Rechnernetze I

SoSe 2024

Roland Wismüller
Universität Siegen
roland.wismueller@uni-siegen.de
Tel.: 0271/740-4050, Büro: H-B 8404

Stand: 18. März 2024

Rechnernetze I

SoSe 2024

0 Organisation

Zu meiner Person

- Studium der Informatik an der Techn. Univ. München
  - dort 1994 promoviert, 2001 habilitiert
- Seit 2004 Prof. für Betriebssysteme und verteilte Systeme
- **Forschung:** Sichere komponentenbasierte Systeme; parallele und verteilte Systeme
- Vorsitzender des Prüfungsausschusses Informatik; Mentor für Bachelor Informatik 2012 mit Vertiefung Mathematik
- **e-mail:** roland.wismueller@uni-siegen.de
- **Tel.:** 0271/740-4050
- **Büro:** H-B 8404
- **Sprechstunde:** Mo., 14:15-15:15 Uhr

Zur Fachgruppe „Betriebssysteme / verteilte Systeme“

Andreas Hoffmann

andreas.hoffmann@uni-...
0271/740-4047
H-B 8405

- El. Prüfungs- und Übungssysteme
- IT-Sicherheit
- Web-Technologien
- Mobile Anwendungen

Felix Breitweiser

felix.breitweiser@uni-...
0271/740-4719
H-B 8406

- Betriebssysteme
- Programmiersprachen
- Virtuelle Maschinen

Sven Jacobs

sven.jacobs@uni-...
0271/740-2533
H-B 8407

- El. Prüfungs- und Übungssysteme
- Generative KI
- Web-Technologien

Lehrangebot

Vorlesungen/Praktika

- Rechnernetze I, 5/6 LP (Bachelor, SoSe)
- Rechnernetze Praktikum, 5/6 LP (Bachelor, WiSe)
- Rechnernetze II, 6 LP (Master, SoSe)

- Betriebssysteme I, 5/6 LP (Bachelor, SoSe)
- Parallelverarbeitung, 6 LP (Master, WiSe)
- Verteilte Systeme, 5/6 LP (Bachelor, WiSe)

Lehrangebot ...

Projektgruppen

- z.B. Sichere Kooperation von Software-Komponenten
- z.B. Konzepte zum sicheren Management von Linux-basierten Thin-Clients

Abschlussarbeiten (Bachelor, Master)

- Themengebiete: sichere virtuelle Maschine, Parallelverarbeitung, Mustererkennung in Sensordaten, eAssessment, ...

Seminare

- Themengebiete: IT-Sicherheit, Programmiersprachen, Mustererkennung in Sensordaten, ...
- Ablauf: Blockseminare (30 min. Vortrag, 5000 Worte Paper)
- Master: vorher Vorlesung „Wissenschaftliches Arbeiten“!

Zur Vorlesung

Vorlesung (3 SWS)

- Mo., 08:30 - 10:00 Uhr, H-C 3305, 14-tägig ab 15.04.
- Do., 10:15 - 11:45 Uhr, H-C 3305

Übung (2 SWS)

- Zwei alternative Übungsgruppen:
  - Mo., 10:15-11:45, H-C 6321 bzw. H-A 4111
  - Fr., 12:15-13:45, H-C 8326 bzw. H-A 4111
- Übungsbeginn: Mo. 22.04. (H-A 4111)

Zur Vorlesung ...

Übung (2 SWS) ...

- Ca. jede zweite Woche praktische Aufgaben im H-A 4111
  - bitte Information auf der Webseite beachten
  - mit der Nutzung der Rechner akzeptieren Sie die Benutzerordnung (siehe Webseite)!
  - wegen Kennungen bitte ggf. noch **unverzüglich** für Vorlesung und Übung in unisono anmelden!

Zur Vorlesung ...

Industriezertifikat CCNA

- CCNA: Cisco Certified Network Associate
  - Grundstufe der Cisco-Zertifikate
  - weltweit anerkannt, gehören zu den begehrtesten in der Netzwerkindustrie
- Vorlesungsbegleitend zu RN_I und RN-Praktikum möglich
  - RN_I (SoSe): CCNAv7 *Introduction to Networks*
  - RN-Praktikum (WiSe): CCNAv7 *Switching, Routing, and Wireless Essentials* & CCNAv7 *Enterprise Networking, Security, and Automation*
- Zusätzliches Selbststudium mit Online-Materialien
- Externe Zertifizierungprüfung, Kosten ca. 135,- Eur

Industriezertifikat CCNA ...

- Mehr Infos: `http://www.bs.informatik.uni-siegen.de/cisco`
- Anmeldung in den ersten Übungsstunden

CISCO

Cisco Certifications

Roland Wismüller

HAS SUCCESSFULLY COMPLETED THE CISCO CERTIFICATION REQUIREMENTS AND IS RECOGNIZED AS A

Cisco Certified Network Associate Routing and Switching

CISCO CERTIFIED CCNA ROUTING & SWITCHING

CERTIFICATION DATE September 16, 2013
VALID THROUGH September 16, 2016
CISCO ID NO. CSCO12447888

Validate this certificate's authenticity at
www.cisco.com/go/verifycertificate
Certificate Verification No. 415343161150ASYM

John Chambers
Chairman and CEO
Cisco Systems, Inc.

9533973
0924

Zur Vorlesung ...

Information, Folien und Ankündigungen

- **Auf der Vorlesungs-Webseite:**

  http://www.bs.informatik.uni-siegen.de/lehre/rn1

- Ggf. Aktualisierungen/Ergänzungen kurz vor der Vorlesung
  - auf das Datum achten!
- Dort auch Links zu den CCNA-Materialien
- Zugangsdaten für geschützte Bereiche:
  - werden in der Vorlesung bekanntgegeben!
- Es gibt auch einen Moodle Kurs mit Aufzeichnungen aus dem SoSe 2020 (mit Ergänzungen), Selbsttests, etc.

Zur Vorlesung ...

Prüfung

- **Alle Studiengänge:**
  - 1-stündige **elektronische** Klausur, ohne Hilfsmittel
  - voraussichtliche(!) Termine:
    - SoSe: Mo., 05.08.2024 (ohne Gewähr!)
    - WiSe: Mo., 03.02.2025 (ohne Gewähr!)
  - Zeit / Ort wird noch verbindlich bekanntgegeben (unisono!)

Literatur

- Larry L. Peterson, Bruce S. Davie: Computernetze: *Ein modernes Lehrbuch*. 3. Auflage, dpunkt.verlag Heidelberg, 2004.

- Skript: kein ausformuliertes Skript, aber Anmerkungen zu etlichen Folien in der 2-auf-1 Version
  - gedruckte Version: bitte beim Fachschaftsrat fragen!

- Zur Vertiefung:
  - Online-Materialien Cisco CCNA „Introdution to Networks“ (siehe Webseite)
  - A. Tanenbaum. Computernetzwerke, 4. Auflage, Pearson Studium, 2003

Gliederung der Vorlesung

- Einführung
- Protokolle, Protokollhierarchie
- Direktverbindungsnetze, Ethernet
- LAN Switching
- Internetworking, IP
- Routing
- UDP, TCP, Sicherung der Übertragung
- Datendarstellung
- Anwendungsprotokolle
- Netzwerksicherheit

Ziel der Vorlesung

- Grundwissen jedes Informatikers im Bereich Netzwerke
- Verständnis der Probleme und ihrer Lösungen
- Grundverständnis gängiger Netzwerkprotokolle
- Grundlage für weiterführende Lehrveranstaltungen
  - Rechnernetze-Praktikum (WiSe)
  - Rechnernetze II (Ergänzung/Vertiefung der Themen, SoSe)
  - Parallelverarbeitung (WiSe)
  - ...

Rechnernetze I

SoSe 2024

1 Einführung

Inhalt

- Motivation
- Verbindungsstrukturen
- Anforderungen an Netze
- Leistungsparameter

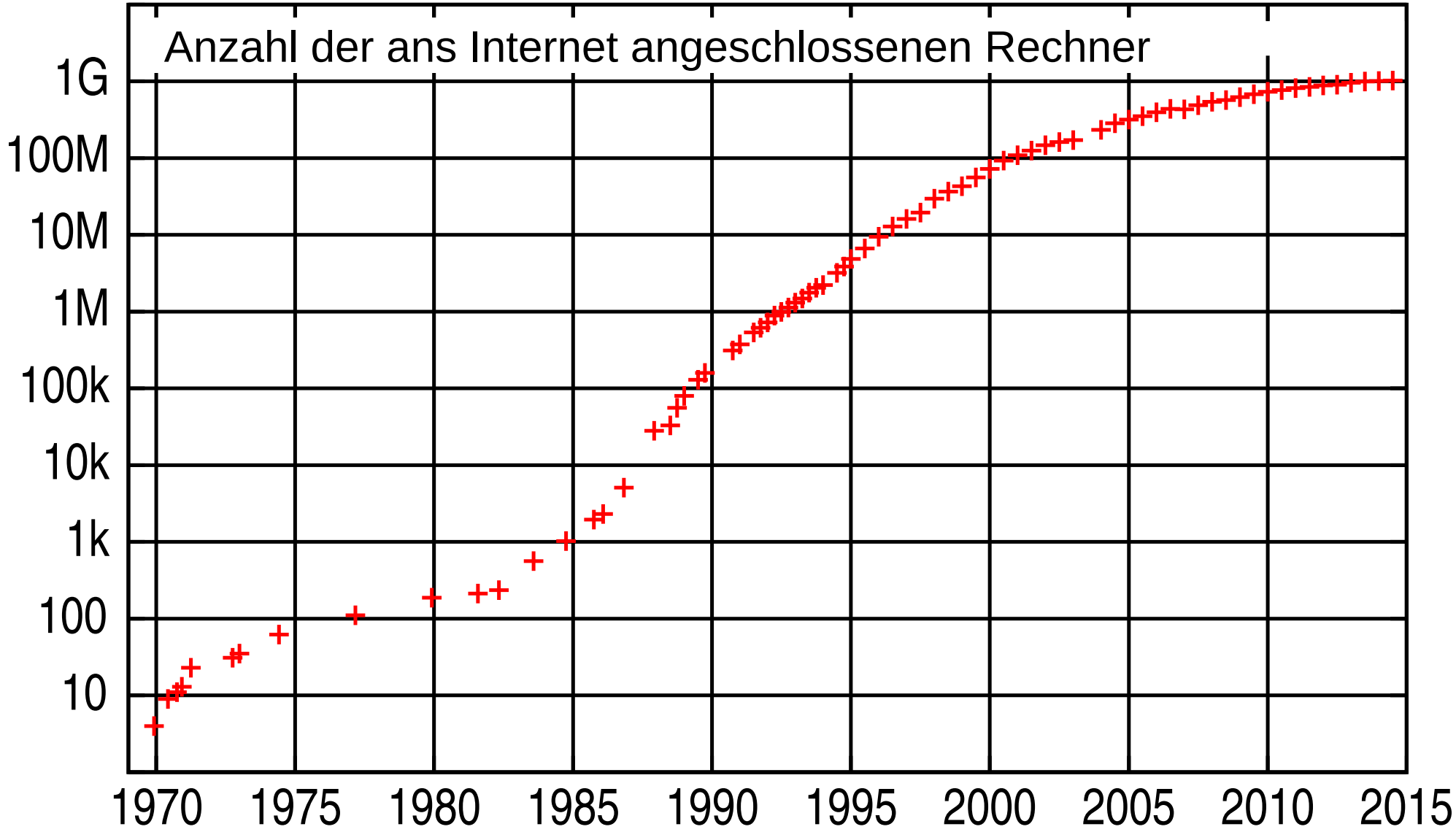
- Peterson, Kap. 1.2
- CCNA, Kap. 1

1.1 Motivation

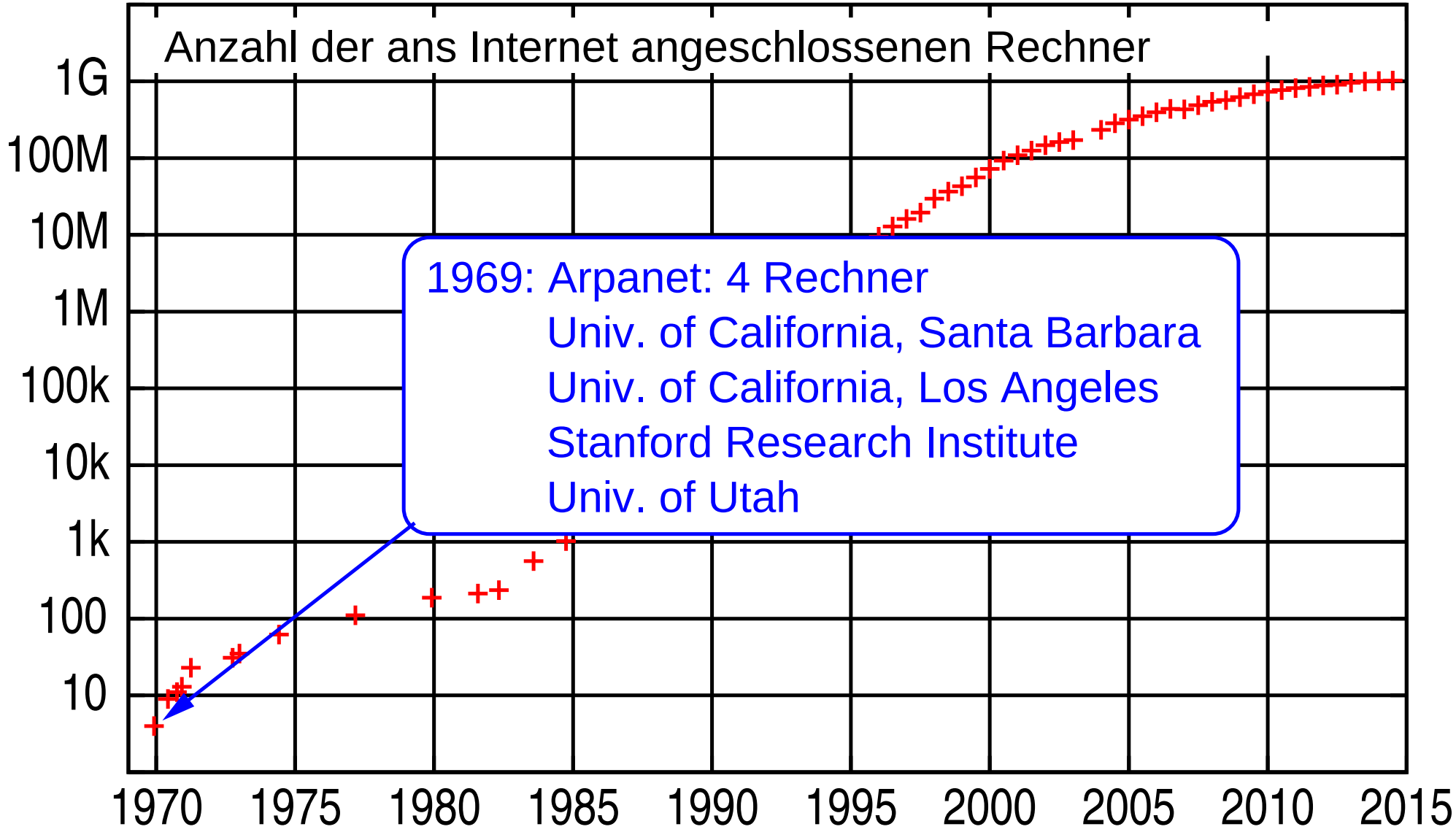
The Network is the Computer

- Vernetzungsaspekt wird zunehmend wichtiger als lokale Datenverarbeitung
- Boom im Bereich der Vernetzung / Netzwerktechnik
  - ausgelöst durch WWW / Internet

