E Kanten:
      O(n * E) Nachrichten im gesamten Netz
  - Bellman-Ford / Distance Vector:
    - Nachrichten werden nur mit Nachbarn ausgetauscht
    - Zeit bis zur Konvergenz variiert

Bellman-Ford- und Dijkstras-Algorithmus im Vergleich

- **Geschwindigkeit der Konvergenz**
  - Dijkstras / Link State:
    - Fluten der Zustände der Links
    - Kann oszillieren
  - Bellman-Ford /Distance Vector:
    - variiert stark
    - Temporäre Routingschleifen sind möglich
    - Count-to-Infinity-Problem

Bellman-Ford- und Dijkstras-Algorithmus im Vergleich

- **Was passiert, wenn ein Router fehlerhaft ist? (Robustheit)**
  - Dijkstra / Link State:
    - Knoten kann falsche Kosten für einen Link fluten oder Pakete verändern
    - Pfade möglicherweise nicht mehr optimal
  - Bellman-Ford /Distance Vector:
    - Router kann falsche Kosten für einen ganzen Pfad ankündigen
    - Fehler propagiert durch das ganze Netzwerk, insbesondere wenn die (falschen) Kosten klein sind mit u. U. katastrophalen Folgen

Bellman-Ford- und Dijkstras-Algorithmus im Vergleich

- Kein klarer Sieger
- Beide Algorithmen im Internet verwendet

Routing im Netz der Netze

Aber die Welt routet anders ...

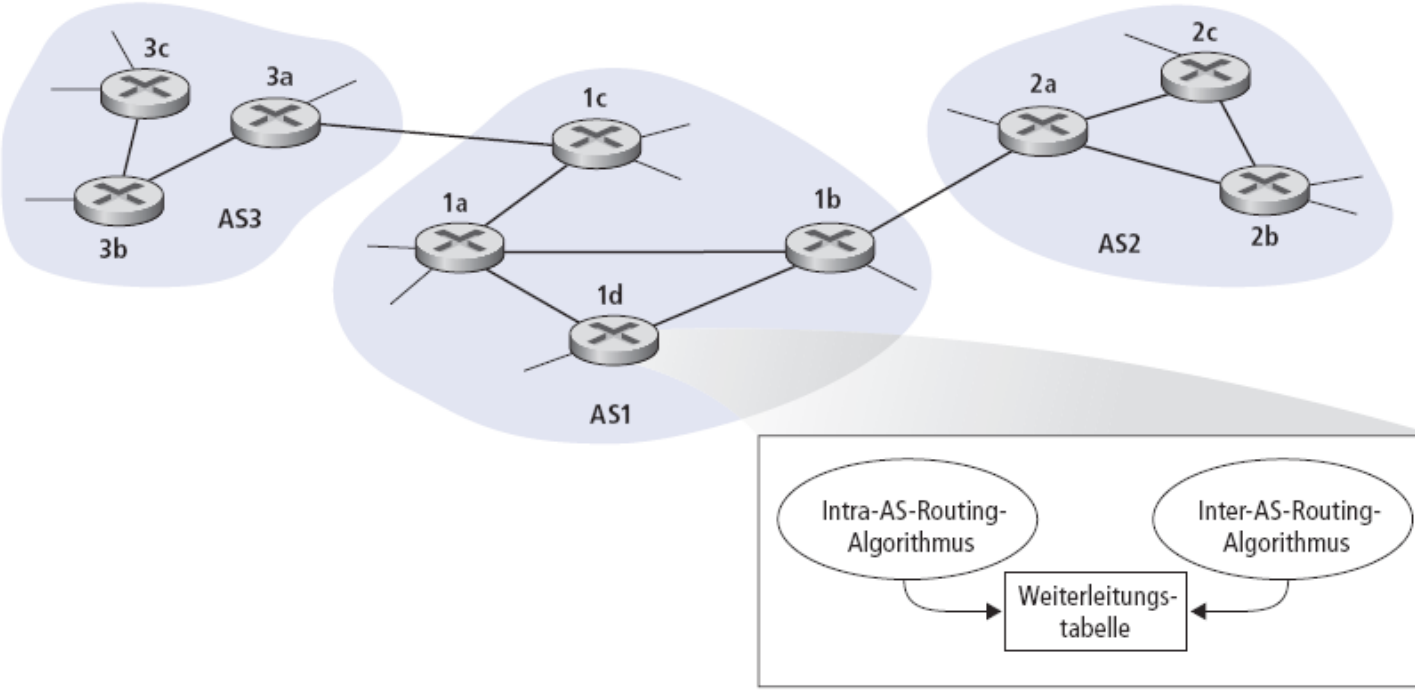
- **Wunschdenken:**
  - Alle Router sind gleich
  - Das Netzwerk ist „flach“ / keine Hierarchien
- **Warum ist die Welt anders?**
  - 200 Millionen Zielnetzwerke
  - Platz in Routing-Tabelle reicht nicht
  - Routing-Protokolle würden alles überlasten
- **Außerdem ...**
  - Jede Organisation hat eigene Präferenzen...