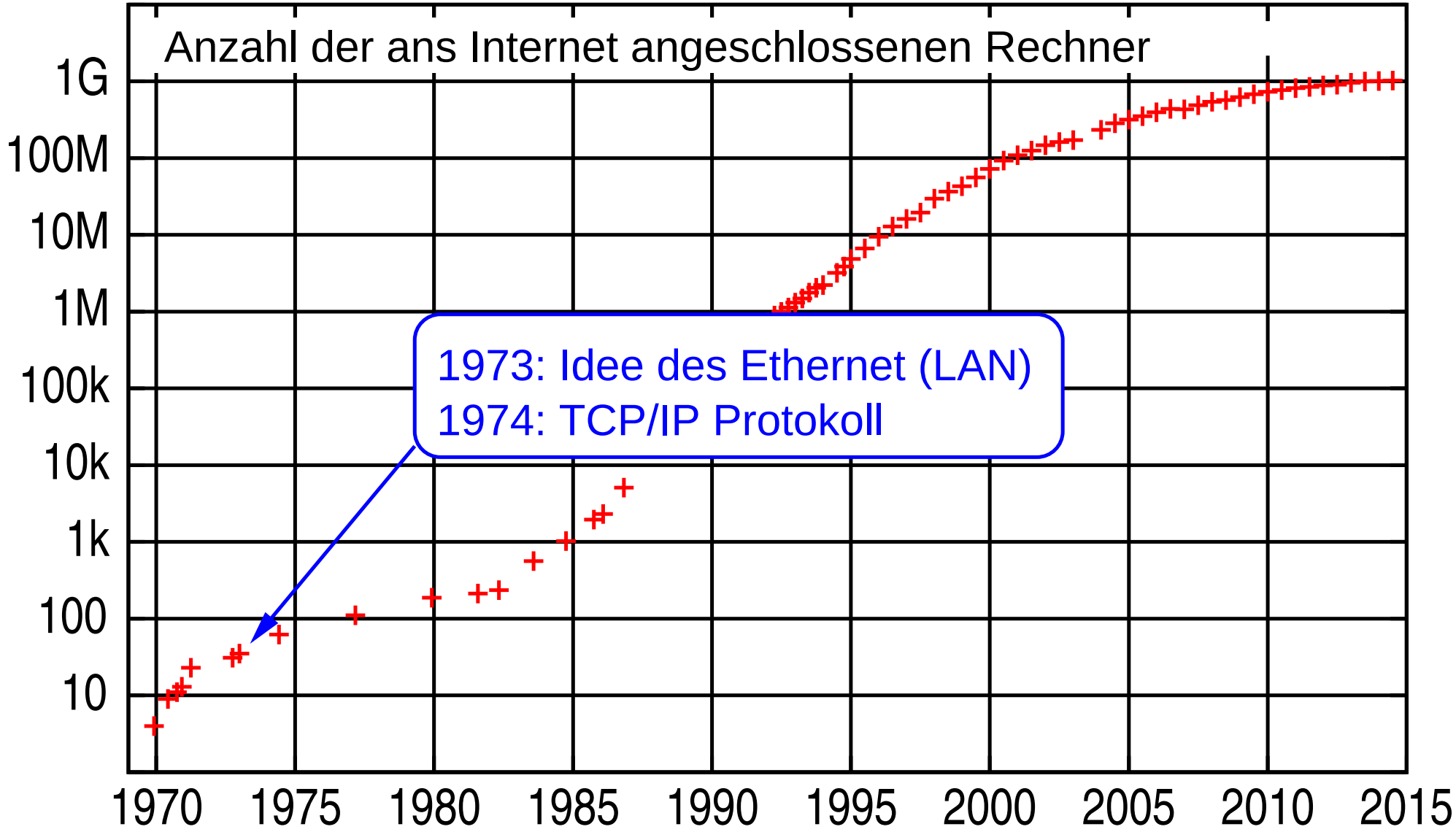
Entwicklung des Internet



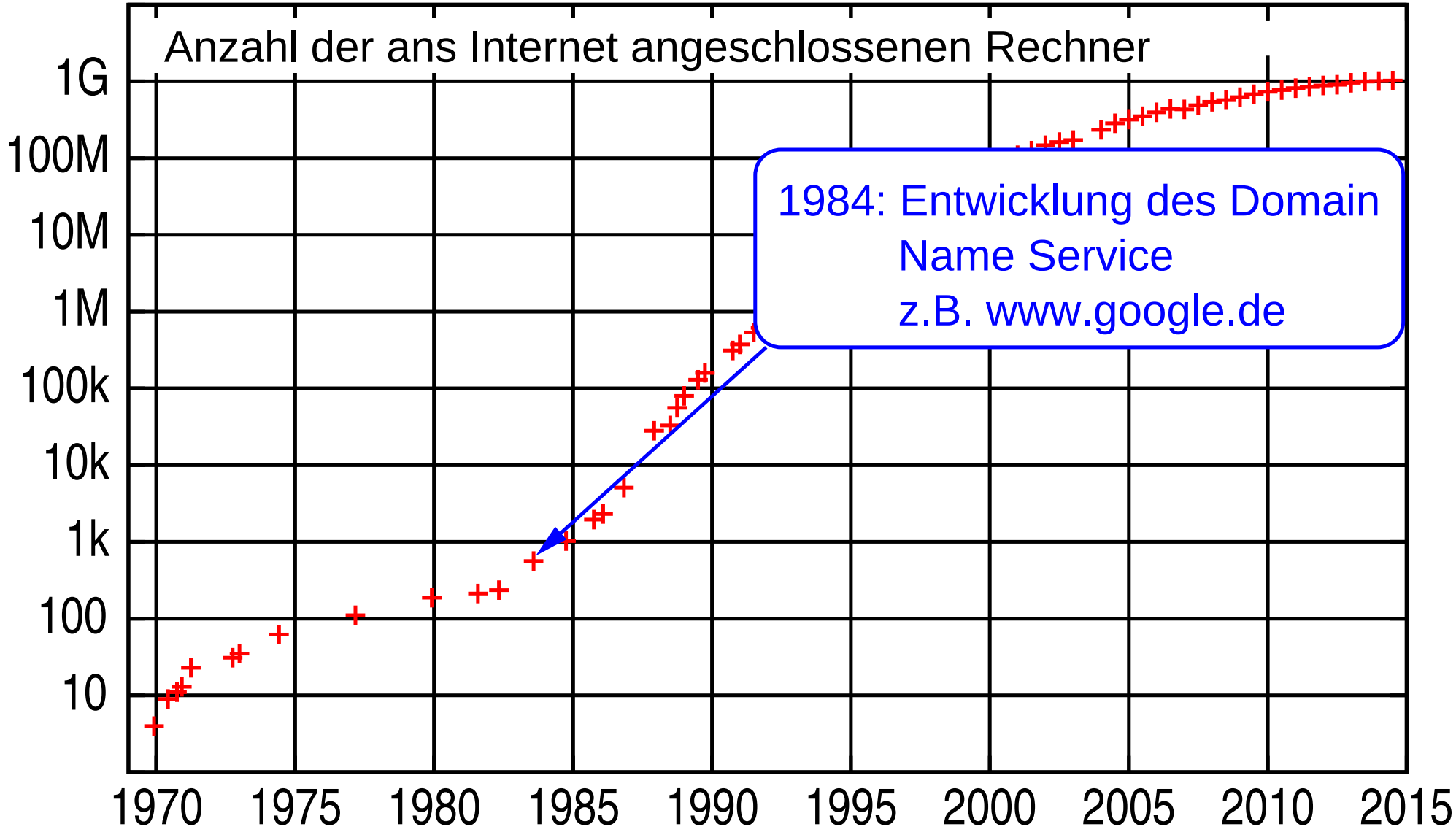
Entwicklung des Internet



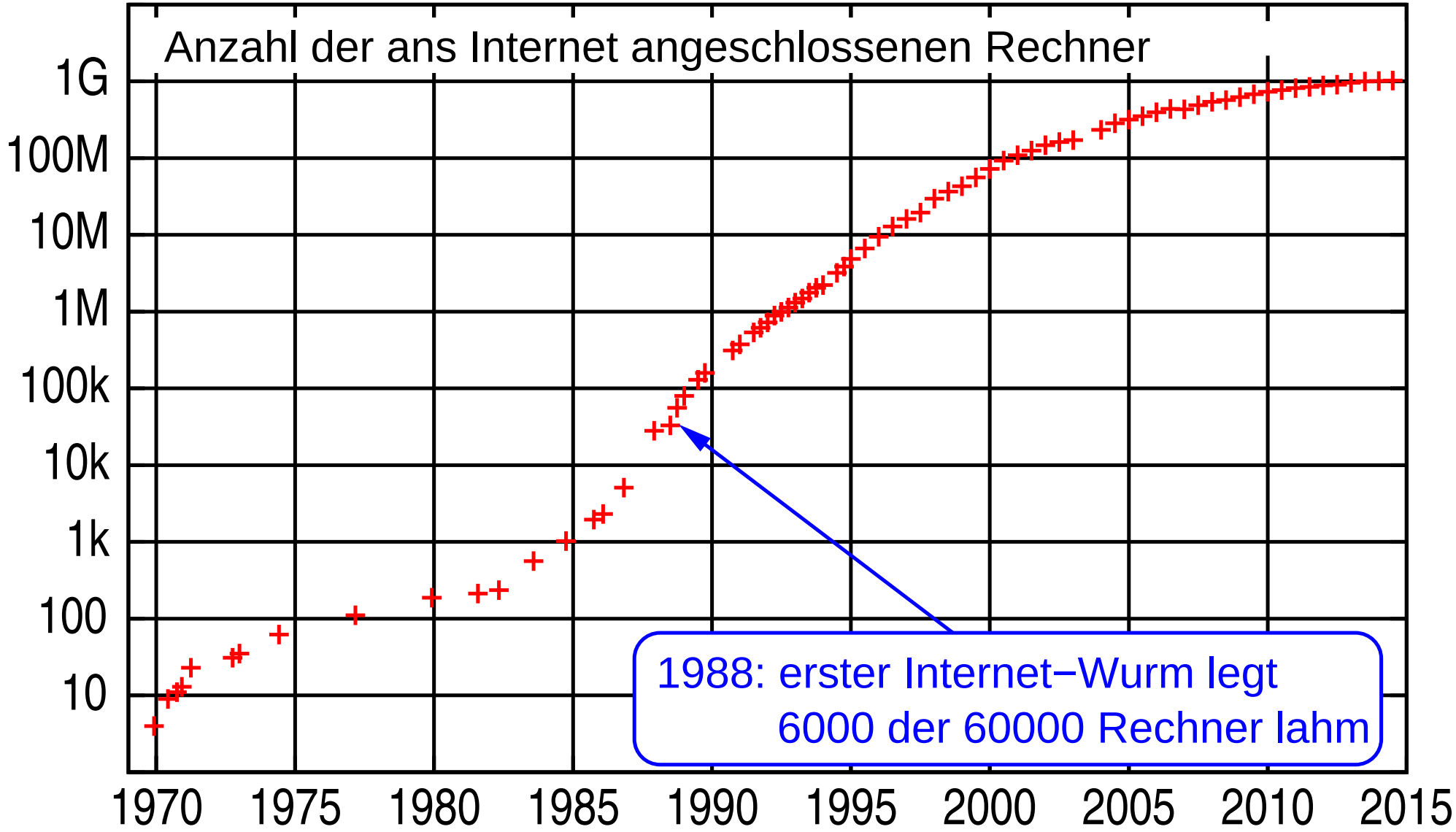
Entwicklung des Internet



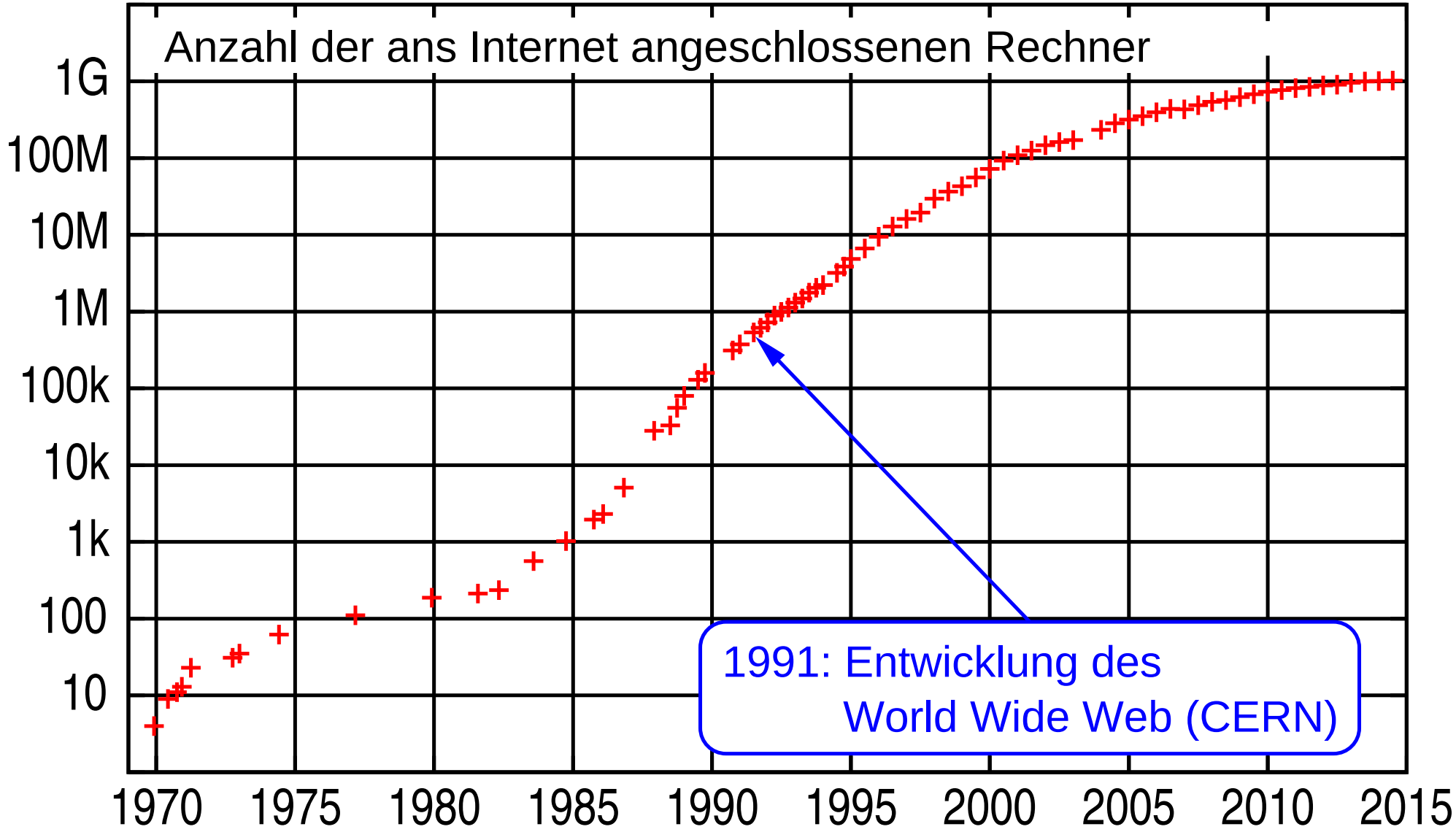
Entwicklung des Internet



Entwicklung des Internet



Entwicklung des Internet



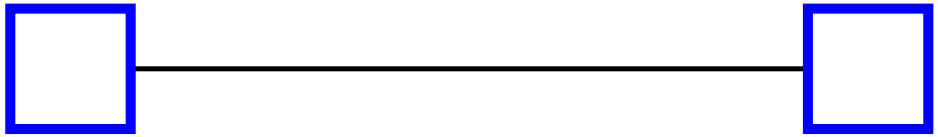
1.2 Strukturen von Rechnernetzen

Grundelemente eines Rechnernetzes

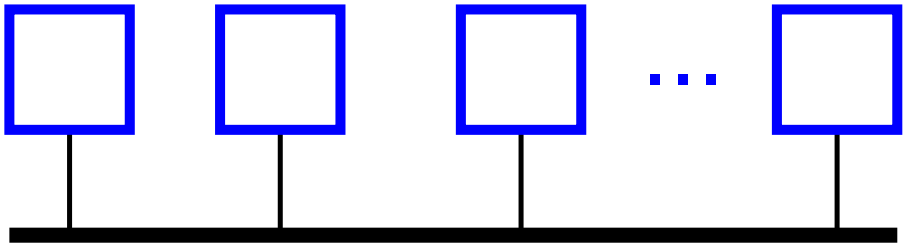
- **Knoten**: Endgeräte (Rechner, Host), Vermittlungsknoten (Switch, Router, ...)
- **Verbindungen** („Leitung“): Kabel, Glasfaser, Funk, ...

Verbindungsstrukturen

- **Punkt-zu-Punkt Verbindung**:

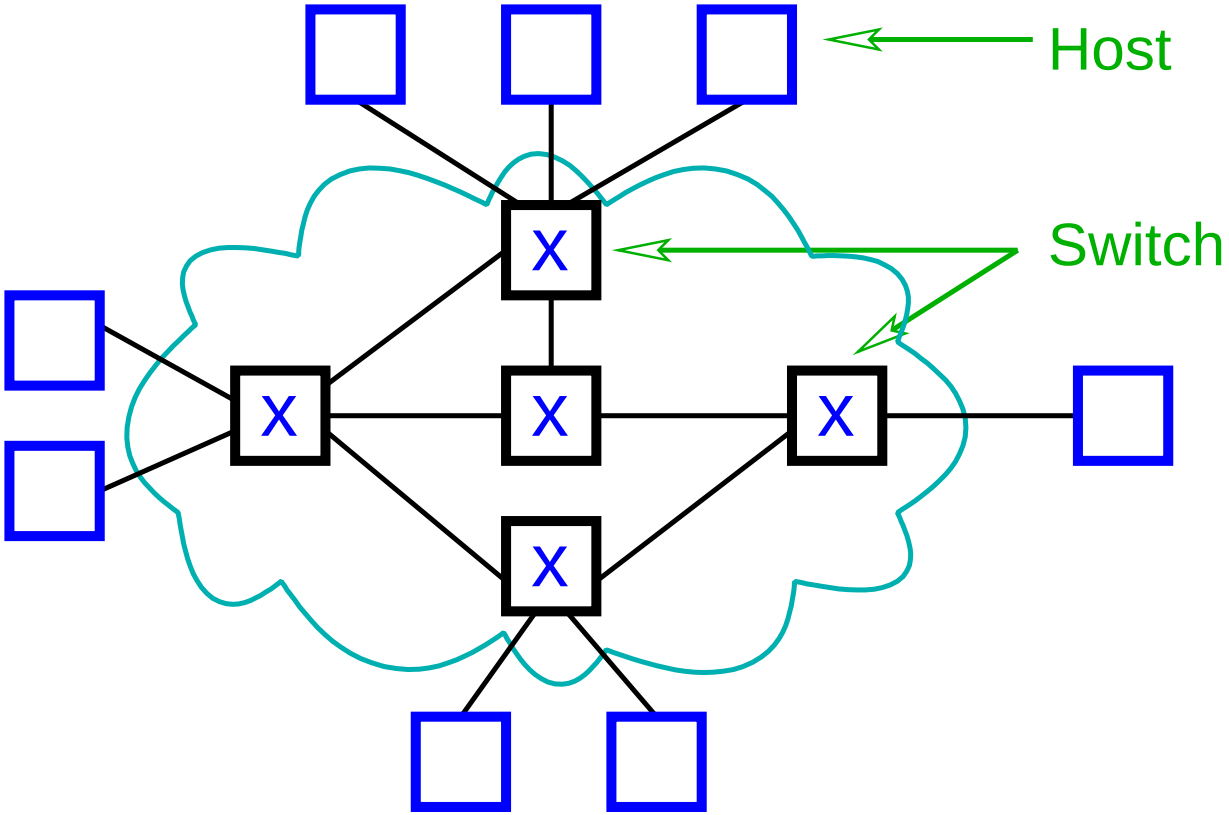


- **Mehrfachzugriffsverbindung (Bus)**:



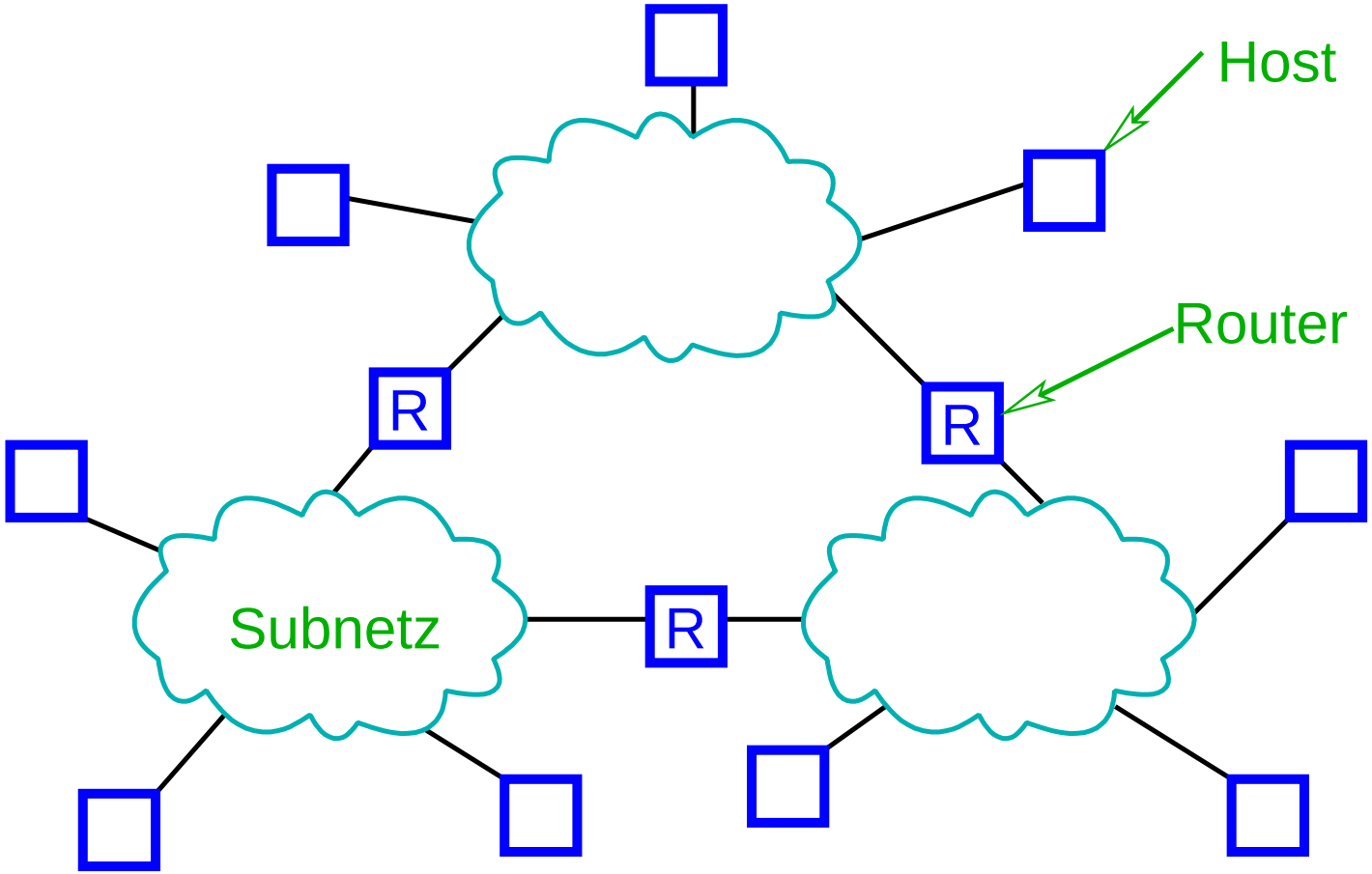
Verbindungsstrukturen ...

- **Vermitteltes Netzwerk**
  - Punkt-zu-Punkt Verbindungen mit Vermittlungsknoten (Switch)



Verbindungsstrukturen ...

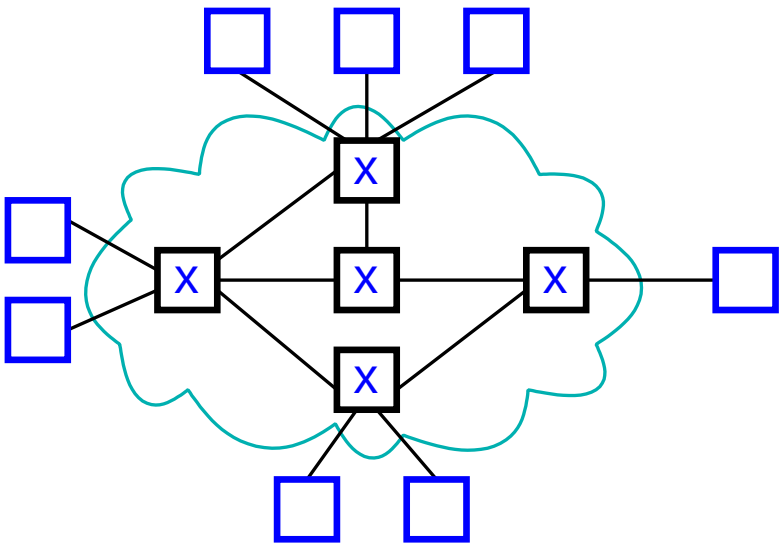
- **Zusammenschluß mehrere Netze (Internetwork)**
  - Kopplung mehrerer Subnetze durch Knoten (Router)

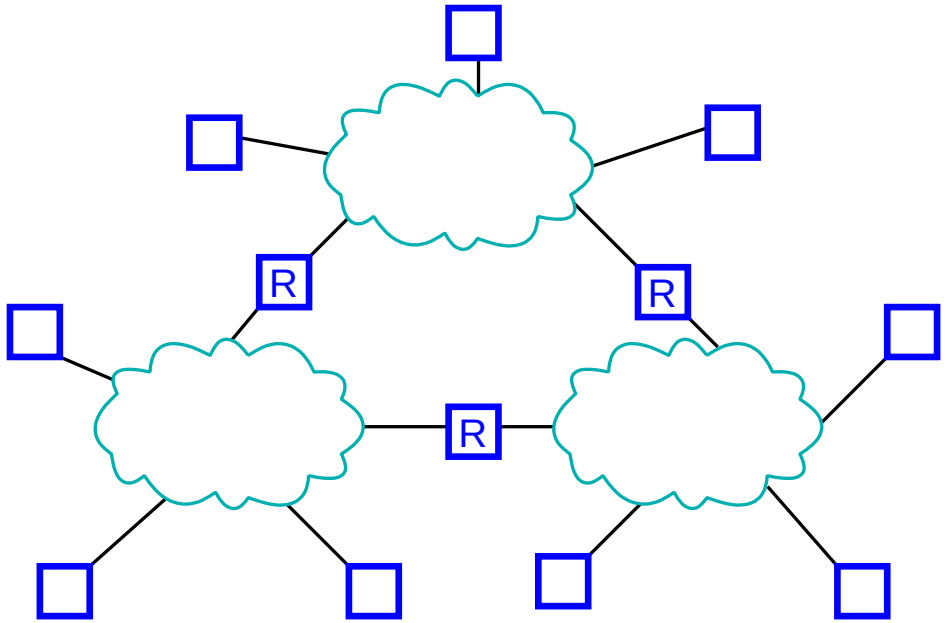


Allgemeine Struktur eines Netzwerks

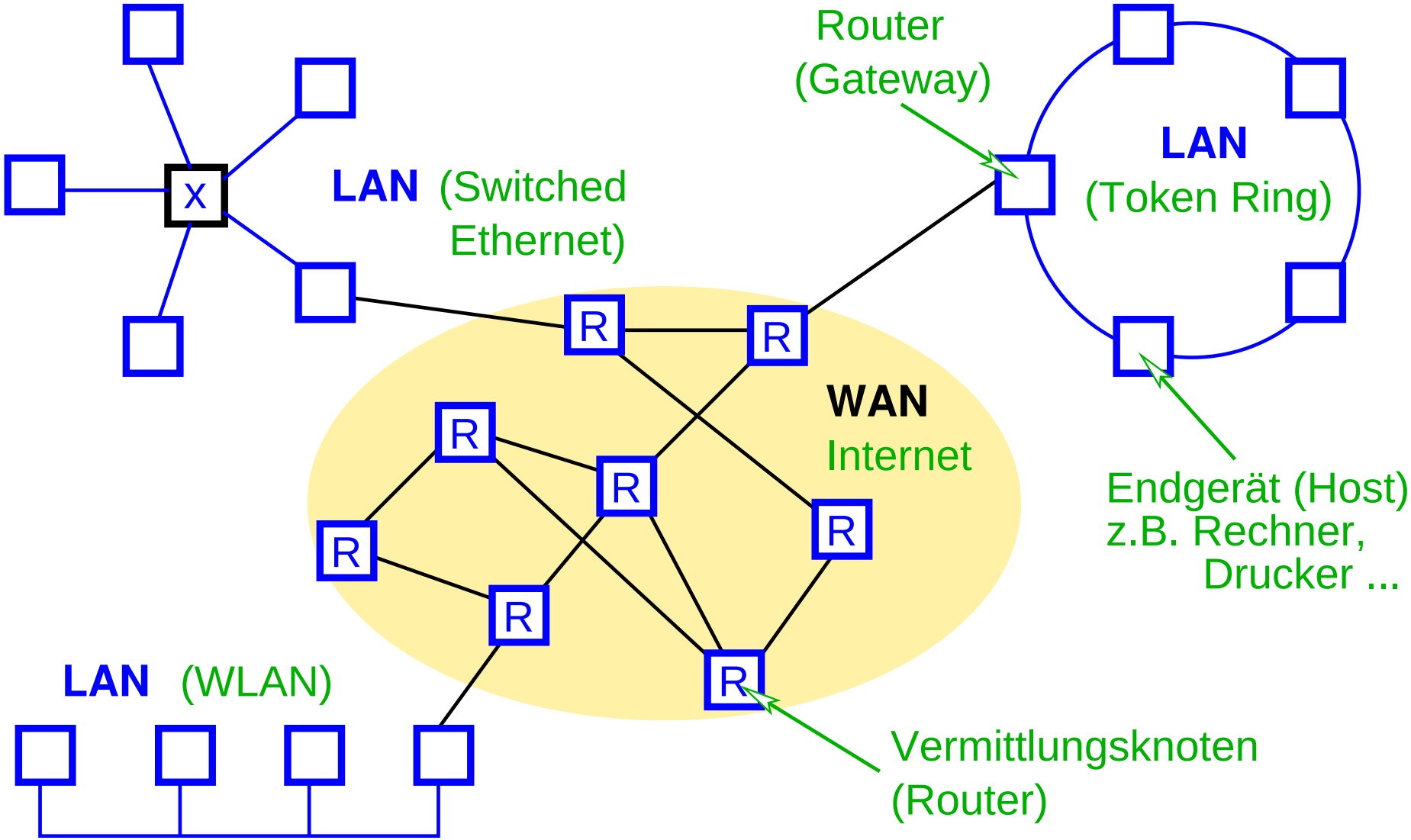
- Ein Netzwerk besteht aus
  - mehreren Knoten, verbunden durch eine Leitung

  oder
  - mehreren Netzwerken, verbunden durch ein oder mehrere Knoten





Beispiel für ein Netzwerk



Klassifikation nach geographischer Ausdehnung

- **SAN**: *System Area Network*
  - Hochgeschwindigkeitsnetz, innerhalb eines Raums
- **LAN**: *Local Area Network*
  - $\leq$ 1 km, innerhalb eines Gebäudekomplexes, z.B. Ethernet
- **MAN**: *Metropolitan Area Network*
  - $\leq$ 10 km, innerhalb einer Stadt
- **WAN**: *Wide Area Network*
  - länder-bzw. weltumspannend, z.B. Internet

- Einsatz jeweils unterschiedlicher Technologien

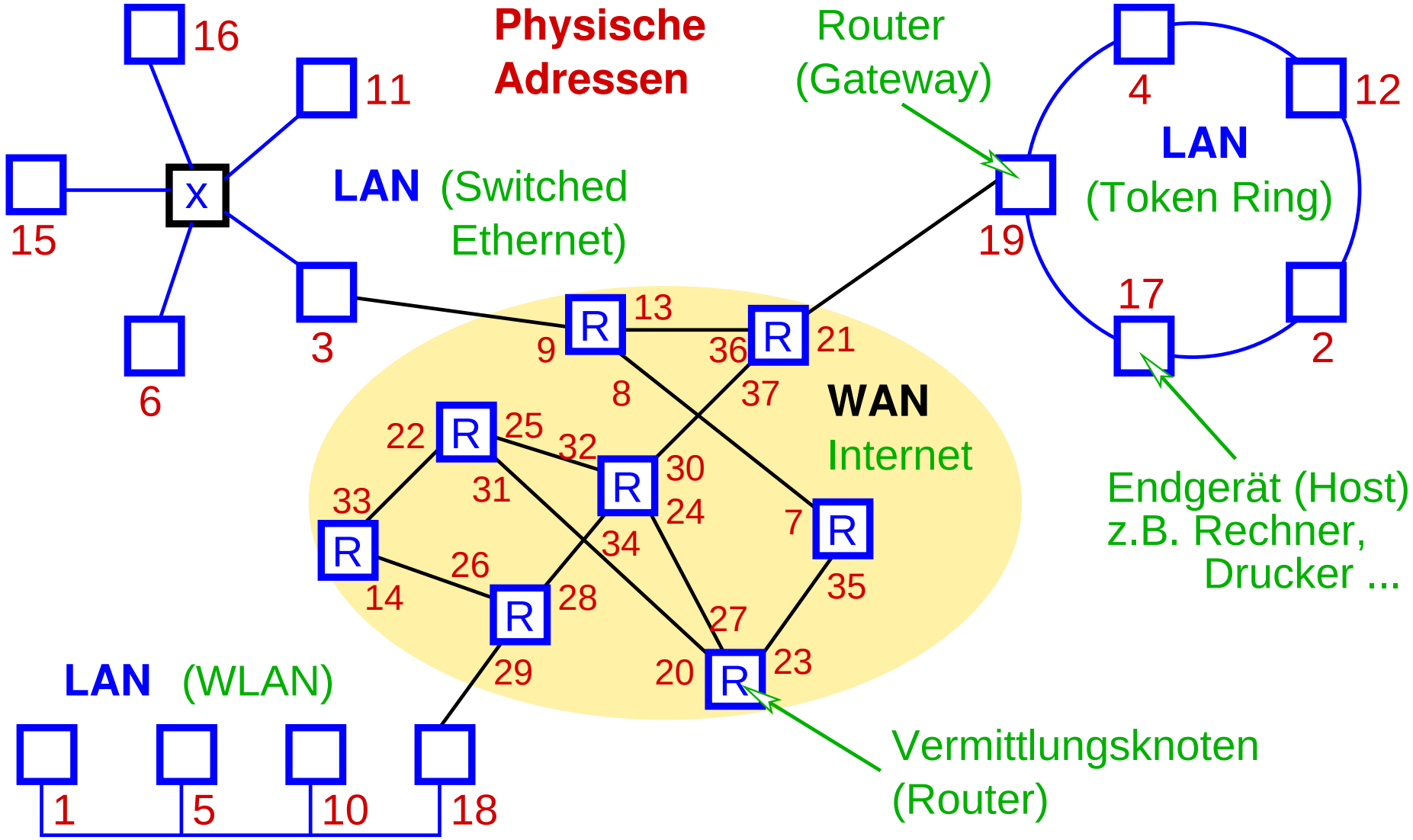
Wichtige Begriffe / Aufgaben

- **Adressierung**
  - physische Adresse: identifiziert Host* weltweit eindeutig, keine Information über das Netz des Hosts*
  - logische Adresse: identifiziert Netz und Host* in diesem Netz
  - Verwendung numerischer Adressen

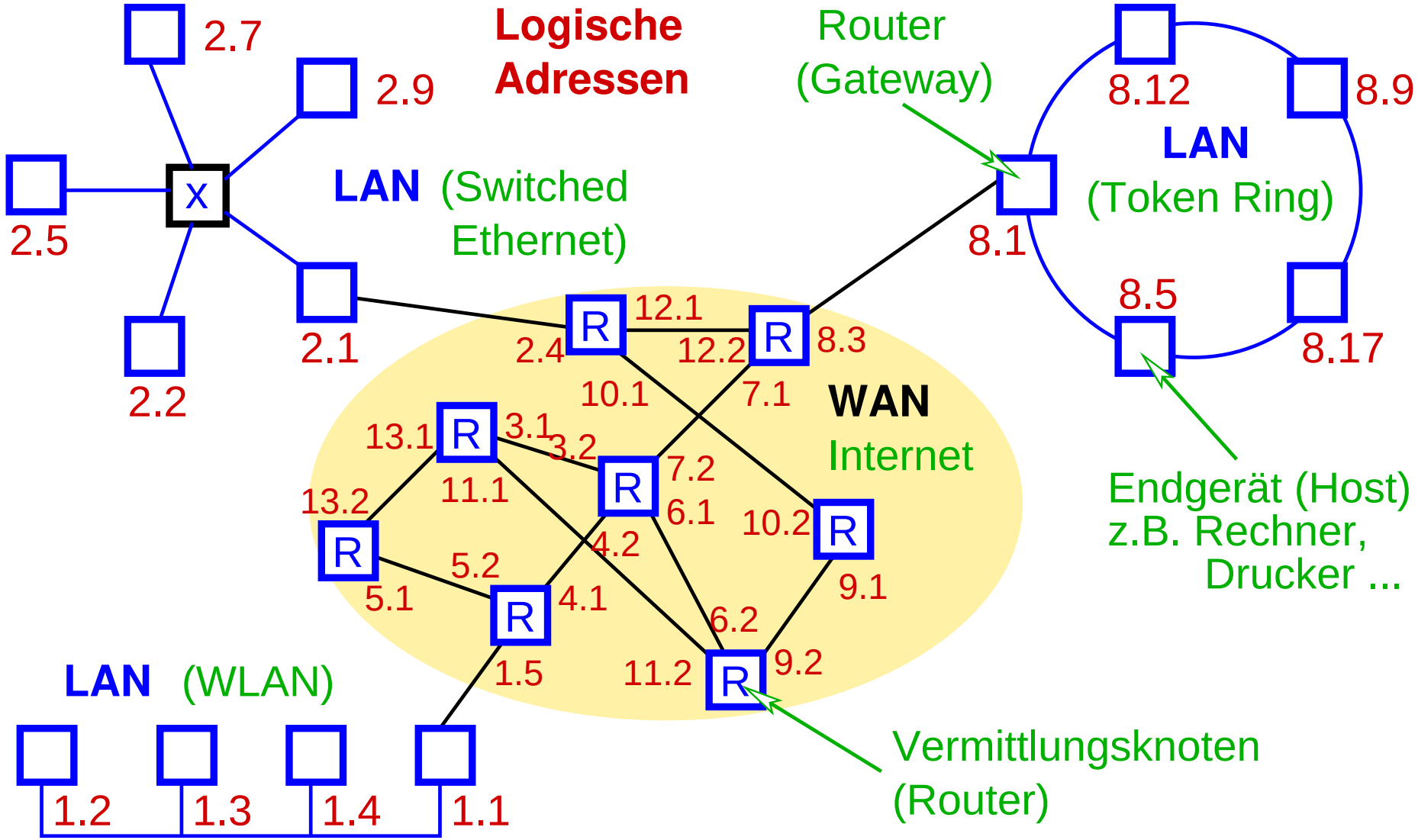
* genauer: Netzwerkkarte

- Anzahl der Empfänger
  - **Unicast**: genau einer
  - **Broadcast**: alle
  - **Multicast**: mehrere bestimmte
- **Routing / Forwarding (Vermittlung / Weiterleitung)**
  - Weiterleitung der Daten zum Empfänger durch Zwischenknoten