Idee der Autonomen Systeme

- Router werden Regionen zugeordnet, die wir autonome Systeme (AS) nennen
- Für jedes AS ist eine Organisation zuständig
- Router innerhalb eines AS verwenden eines der vorgestellten Routing-Protokolle
  - “Intra-AS”-Routing-Protokoll
- Verbindung zwischen unterschiedlichen AS
  - durch sogenannte Gateway-Router
  - „Inter-AS“-Routing-Protokoll

Verbundene Autonome Systeme

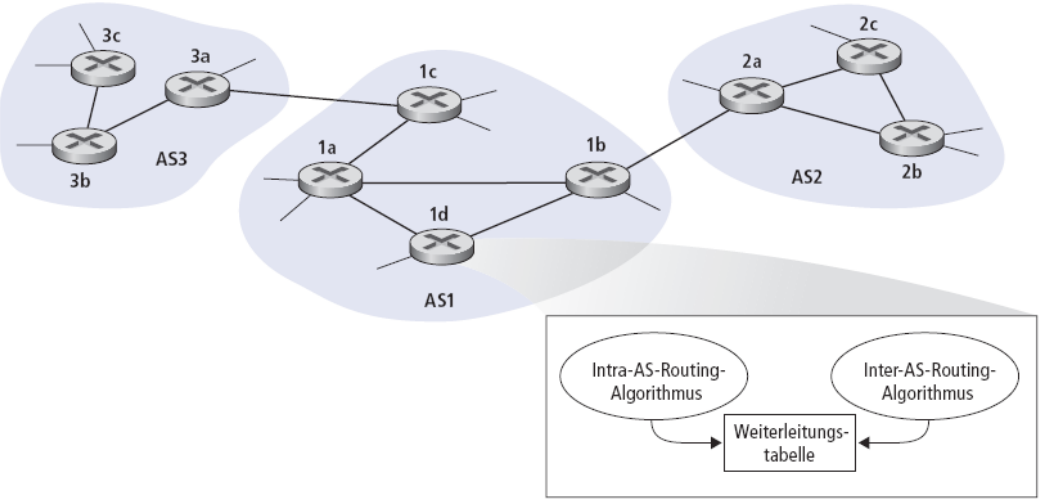
- Routing-Tabelle wird gefüllt
  - Intra-AS-Einträge für interne Ziele
  - Inter-AS- & Intra-AS-Einträge für externe Ziele



Aufgaben des Inter-AS-Routing

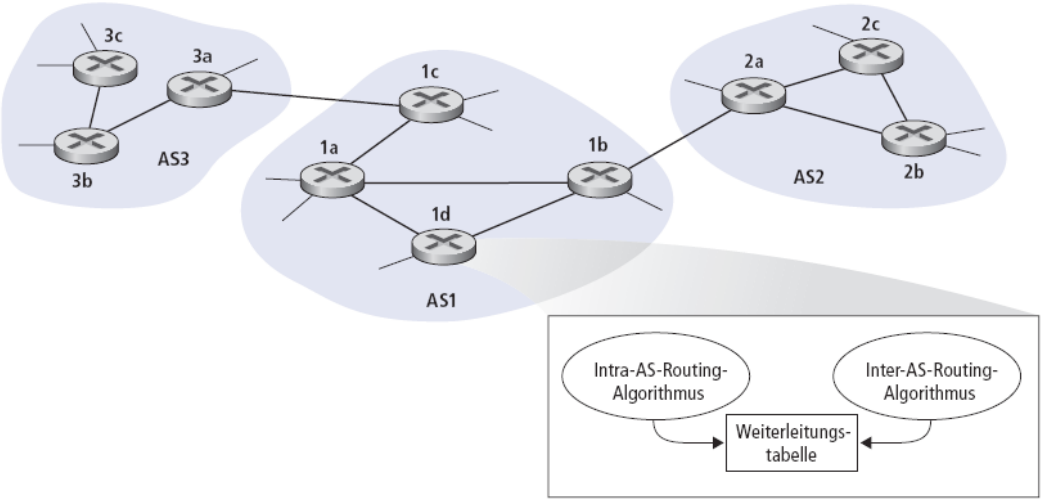
- **Wenn ein Router in AS1 ein Paket für ein Ziel außerhalb von AS1 erhält:**
  - Router sollte das Paket zu einem der Gateway-Router in AS1 weiterleiten

    Aber zu welchem?



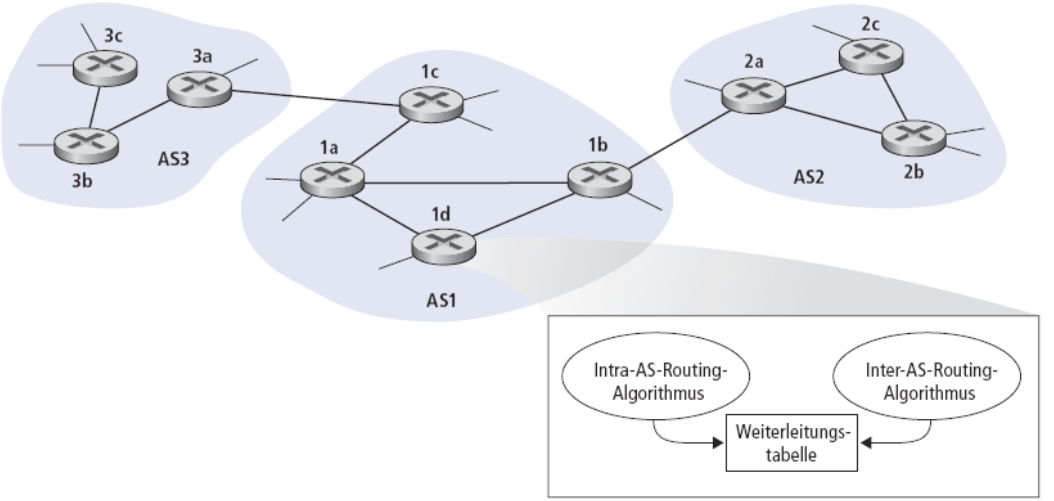
Aufgaben des Inter-AS-Routing (2)

- Lernen, welche Ziele über die Autonomen Systeme AS2 und AS3 erreichbar sind
- Verteilen dieser Informationen an alle Router in AS1



Aufgaben des Inter-AS-Routing (3)

- **Netzwerk X ist sowohl über AS2 als auch über AS3 zu erreichen**
  - Router 1d muss sich entscheiden
  - Hot-Potato-Routing: Schicke das Paket einfach an den nächsten Gateway-Router



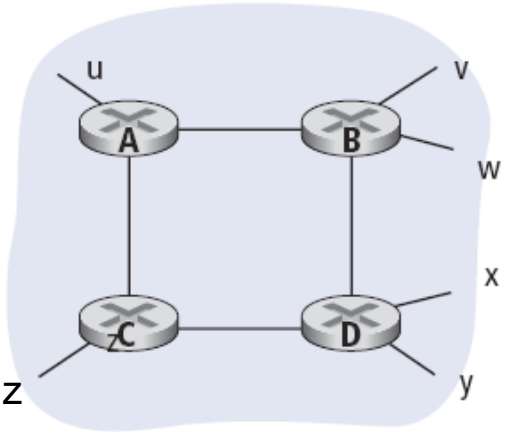
Intra-AS-Routing

- **Die bekanntesten Intra-AS-Routing-Protokolle:**
  - RIP: Routing Information Protocol verwendet Distance-Vector
  - OSPF: Open Shortest Path First verwendet Link-State
  - Außerdem proprietäre Protokolle von Herstellern, z. B.:
    - IGRP: Interior Gateway Routing Protocol (CISCO)

RIP (Routing Information Protocol)

- **Distance-Vector-Algorithmus**
  - RFC 1058: Version 1
    - War bereits in der BSD-UNIX-Distribution von 1982 enthalten
  - RFC 2453: Version 2 (abwärtskompatibel)
- **Metrik: Anzahl der Hops**

  (≤ 15 Hops)

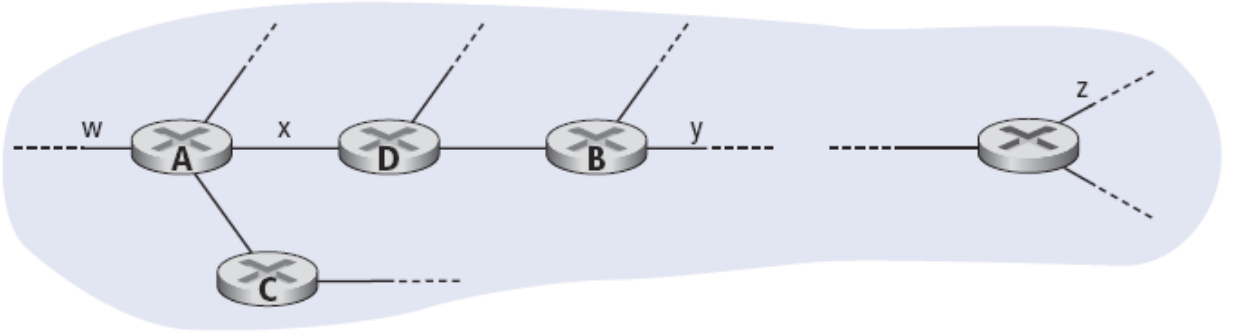


Ziel	Hops von A
u	1
v	2
w	2
x	3
y	3
z	2

RIP-Advertisements

- **Distanzvektoren werden alle 30 Sekunden zwischen den Nachbarn per RIP-Advertisement ausgetauscht**
- **Jedes RIP-Advertisement enthält eine Liste**
  - bis zu 25 Zielnetzwerke
  - aus dem Inneren des Autonomen Systems

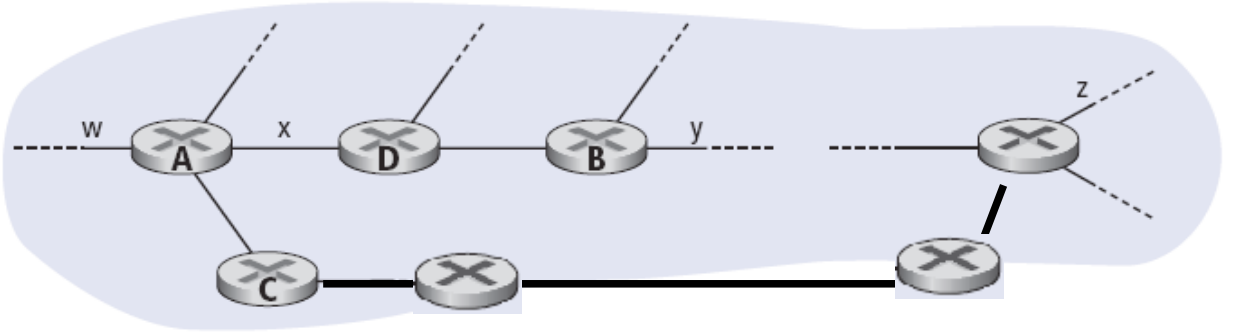
RIP: Beispiel - Ausgangszustand



Routing-Tabelle in D:

Zielsubnetz	Nächster Router	Anzahl von Hops zur Zieladresse
w	A	2
y	B	2
z	B	7
x	–	1
...	...	...