Beispiel für ein Netzwerk



Beispiel für ein Netzwerk



1.3 Multiplexing

- Ziel: Nutzung einer Verbindungsleitung für mehrere (unabhängige) Kommunikationsbeziehungen

- **Frequenzmultiplex**
  - Nutzung verschiedener Frequenzkanäle (z.B. Kabelfernsehen)
  - Variante: Wellenlängenmultiplex bei Glasfasern

- **Synchrones Zeitmultiplex**
  - Umschaltung zwischen den Kommunikationsbeziehungen in festen Zeitabständen
  - Vorteil: deterministisches Zeitverhalten (Echtzeit)

- **Statistisches Multiplexen**
  - Daten**pakete** der einzelnen Kommunikationsbeziehungen werden abwechselnd versendet
    - reihum oder nach Prioritäten (Dienstgüte)

1.4 Vermittlungsarten

★★

- **Leitungsvermittlung (*circuit switching*)**
  - für die Kommunikationspartner wird eine dedizierte Verbindung hergestellt
- **Speichervermittlung (*store and forward routing*)**
  - Daten werden von einer Vermittlungsstelle zur nächsten weitergegeben und vollständig gepuffert
- **Paketvermittlung (*packet switching*)**
  - Daten werden in Pakete zerteilt, Pakete werden unabhängig voneinander befördert
  - typisch für Rechnernetze
  - Varianten: Datagrammvermittlung, virtuelle Leitungsvermittlung (☞ **4.1**)

★★

Leitungsvermittlung

- Kommunikationspartner sind durch die geschaltete Leitung verbunden
- Beispiel: früheres Telefonnetz

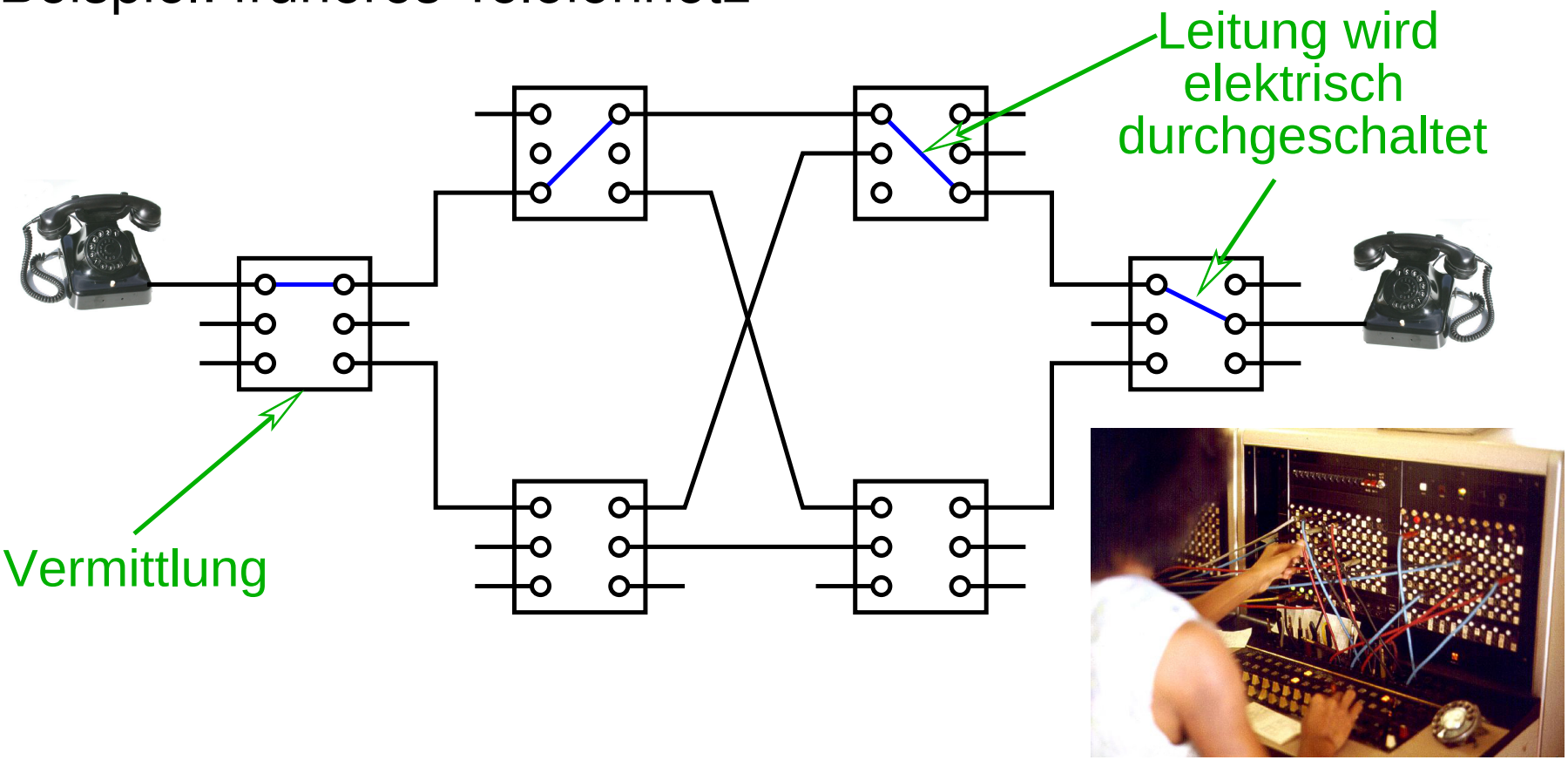
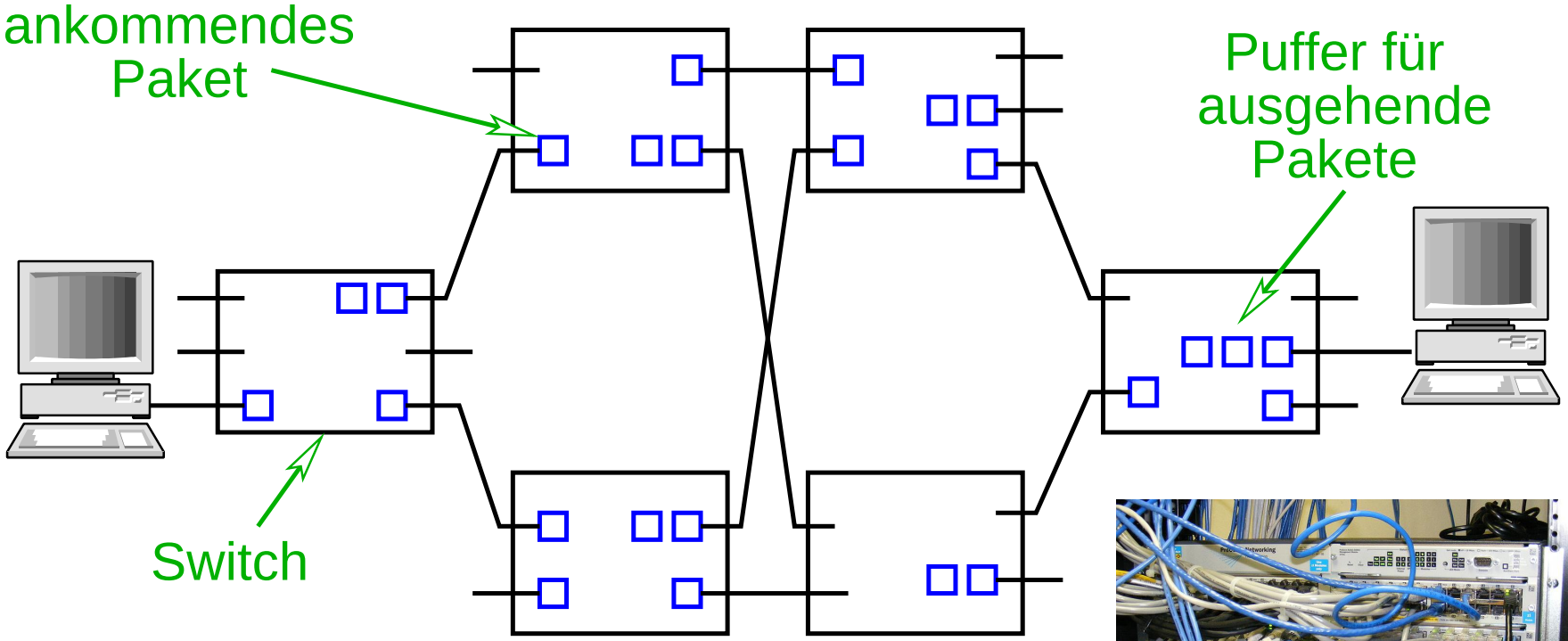


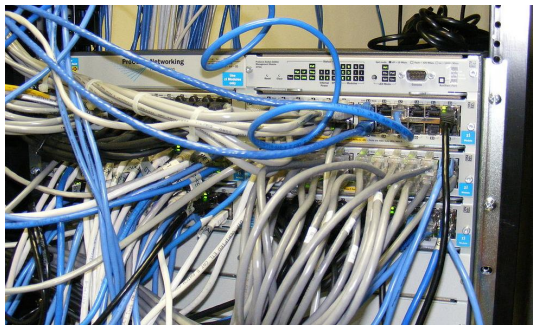
Photo by Joseph A. Carr, 1975

★★

Paketvermittlung

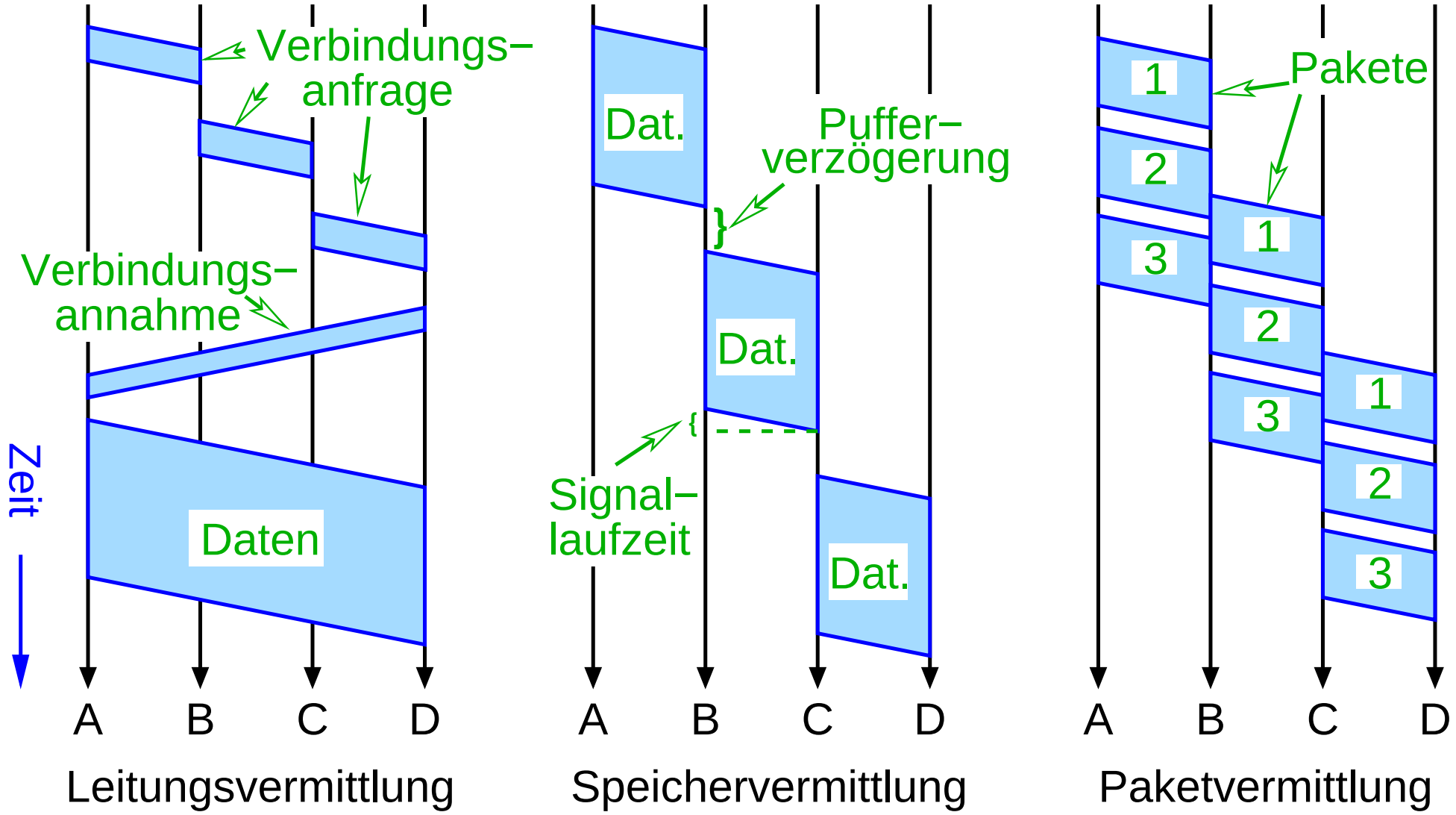
- Jeder Switch kann eine Anzahl von Paketen puffern
- Für jedes Paket kann der Weg unabhängig gewählt werden





★★

Zeitablauf der Datenübertragung



1.5 Anforderungen an Netze

- Unterstützung gemeinsamer Dienste
  - Netzwerk stellt Kanäle zwischen **Anwendungen** bereit
- Zuverlässigkeit
  - Bitfehler (z.B. durch elektrische Störungen)
  - Paketverlust (z.B. bei Pufferüberlauf)
  - Ausfall von Leitungen bzw. Vermittlungsknoten
  - Garantierte Paketreihenfolge?
- Sicherheit
  - Abhören von Daten, Manipluation von Daten, ...
- Leistung
  - Bandbreite, Latenz, Jitter

1.6 Leistungsparameter

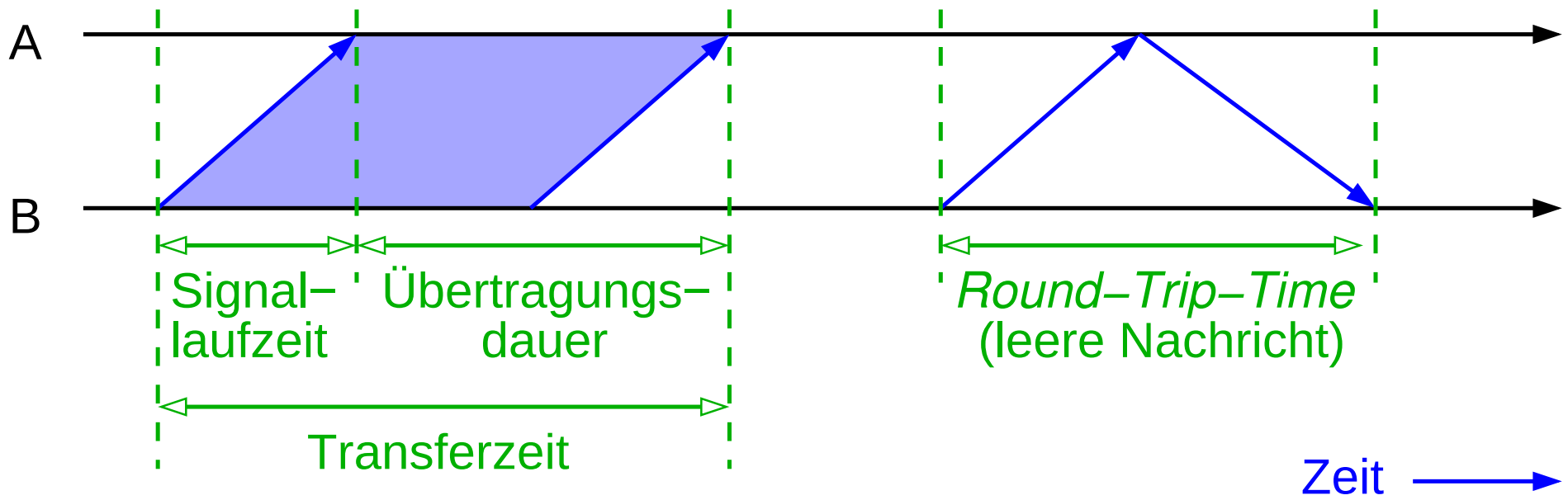
- **Übertragungsrate (Bandbreite)**
  - Übertragbares Datenvolumen pro Zeiteinheit
  - Maßeinheit: Bits pro Sekunde (**b/s** bzw. **bps**)
  - Vorsicht bei den Maßeinheiten:
    - 1 kb/s = 1000 Bits/Sekunde, 1 Mb/s = 1000 kb/s
    - 1 KB = 1024 Bytes, 1 MB = 1024 KB
      (nach NIST: KiB statt KB, MiB statt MB)
  - Unterscheidung:
    - Übertragungsrate der Leitung
    - Ende-zu-Ende Übertragungsrate (zw. Anwendungen)
- **Durchsatz**: tatsächlich erreichte Übertragungsrate
  - Durchsatz = Transfergröße / Transferzeit

1.6 Leistungsparameter ...

- **Transferzeit**
  - Zeit vom Beginn des Absendens einer Nachricht bis zu ihrem vollständigen Empfang
- ***Round-Trip-Time* (RTT)**
  - Zeit, um eine (leere) Nachricht von A nach B und wieder zurück zu schicken
- **Latenz**
  - Transferzeit einer **leeren** Nachricht
  - **Achtung**: der Begriff Latenz wird manchmal auch allgemein als Synonym für Transferzeit verwendet!