RIP: Beispiel – Advertisement von A



Advertisement an D:

Zielsubnetz	Nächster Router	Anzahl von Hops zur Zieladresse
z	C	4
w	–	1

Neue Routing-Tabelle in D:

Zielsubnetz	Nächster Router	Anzahl von Hops zur Zieladresse
w	A	2
y	B	2
z	A	5
...	...	...

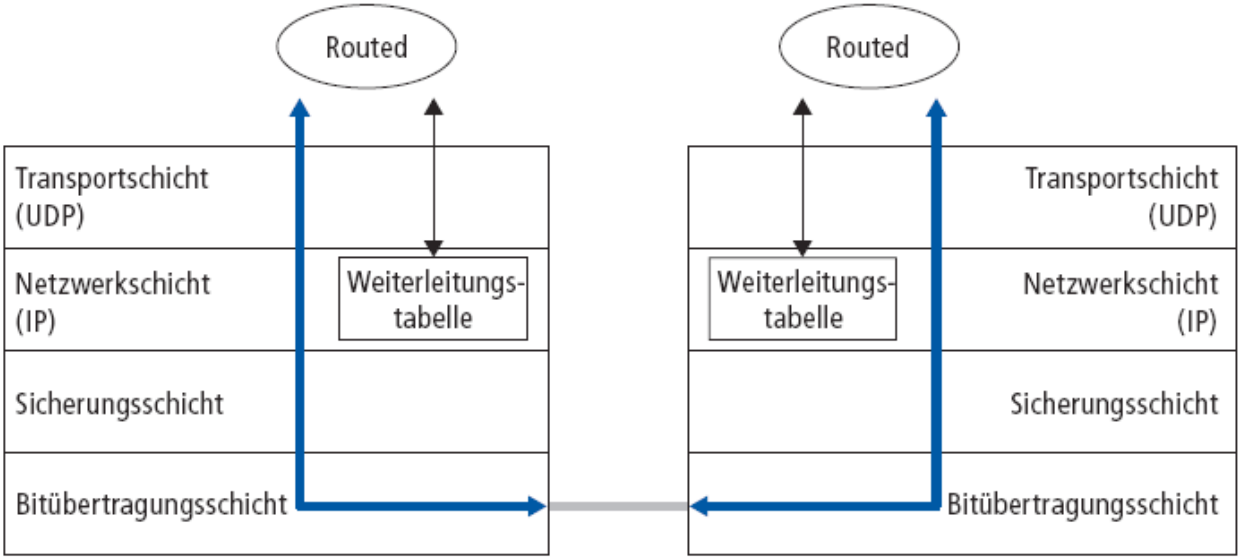
Router sind immer da, richtig?

RIP: Brechen von Links

- **Wird nach spätestens 180 Sekunden kein neues Advertisement mehr empfangen, wird der Nachbar gestrichen!**
  - Alle Routen über diesen Nachbarn werden ungültig
  - Neuberechnung des lokalen Distanzvektors
  - Verschicken des neuen Distanzvektors
  - Nachbarn bestimmen ihren Distanzvektor neu und verschicken ihn gegebenenfalls

RIP-Architektur

- Die Routing-Tabelle wird in einem Prozess auf Anwendungsebene gepflegt, z. B.
  - routed (für „route daemon“)



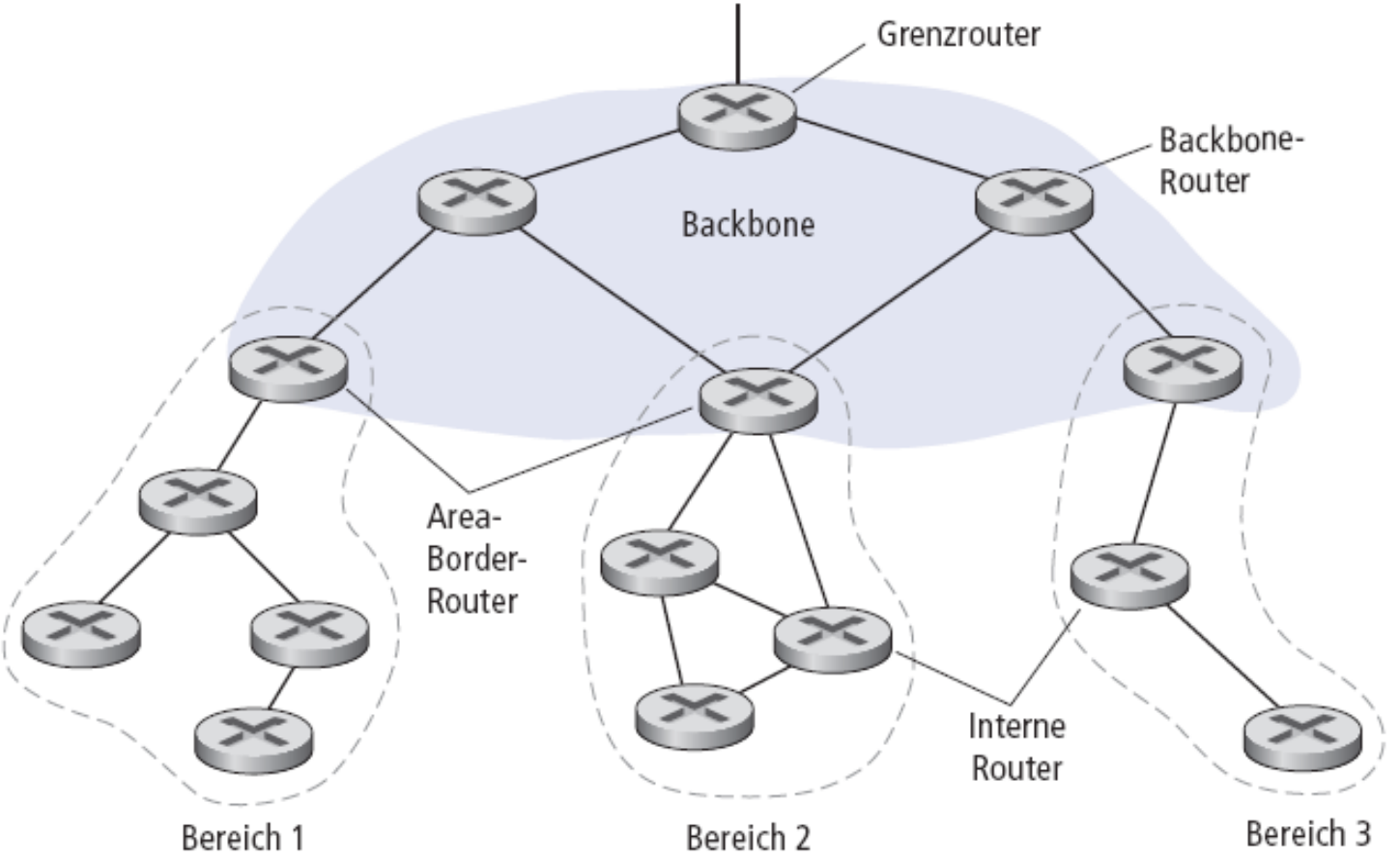
OSPF (Open Shortest Path First)

- **Link-State Routing / Dijkstra-Algorithmus**
  - RFC 2328: Version 2
  - “Open”: frei verfügbar
- **Periodisches Fluten von Link-State-Paketen**
  - Jeder Router kündigt seine Links an
    - Diese Ankündigungen werden geflutet
    - OSPF wird direkt in IP-Pakete eingepackt
  - Topologie ist jedem Router bekannt
    - Wird in einer sogenannten „Netzwerkkarte“ oder „Topology Map“ gespeichert

Wo ist OSPF besser als RIP?

- **Sicherheit**
  - Nachrichten können authentifiziert werden
- **Mehrere alternative Pfade**
  - Bei gleichen Kosten parallele Nutzung
    → Lastverteilung
- **Hierarchisches OSPF in größeren autonomen Systemen**

Hierarchisches OSPF



Hierarchisches OSPF

- **Zweistufige Hierarchie: Local Area versus Backbone**
  - Ein Backbone pro AS
  - Link-State-Advertisements werden nur in einer Local Area geflutet
  - Jeder Router in einer Local Area kennt deren detaillierte Topologie **und**
  - die Richtung zu den Netzwerken der anderen Local Areas

Hierarchisches OSPF (2)

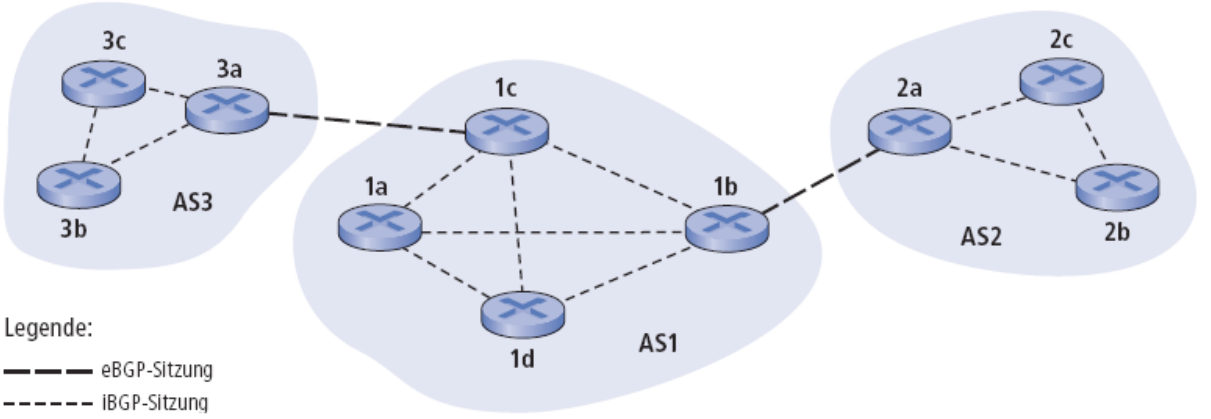
- **Area-Border-Router:**
  - Zusammenfassen der Distanzen zu den Netzwerken in der eigenen Local Area
  - Ankündigen
    - der eigenen Zusammenfassung an die anderen Area-Border-Router
    - der Zusammenfassungen der anderen Area-Border-Router in der Local Area
- **Backbone-Router:**
  führe OSPF-Routing im Backbone durch