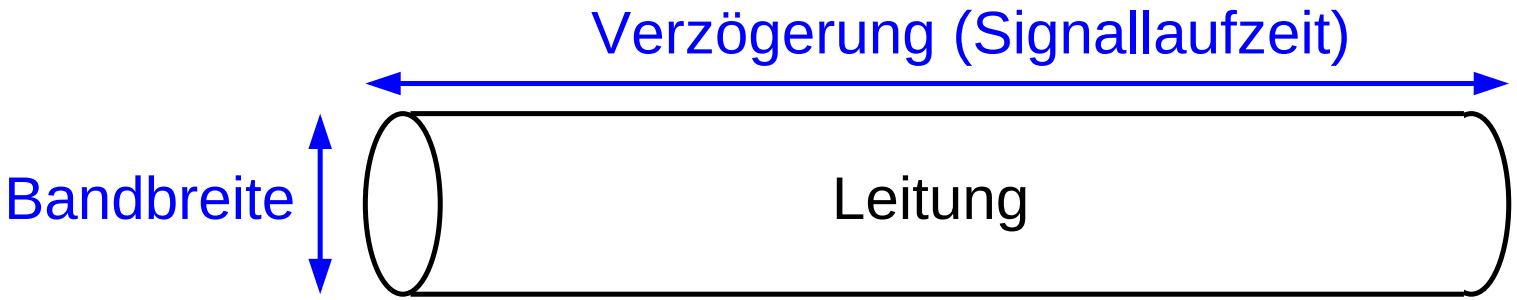
1.6 Leistungsparameter ...

- Bestandteile der Transferzeit:
  - Transferzeit = Signallaufzeit + Übertragungsdauer + Zeit für Pufferung in (Zwischen-)Knoten
  - **Signallaufzeit** = Entfernung / Lichtgeschwindigkeit
    - Lichtgeschwindigkeit im Kupferkabel $\approx 2 \cdot 10^8$ m/s
  - **Übertragungsdauer** = Nachrichtengröße / Übertragungsrate



1.6 Leistungsparameter ...

- Übertragungsrate vs. Signallaufzeit
  - Kurze Nachrichten: Signallaufzeit dominiert
  - Lange Nachrichten: Übertragungsrate dominiert
- **Verzögerungs-Bandbreiten-Produkt**
  - Gibt an, wieviele Bits sich in Übertragung („in der Leitung“) befinden



  - Z.B. Transatlantik-Kabel (3,2 Tb/s, Signallaufzeit 50 ms): $1{,}6 \cdot 10^{11}$ Bit $\approx$ 18,6 GB

1.6 Leistungsparameter ...

- **Jitter**
  - Varianz der Latenz einer Verbindung
  - Verursacht durch Pufferung und Konkurrenz um eine Verbindung
  - Folge: Datenpakete treffen in unregelmäßigen Abständen ein
  - Problem z.B. bei Audio-/Videoübertragung

1.7 Zusammenfassung

- Netz besteht aus Knoten und Verbindungen
  - Rekursiver Aufbau: Knoten verbinden Subnetze
- Paketweise Übertragung der Daten
- Jede Anwendung stellt andere Anforderungen an ein Netzwerk
- Leistungsparameter: Bandbreite und Latenz

Nächste Lektion:

- Netzwerkarchitektur: Schichten und Protokolle

Rechnernetze I

SoSe 2024

2 Protokolle und Protokollhierharchie

Inhalt

- Einführung
- Protokolle und Dienste
- Die OSI-Architektur
- Die Internet-Architektur

- Peterson, Kap. 1.3
- CCNA, Kap. 3

Teilaufgaben bei der Kommunikation in Rechnernetzen

- Bestimmung eines Weges vom Sender zum Empfänger (**Routing**)
- Aufteilen der Daten in Pakete (wegen Multiplexing und Zwischenspeicherung), Zusammenbau beim Empfänger (in der richtigen Reihenfolge)
- Fehlerbehandlung: was, wenn ein Paket verlorengeht?
  - Quittierung der Pakete
  - nach Ablauf bestimmter Zeit: Sendung wiederholen
  - jetzt aber Behandlung von Kopien des Pakets nötig!
- **Flußkontrolle**
  - Empfänger an Sender: „nicht so schnell!“

Teilaufgaben bei der Kommunikation in Rechnernetzen ...

- Behandlung verschiedener Datendarstellungen bei Sender und Empfänger (Formate, Byte-Reihenfolge...)
- Verschlüsselung der Daten?
- Bei Mehrfachzugriffs-Verbindungen: Regelung des Zugriffs auf das Übertragungsmedium
- Festlegung des Übertragungsmediums: Kabel / Funk, Stecker, Frequenzen, ...
- Kodierung und Format der Daten bei der Übertragung über dieses Medium (z.B. wie wird eine 1 bzw. 0 dargestellt?)
- ...

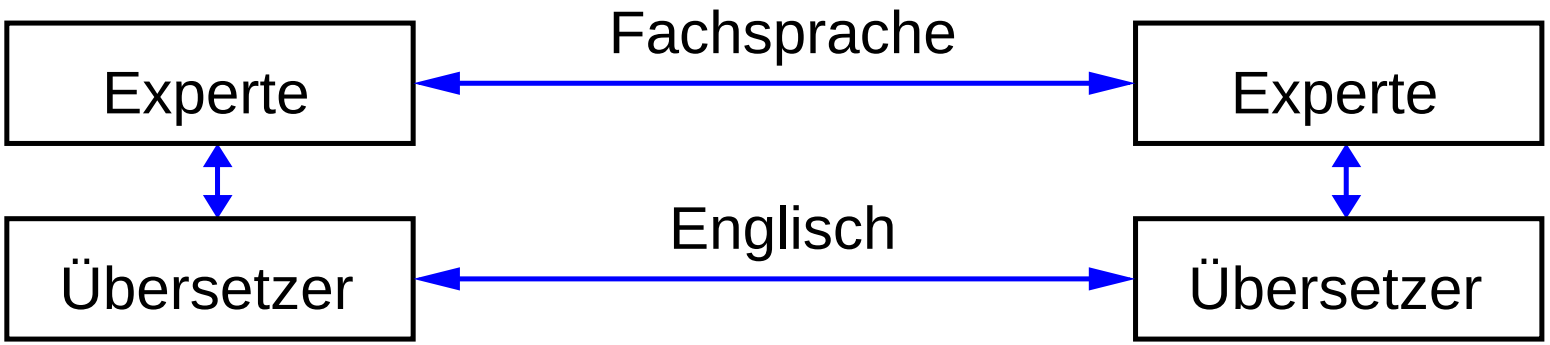
Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich

Die beiden Experten benutzen
ihre gemeinsame Fachsprache

Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

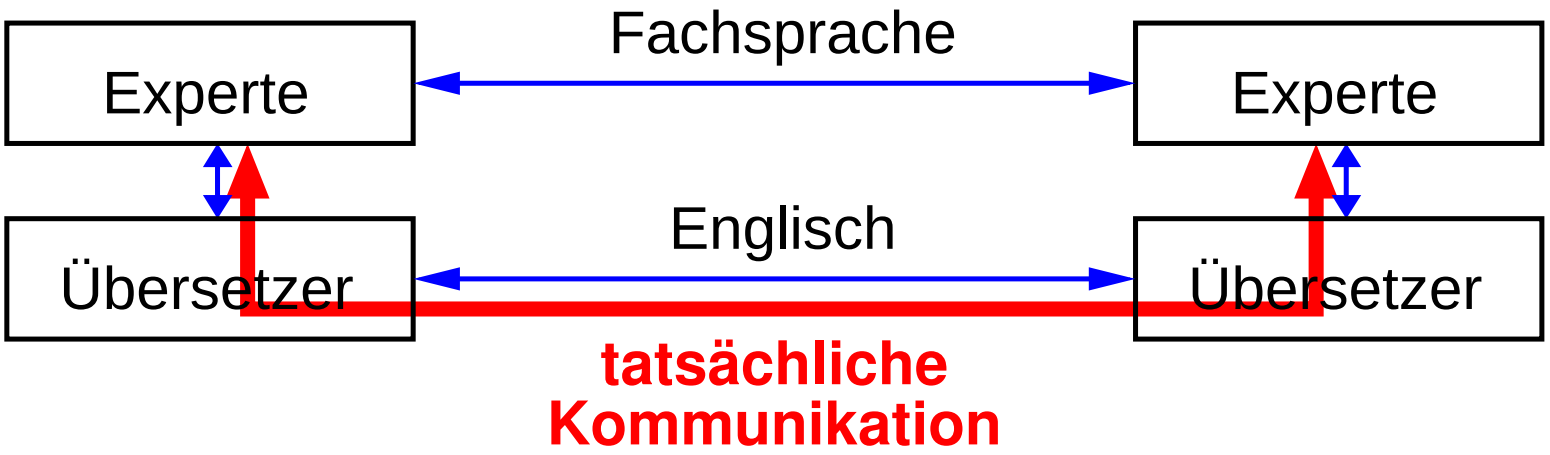
- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich



Tatsächlich ist einer Österreicher und der andere Japaner. Sie unterhalten sich daher über zwei Simultandolmetscher, die miteinander Englisch reden

Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich



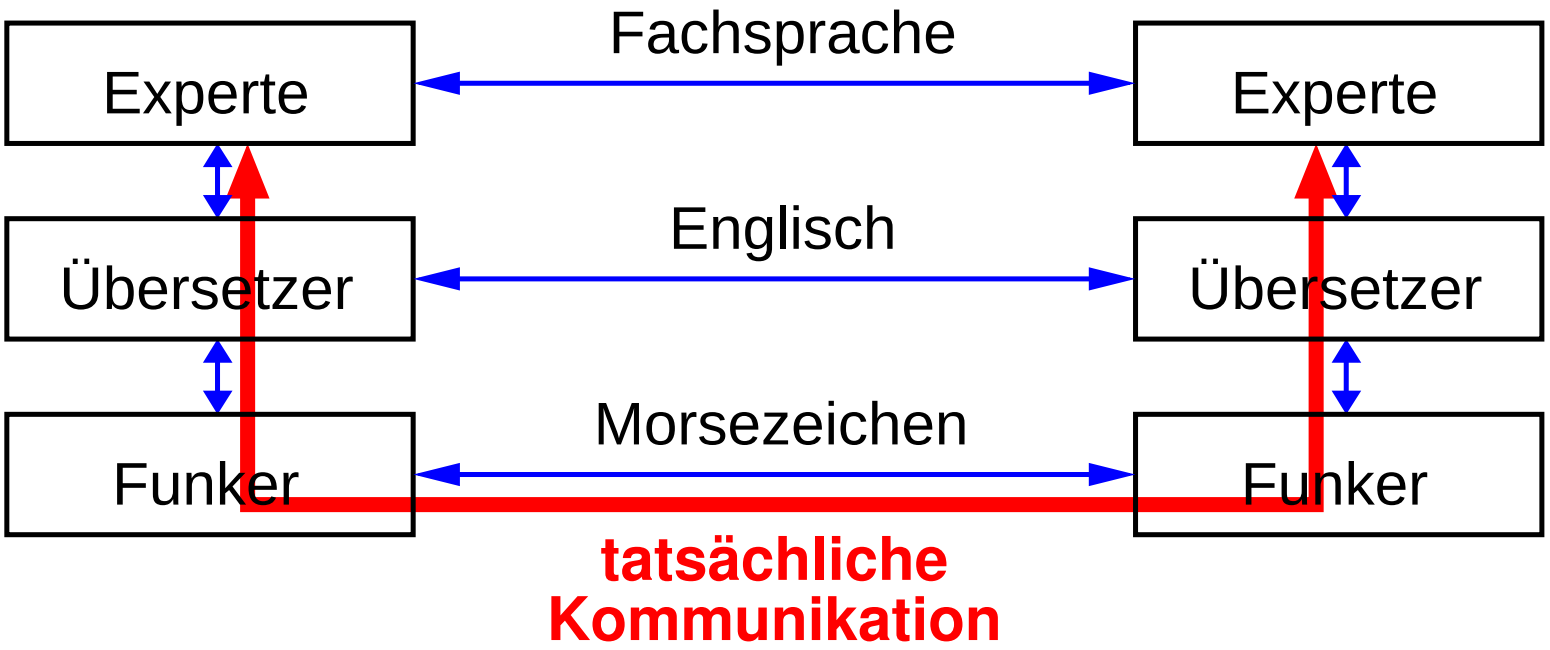
Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich

Die Experten befinden sich in U−Booten,
zwischen denen nur Morsefunk möglich ist ...

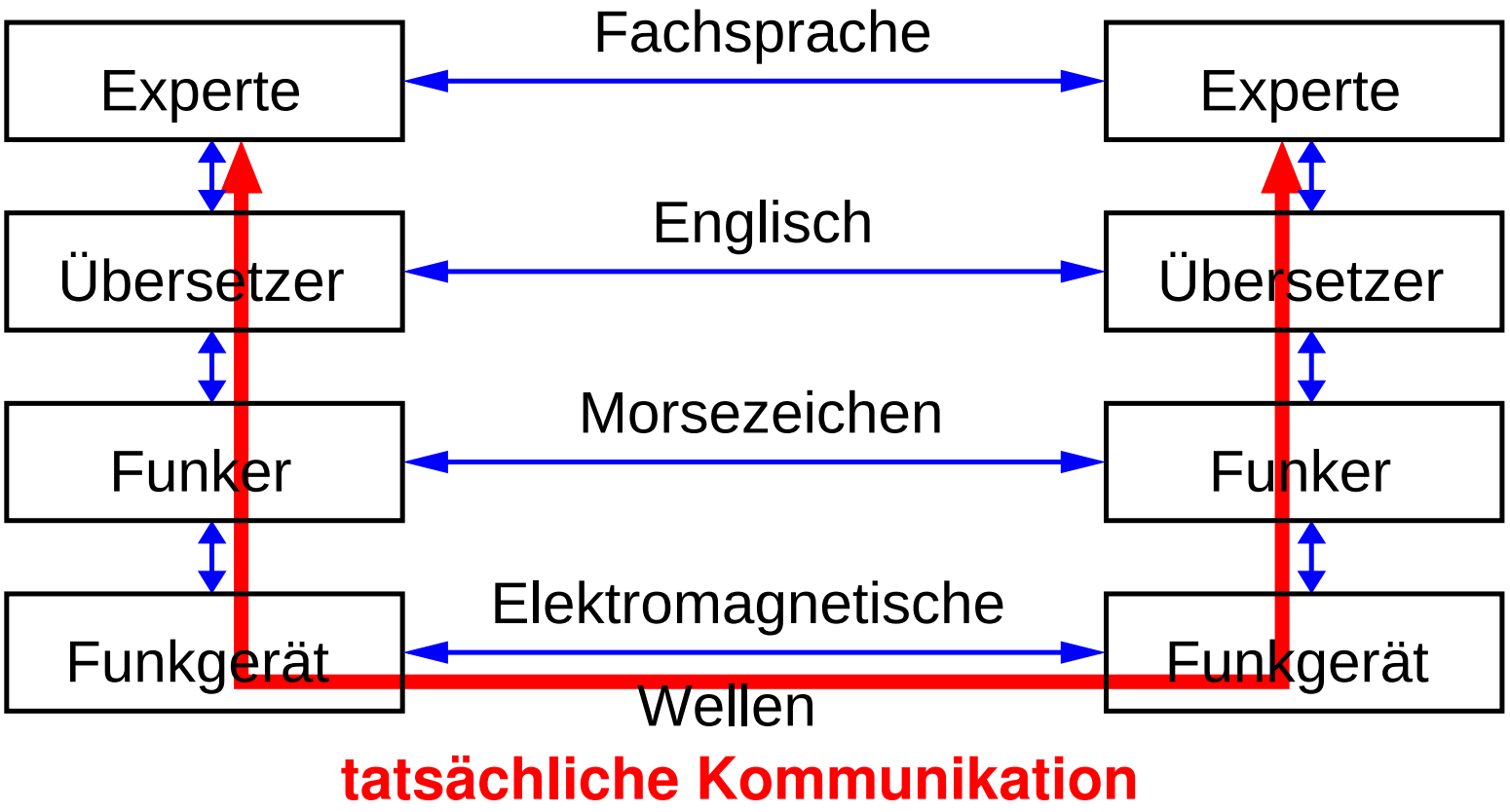
Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich



Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich

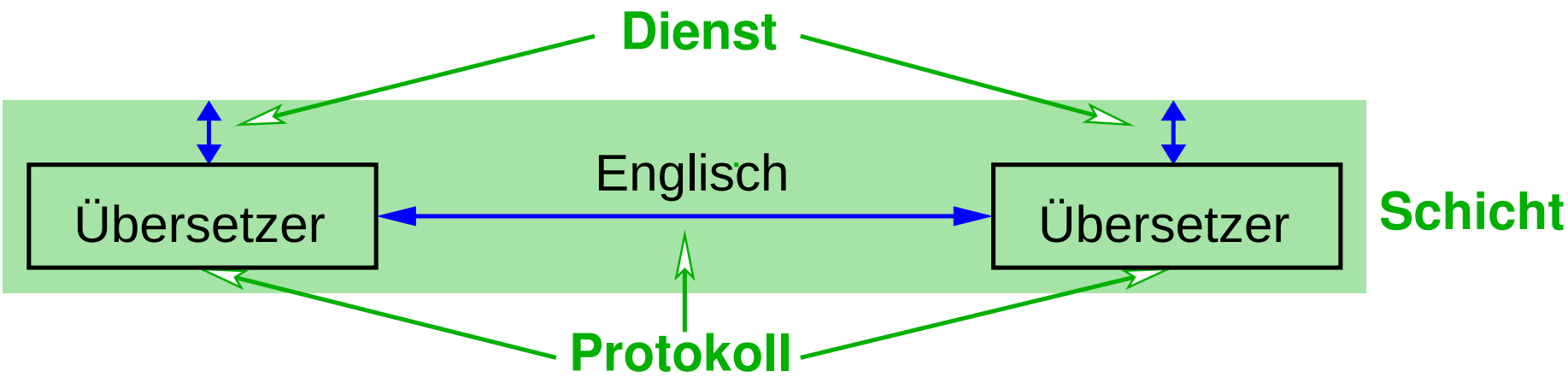


Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich

Ordnung ins Chaos: Schichten und Protokolle

- Beispiel: zwei Experten unterhalten sich



2.2 Protokolle und Dienste

- Netzwerksysteme werden in Schichten organisiert

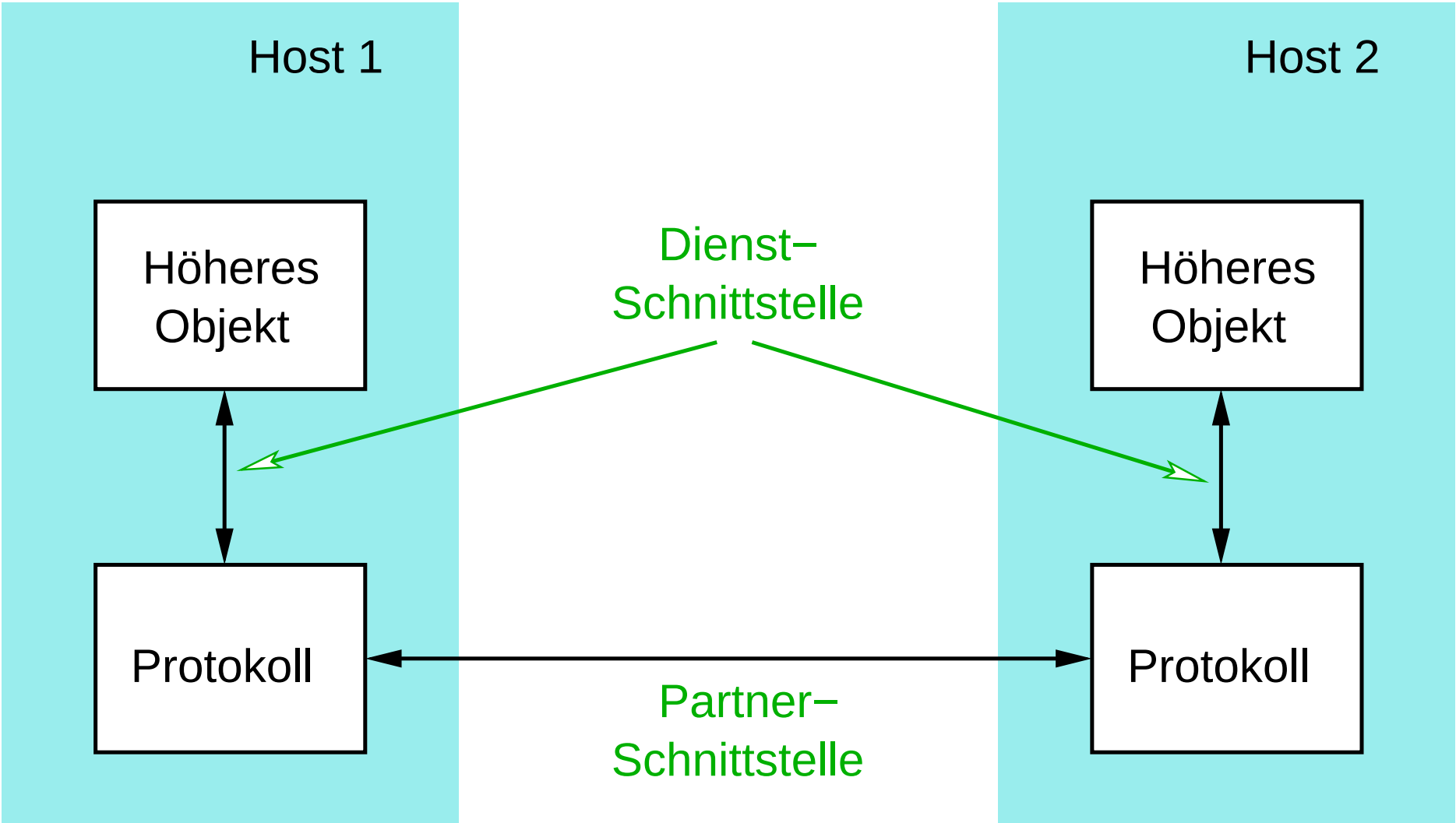
Anwendungsprogramme
Prozeß–zu–Prozeß–Kanäle
Host–zu–Host–Konnektivität
Hardware

- Ziel der Schichtung:
  - jede Schicht definiert eine Abstraktionsebene
  - jede Schicht bietet eine definierte Schnittstelle
  - Implementierung der Schicht ist austauschbar

Protokolle

- Objekte, aus denen sich die Schichten zusammensetzen
- Bieten Objekten der höheren Ebene Kommunikationsdienste an
- Ein Protokoll bietet zwei Schnittstellen:
  - **Dienst-Schnittstelle (*Service interface*)**
    - für Nutzer der Dienste auf demselben Rechner
  - **Partner-Schnittstelle (*Peer-to-Peer Interface*)**
    - zu seinem Gegenstück auf dem anderen Rechner
- **Achtung**: Der Begriff Protokoll ist überladen:
  - Partner-Schnittstelle
  - Implementierung dieser Schnittstelle

Dienst-und Partnerschnittstellen



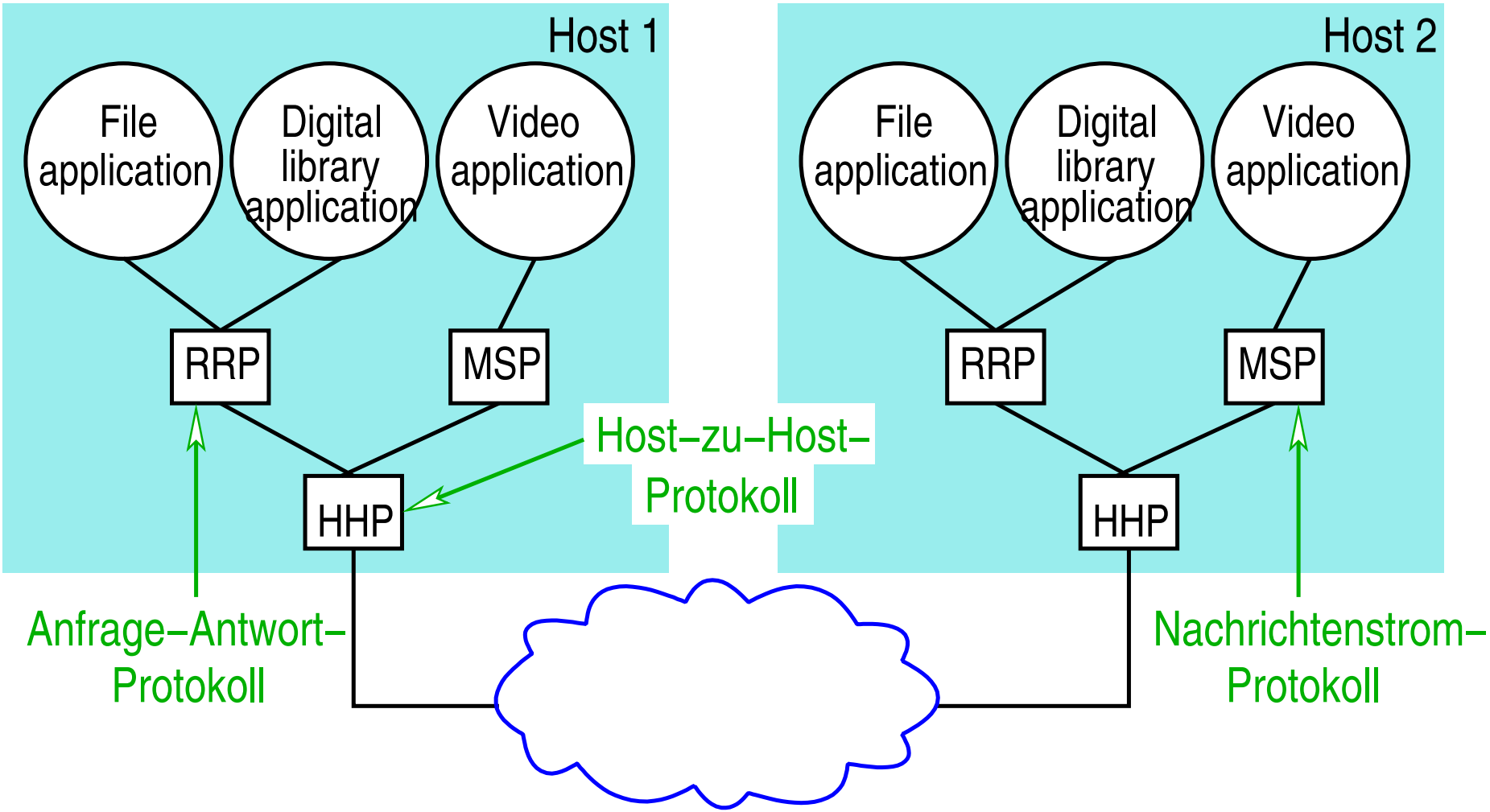
Protokollgraphen

- Häufig unterschiedliche Abstraktionen / Dienste in einer Schicht
  - Realisiert durch unterschiedliche Protokolle

<table>
<tr><td colspan="2">Anwendungsprogramme</td></tr>
<tr><td>Anfrage/Ant−
wort−Kanal</td><td>Nachrichten−
stromkanal</td></tr>
<tr><td colspan="2">Host−zu−Host−Konnektivität</td></tr>
<tr><td colspan="2">Hardware</td></tr>
</table>

Protokollgraphen ...

➥ **Protokollgraph** stellt Abhängigkeiten zwischen Protokollen dar:



★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten

Schicht

7 M

4

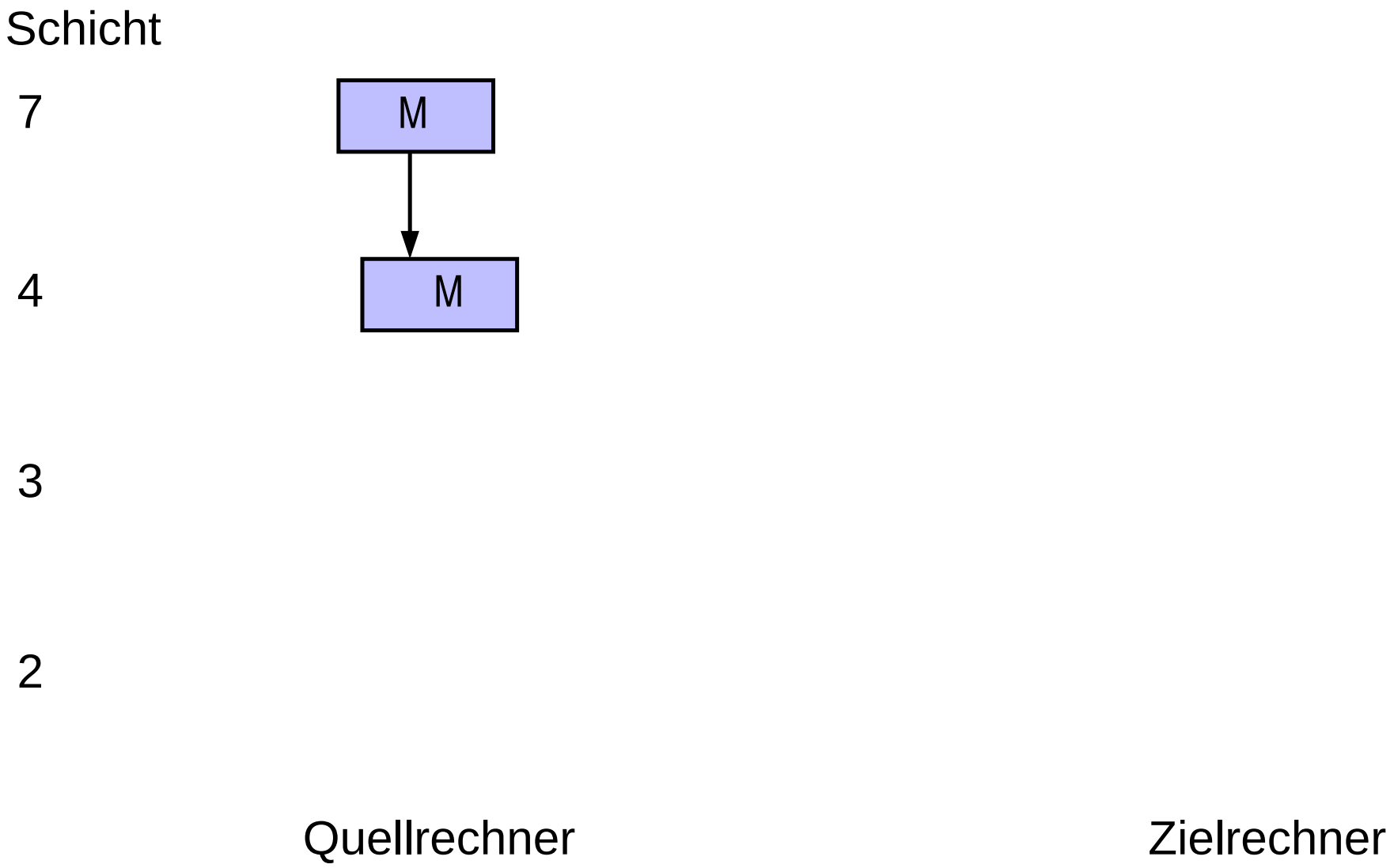
3

2

Quellrechner Zielrechner

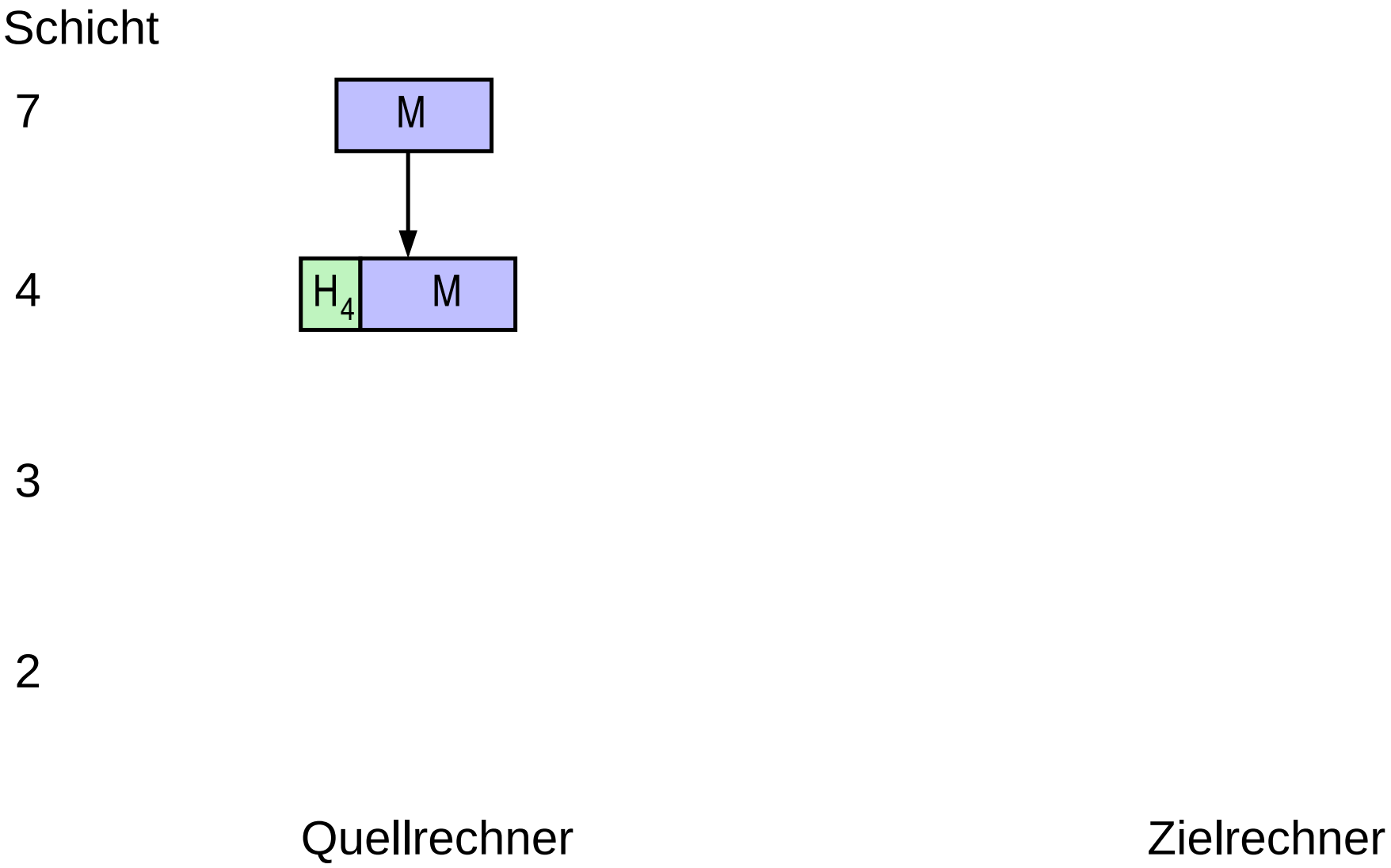
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