Inter-AS-Routing beruht auf: BGP (Border Gateway Protocol)

- **De-facto-Standard im Internet**
  - RFC 4271: Version 4
- **BGP erlaubt:**
  - Informationen über die Erreichbarkeit von Netzen von benachbarten AS
  - Verteilung der Informationen im eigenen AS
  - „Gute“ Routen zu bestimmten Zielnetzwerken festzulegen
- **Außerdem ermöglicht es BGP einem AS, seine eigene Erreichbarkeit anzukündigen**

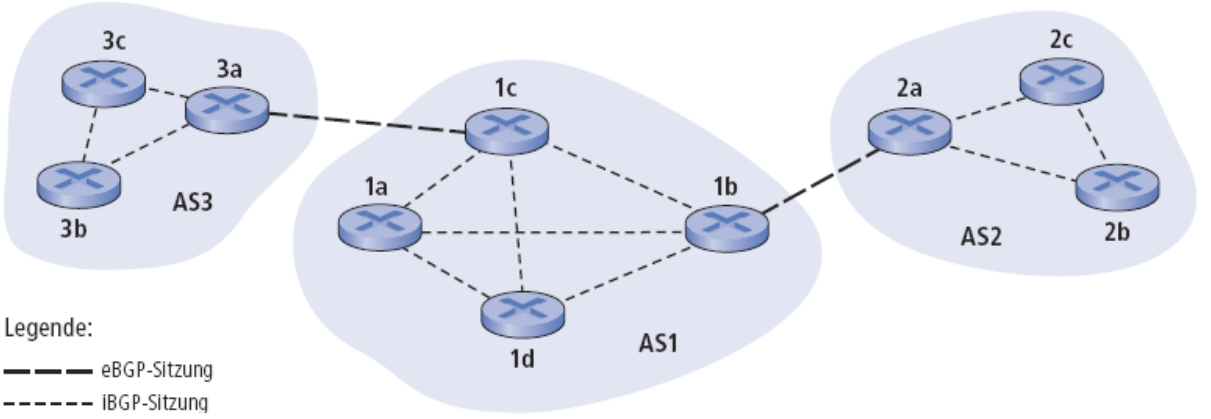
BGP-Grundlagen

- **BGP-Peers tauschen Informationen über quasi permanente TCP-Verbindungen aus**
  - BGP-Sitzung (engl. BGP session)
  - Router im selben AS: interne BGP-Sitzung
  - in verschiedenen AS: externe BGP-Sitzung



BGP-Grundlagen

- **Wenn AS2 einen Präfix an AS1 meldet (z. B. 167.3.0.0/16), dann verspricht AS2, dass es alle Datagramme weiterleitet, deren Zieladressen zu diesem Präfix passen**
  - AS2 kann Präfixe in seinen Ankündigungen aggregieren



Pfadattribute und BGP-Routen

- **Präfix-Ankündigungen beinhalten auch Pfadattribute (in BGP-Terminologie)**
  - Route = Präfix + Attribute
- **Zwei wichtige Attribute:**
  - AS-PATH: eine Liste aller AS, durch welche die Ankündigung weitergeleitet wurde
  - NEXT-HOP: Um Ankündigungen zuordnen zu können, schickt der Router seine IP-Adresse als NEXT-HOP-Attribut mit
- **Empfänger entscheiden über Annahme!**

BGP-Routenwahl

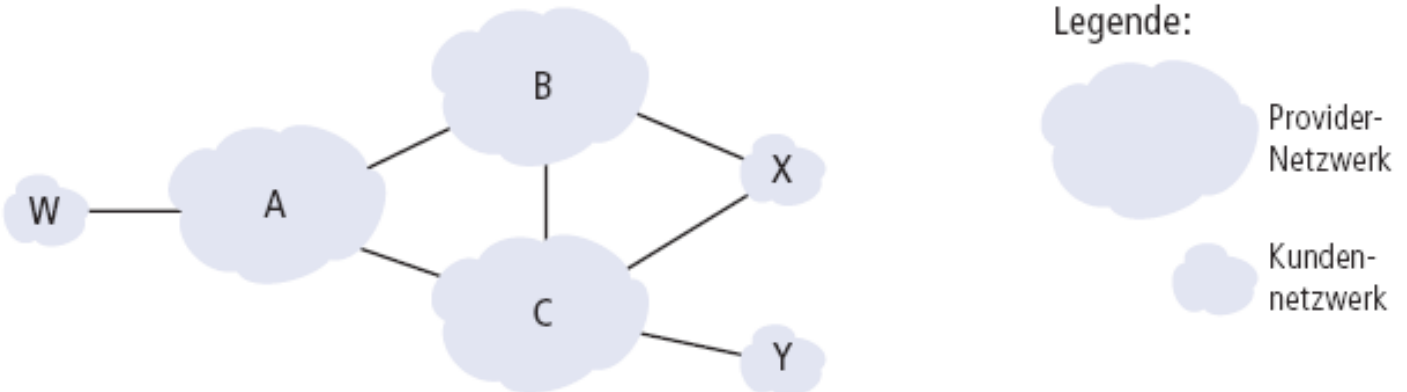
- **Router können mehr als eine Route zum Ziel angeboten bekommen.**
  - Ein Router muss entscheiden, welche Route verwendet wird.
- **Regeln:**
  - Kürzester AS-PATH
  - Dichtester NEXT-HOP-Router: Hot Potato Routing
  - Weitere Kriterien, wohl der häufigste Fall – Routing ist eben Politik

BGP-Nachrichten

- **OPEN:** Öffnen einer BGP-Sitzung, Authentifizierung
- **UPDATE:** neue Route ankündigen oder Ankündigung zurückziehen
- **KEEPALIVE:** Sitzung aufrechterhalten, wenn keine UPDATES geschickt werden müssen (wird auch als ACK auf eine OPEN-Nachricht verschickt)
- **NOTIFICATION:** Mitteilen von Fehlern, Schließen einer Session

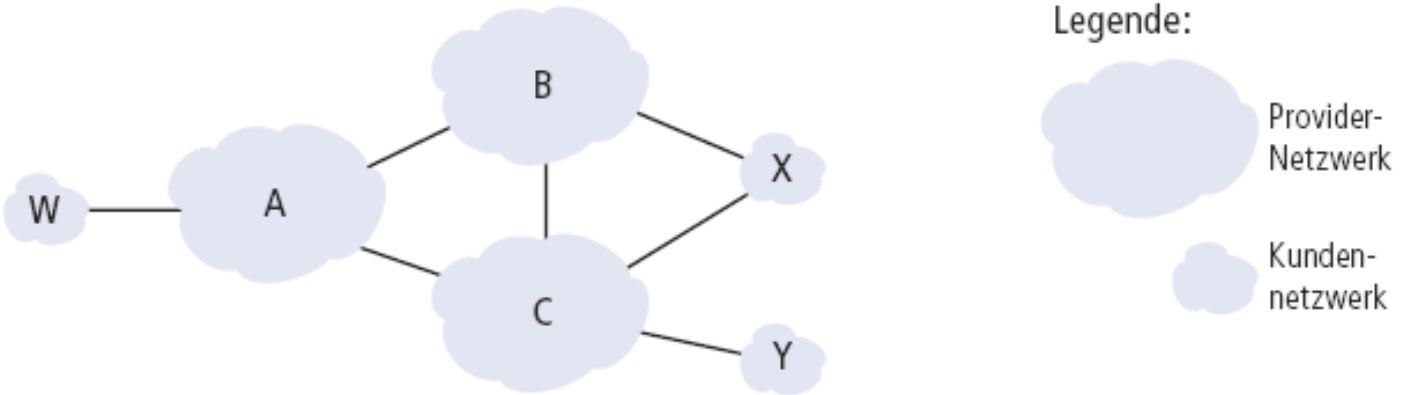
BGP-Routing-Policies

- A → B : Pfad AW und B → X : Pfad BAW
- Soll B den Pfad BAW auch C ankündigen?



BGP-Routing-Policies (2)

- A → B : Pfad AW und B → X : Pfad BAW
- Soll B den Pfad BAW auch C ankündigen?
  - Nein! B hätte nichts davon, da weder W noch C Kunden von B sind



BGP-Routing-Policies (3)

- **A → B : Pfad AW und B → X : Pfad BAW**
- **Soll B den Pfad BAW auch C ankündigen?**
  - Nein! B hätte nichts davon, da weder W noch C Kunden von B sind
  - B möchte, dass C Datenpakete zu W über A leitet
  - B möchte nur Verkehr an oder von seinen Kunden weiterleiten

Unterschiede bei Intra-AS- und Inter-AS-Routing

- **Policies**
  - Inter-AS:
    Eine Organisation möchte kontrollieren, wie (und ob) der Verkehr anderer Organisationen durch das eigene Netzwerk geleitet wird
  - Intra-AS:
    eigener Verkehr, eigene Administration, hier sind keine Policies nötig

Unterschiede bei Intra-AS- und Inter-AS-Routing (2)

- **Größenordnung**
  - Inter-AS:
    Hierarchisches Routing reduziert die Größe der Routing-Tabellen und reduziert den Netzwerkverkehr für Routing-Updates
  - Intra-AS:
    Größe der Tabellen kein Problem

Unterschiede bei Intra-AS- und Inter-AS-Routing (3)

- **Performanz**
  - Inter-AS:
    Politiken können wichtiger sein als Performanz
  - Intra-AS:
    kann sich auf Performanz konzentrieren

Neues Routingparadigma auf Basis virtueller Kanäle

Dienstmodell der Netzwerkschicht

Wie darf man sich den Kanal vorstellen?