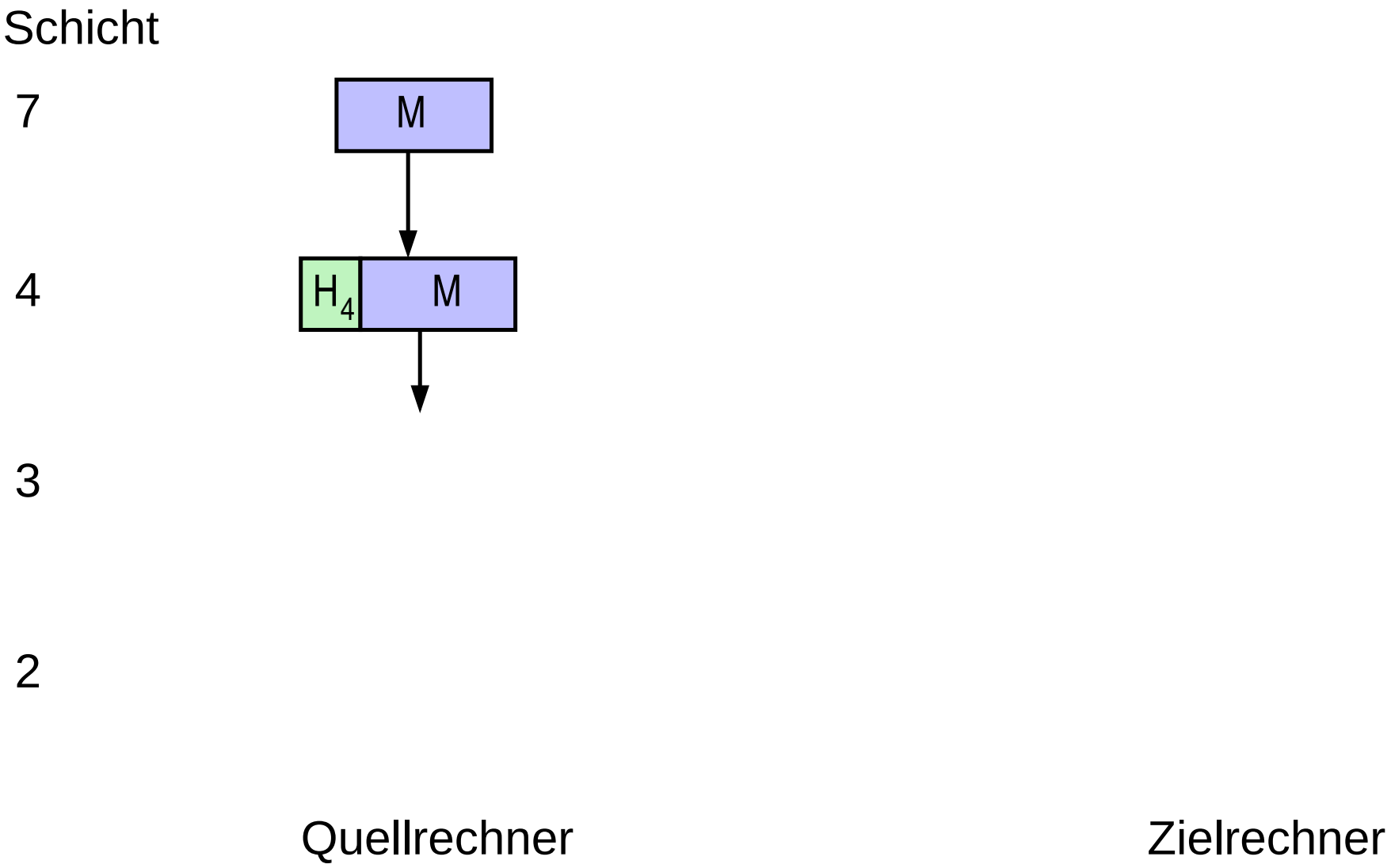
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



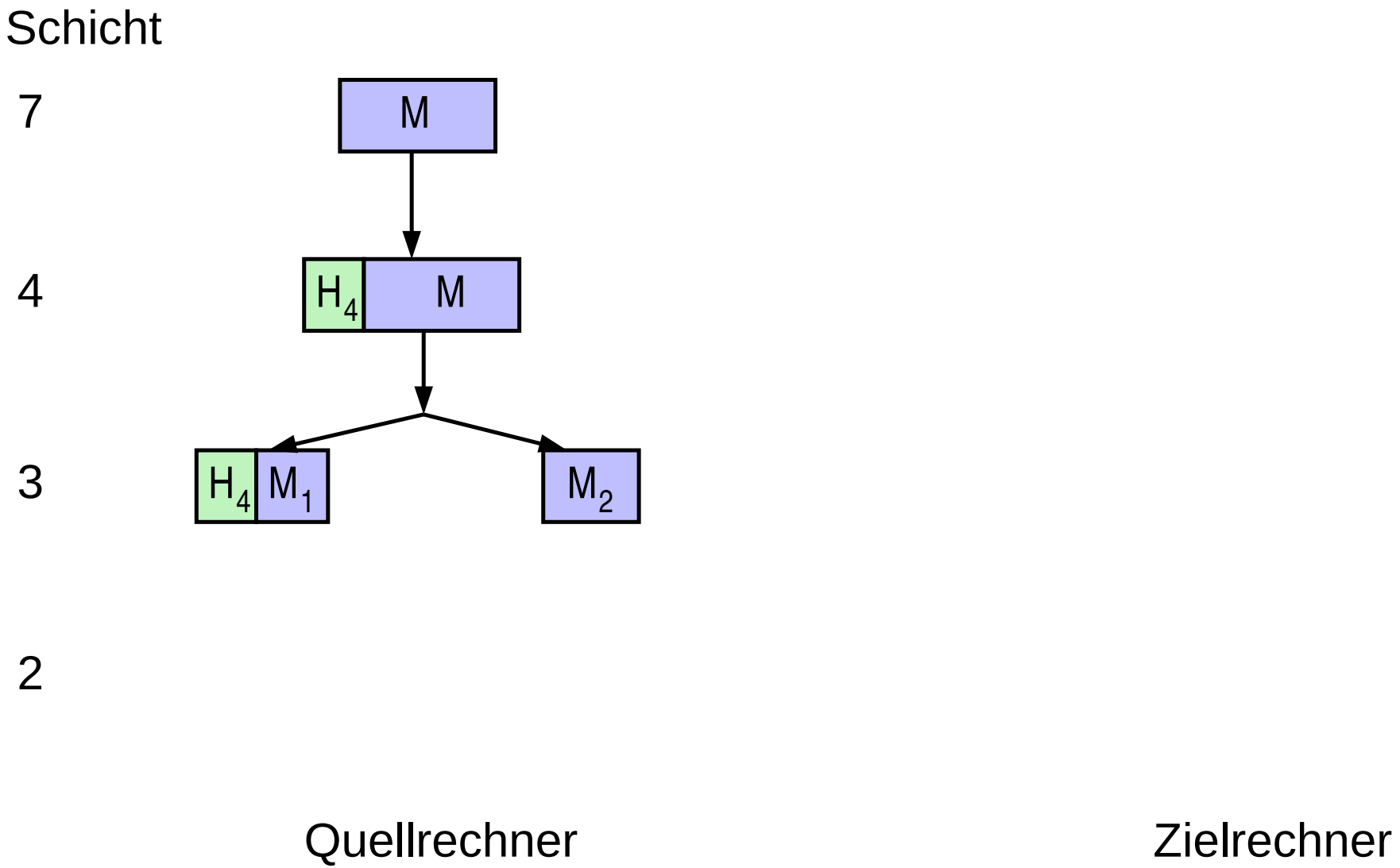
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



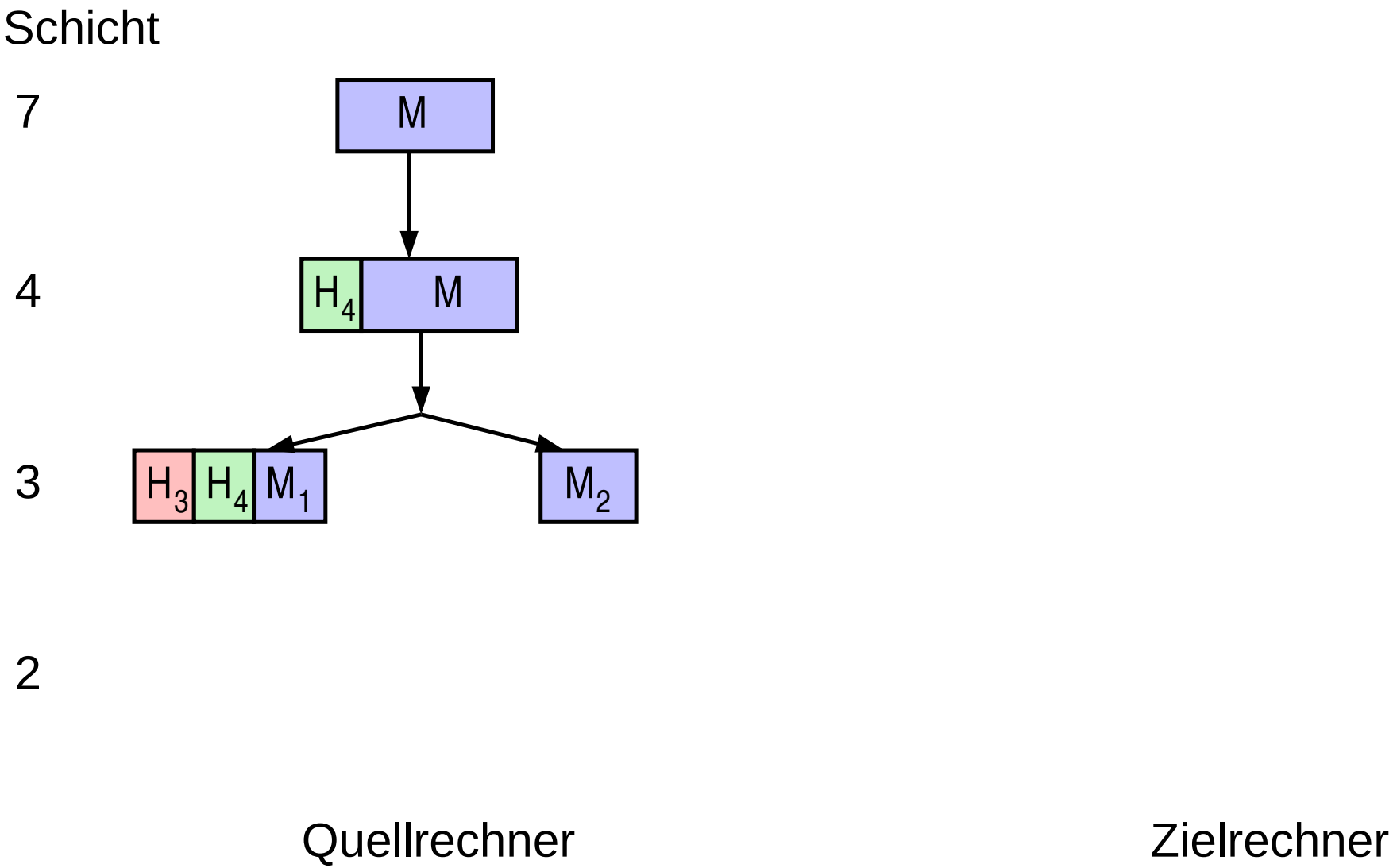
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



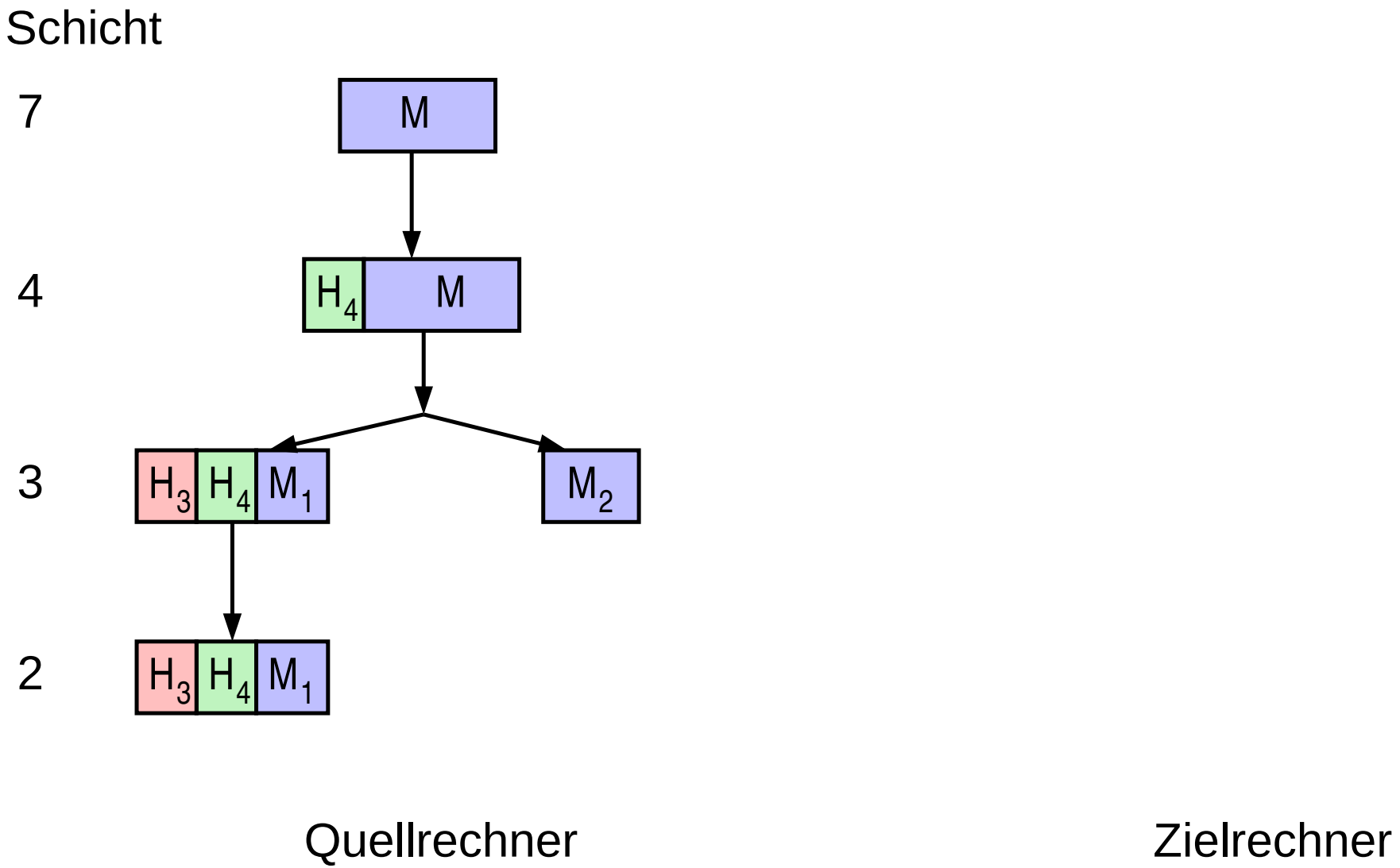
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



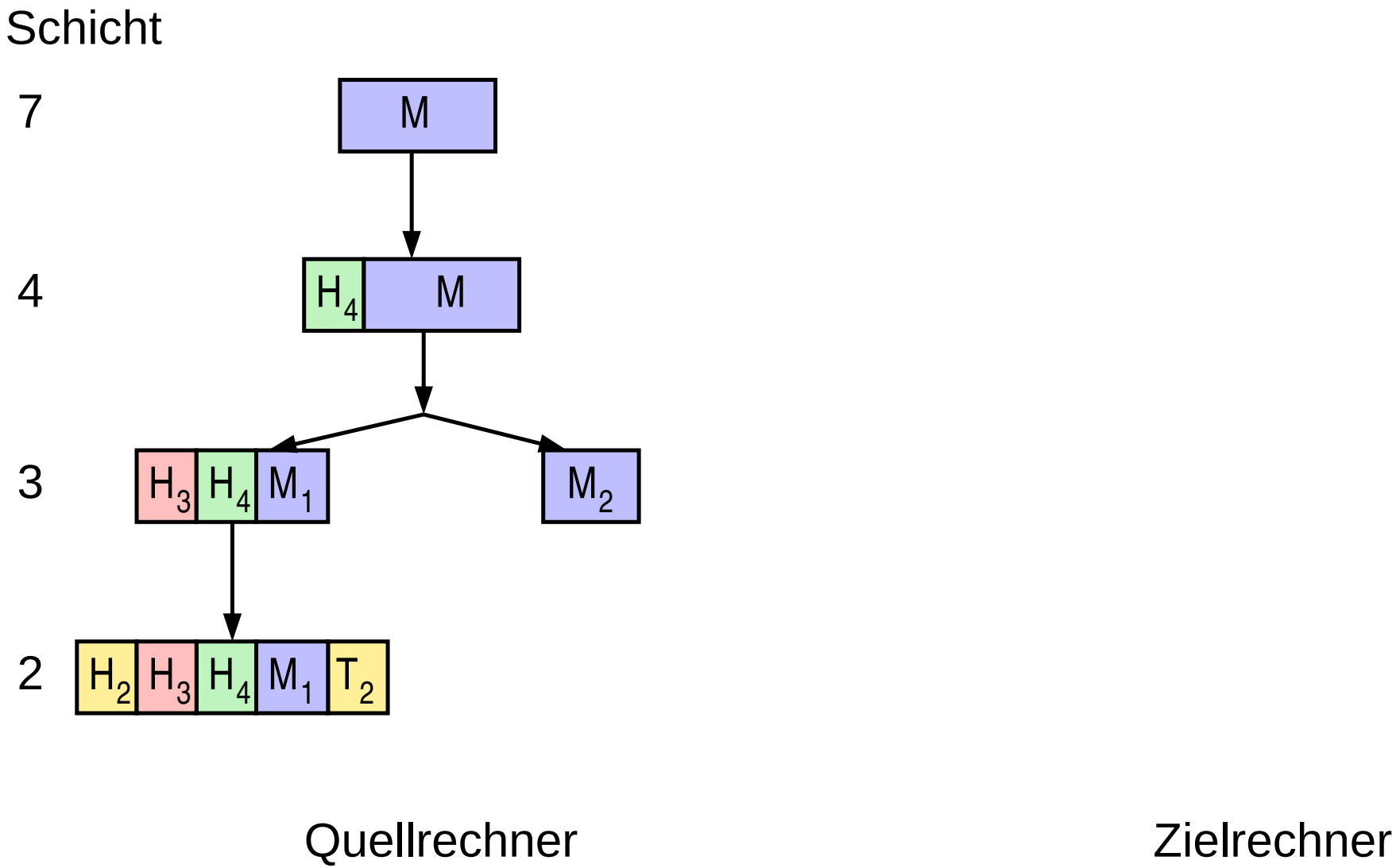
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