- **garantierte Bandbreite?**
- **Erhaltung des zeitlichen Abstandes?**
- **Verlustfreiheit?**
- **Gleiche Reihenfolge?**
- **Stau-Rückmeldung an den Sender?**

? ? ?

Virtueller Kanal
oder
Datagramm?

Internet im Vergleich

Netzwerk-architektur	Dienst-modell	Band-breiten-garantien	Garantie der Ver-lustfreiheit	Reihen-folge	Zeit-garantien	Hinweis auf Überlast
Internet	Best Effort	keine	nein	beliebige möglich	nicht unterstützt	keiner
ATM	CBR	garantiert eine kon-stante Rate	ja	in korrekter Reihenfolge	unterstützt	Überlast tritt nicht auf
ATM	ABR	garantier-tes Mini-mum	nein	in korrekter Reihenfolge	nicht unterstützt	Überlasthin-weise werden verwendet

Datagram:
Klassisches Dienstmodell

- **Kein Verbindungsaufbau auf der Netzwerkebene**
- **Router kennen keinen “Zustand” über die Ende-zu-Ende-Verbindungen**
  - Pakete werden typischerweise allein anhand der Zieladresse geroutet
  - Pakete zwischen den gleichen Rechnern können unterschiedliche Wege nehmen
- **Beispiele:**
  - IPv4
  - IPv6 (teilweise)

Virtueller Kanal:
Neues Dienstmodell

Es werden weiter Pakete über das Netz gesendet, aber der Pfad vom Sender zum Empfänger verhält sich wie eine klassische Telefonleitung

- In Bezug auf die Performanz
- und auf die Netzwerkaktionen auf dem Pfad vom Sender zum Empfänger

Deswegen verbindungsorientiert

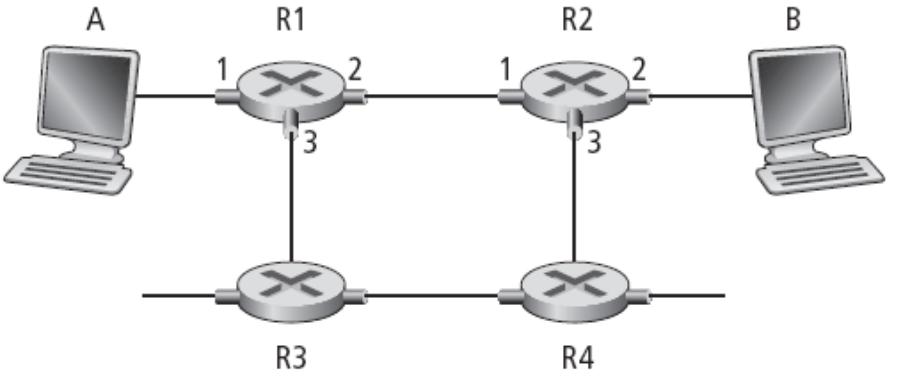
- **mit Verbindungsaufbau für jede Verbindung vor dem Transport der Daten**
- **und Verbindungsabbau**

Virtueller Kanal: Neues Dienstmodell (2)

Wie gelingt dies?

- Jedes Paket trägt den Bezeichner eines virtuellen Kanals (VC) – und nicht die Adresse des Zielrechners
- Jeder Router auf dem „geschalteten“ Pfad speichert nunmehr einen “Zustand” für jede durch ihn laufende Verbindung
  - Erinnerung!
    Transportschicht-Verbindungen sind nur in den Endgeräten existent

Und so sieht das aus:



Weiterleitungstabelle in R1:

Eingehende Schnittstelle	Eingehende VC-Nummer	Ausgehende Schnittstelle	Ausgehende VC-Nummer
1	12	2	22
2	63	1	18
3	7	2	17
1	97	3	87
...	...	...	...

Virtueller Kanal: Neues Dienstmodell (3)

Wie gelingt dies?

- **Resourcen der Verbindung (Übertragungs-kapazität, Puffer) können für einen virtuellen Kanal reserviert werden**
  - Damit wird es möglich, ein Verhalten zu gewährleisten, das dem einer festen Leitung entspricht
- **Beispiele:**
  - IPv6 (teilweise)
  - ATM
  - MPLS (zwischen Schicht 2 und 3)

Vergleich Datagramm / VC

	Datagramm-Netzwerk	VC-Netzwerk
Verbindungsaufbau	Nicht erforderlich	Erforderlich
Adressierung	Jedes Paket enthält die volle Quell- und Zieladresse	Jedes Paket enthält eine kurze VC-Nummer
Zustandsinformation	Router führen keine Zustands-informationen	Jede virtuelle Verbindung hat einen Tabelleneintrag
Routing	Jedes Paket wird unabhängig befördert	alle Pakete folgen der anfänglich gewählten Route
Wirkung von Routerfehlern	Nur Verlust einzelner Pakete	Alle virtuellen Verbindungen über den ausgefallenen Router werden beendet
Dienstgüte-Garantie und Überlastkontrolle	Schwierig	Einfach, wenn ausreichende Ressourcen reserviert sind
Flexibilität	sehr hoch	gering (hoher Verwaltungs- und Abstimmungsaufwand)

Kontakt

Dr. Christian Keil

E-Mail: christian.keil@haw-hamburg.de

https://users.informatik.haw-hamburg.de/~acg196