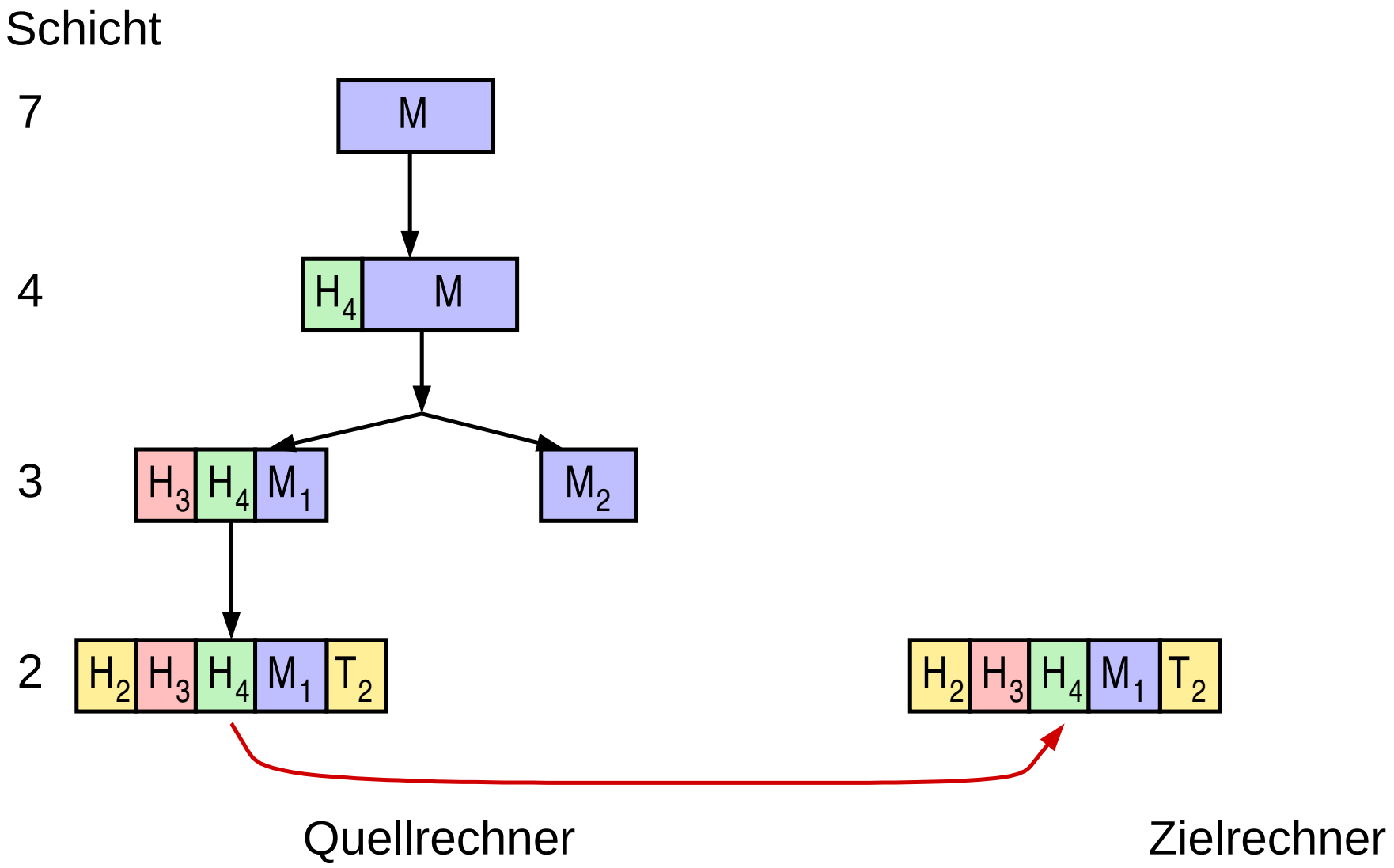
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



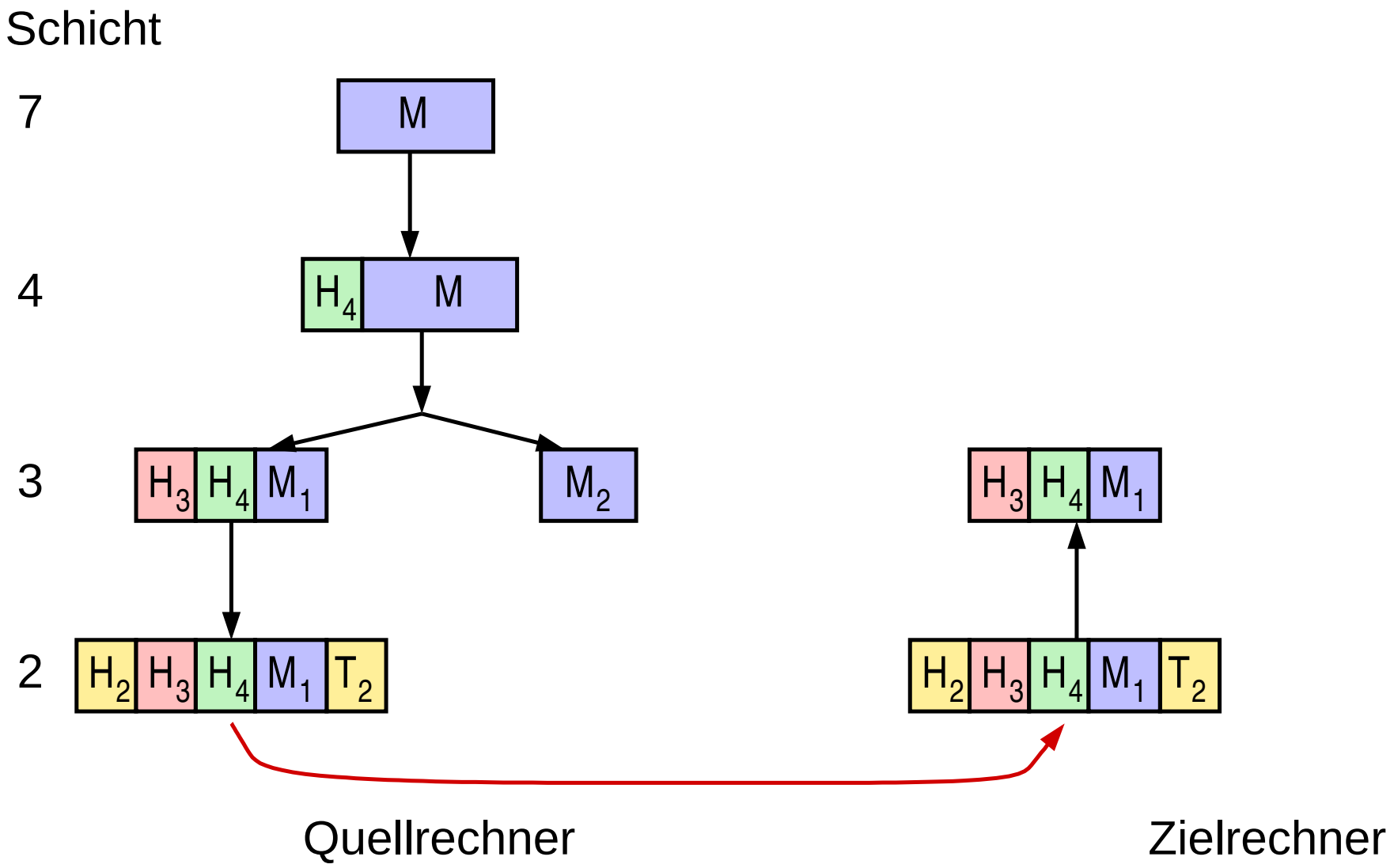
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



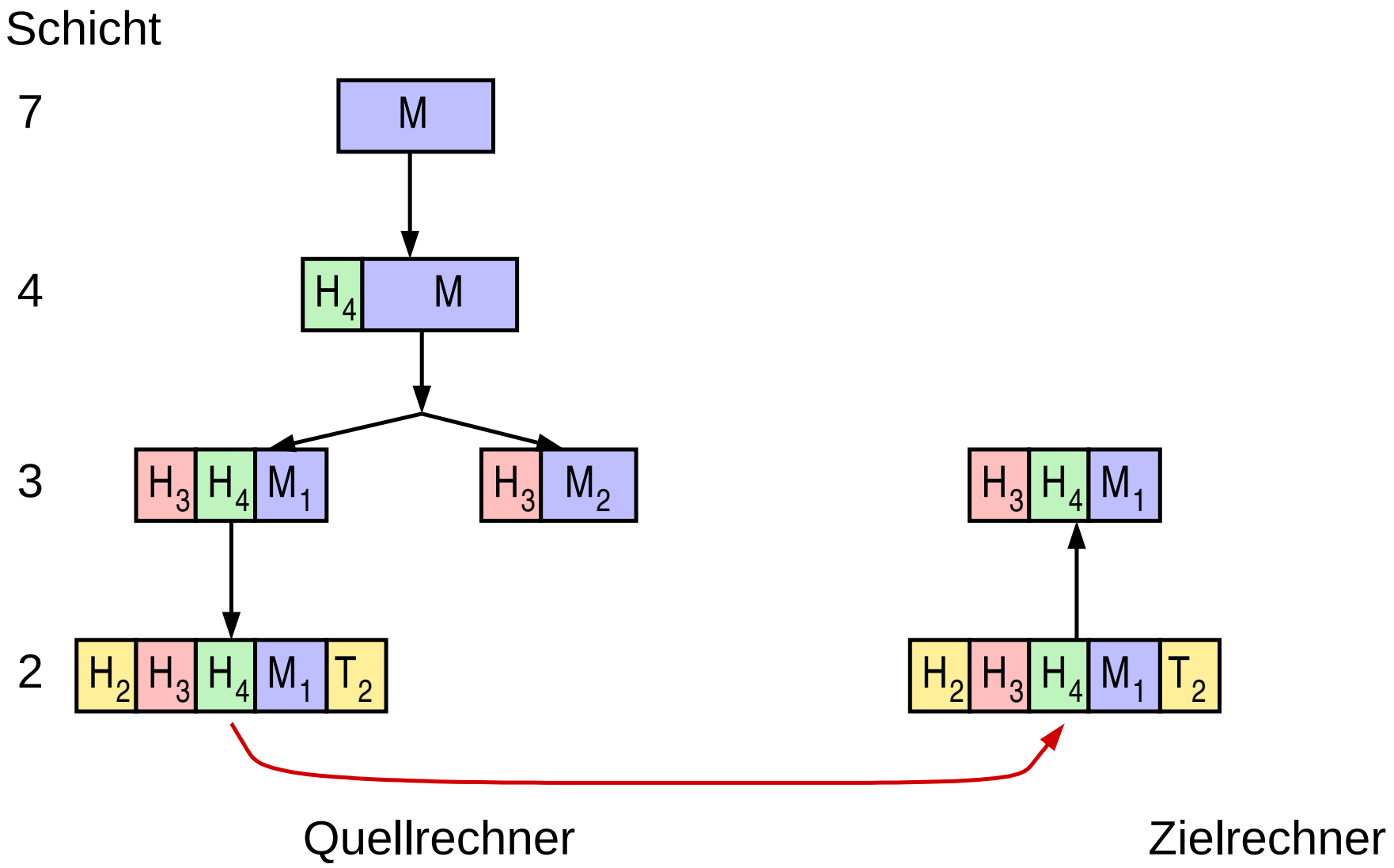
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



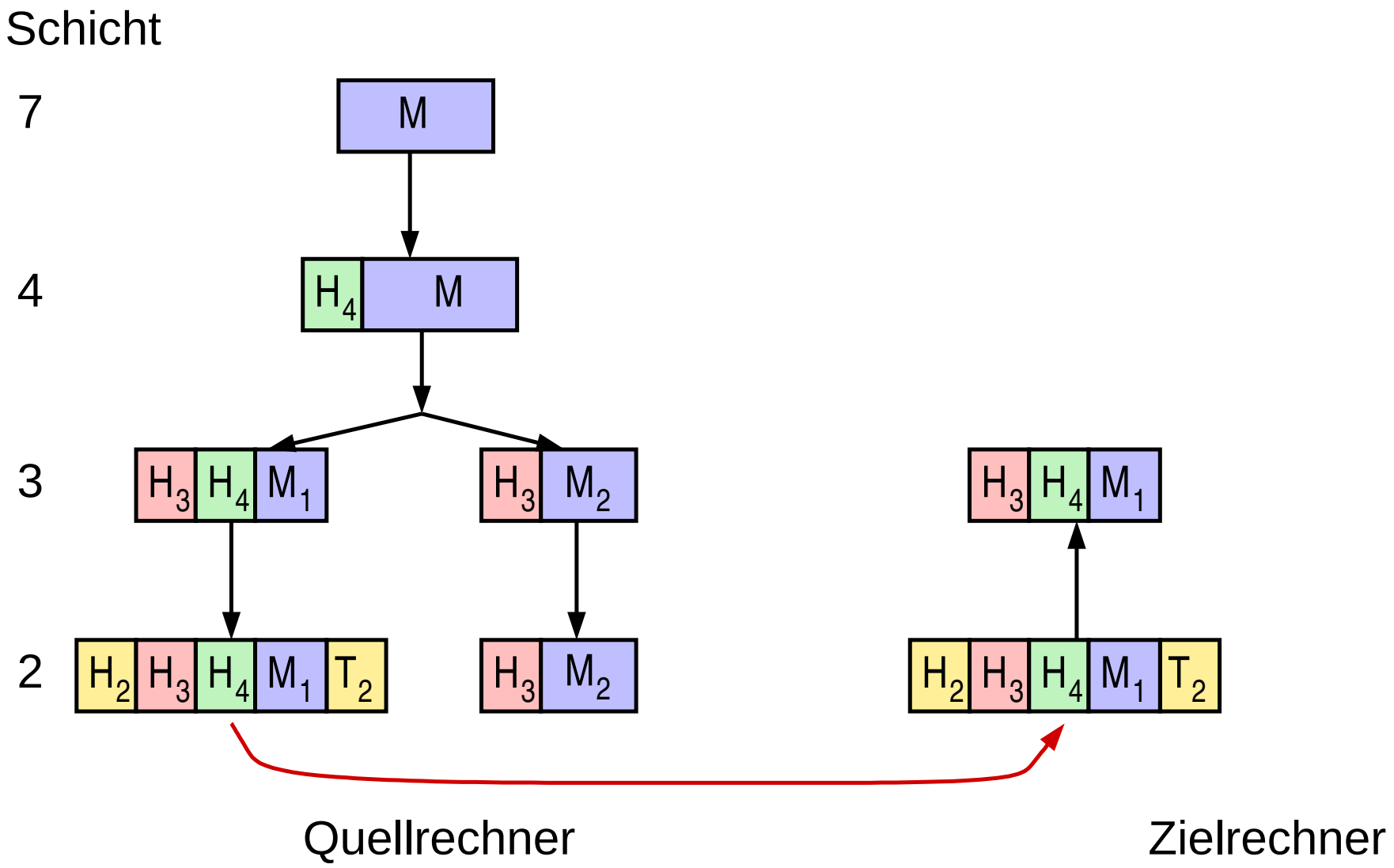
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



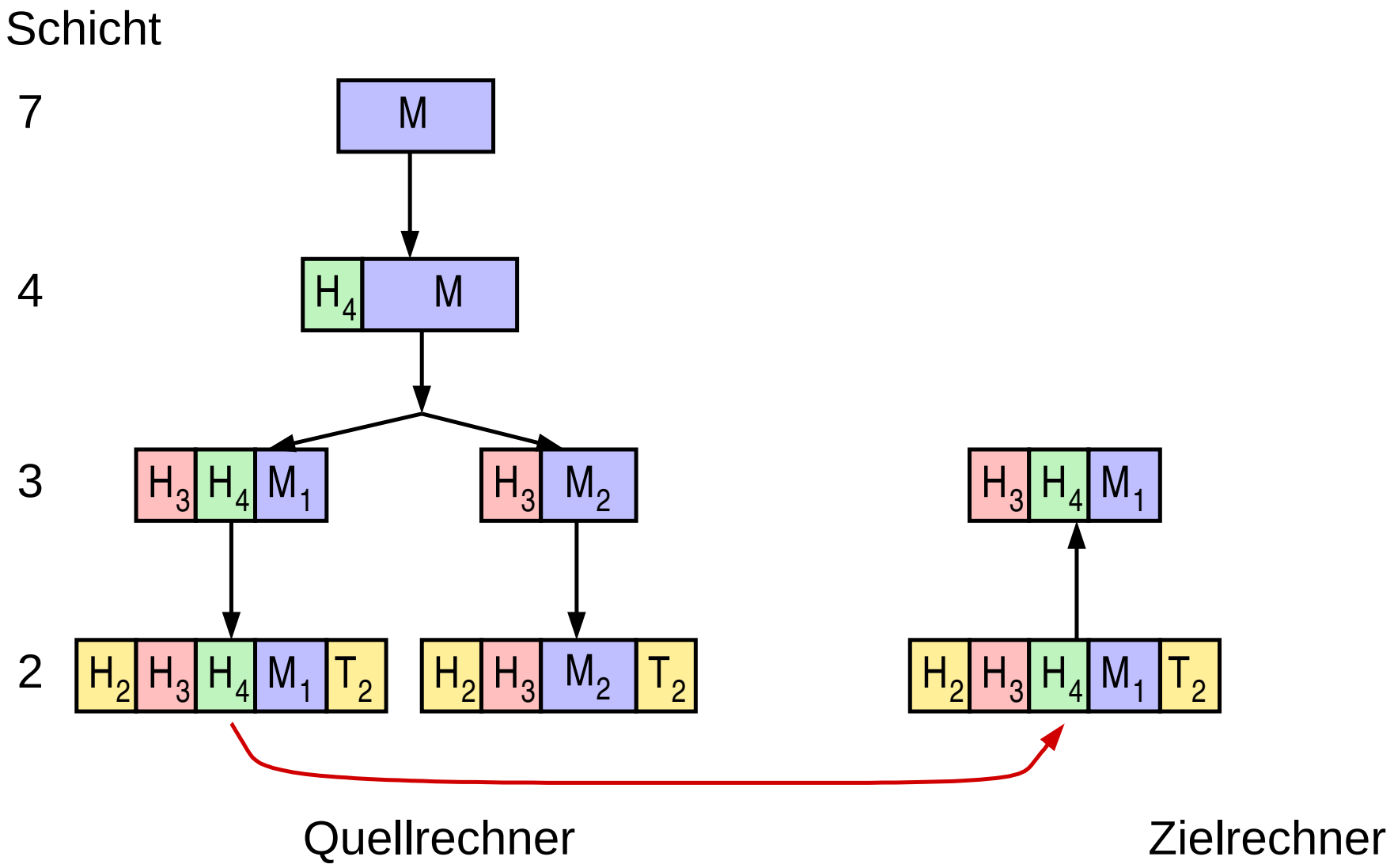
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



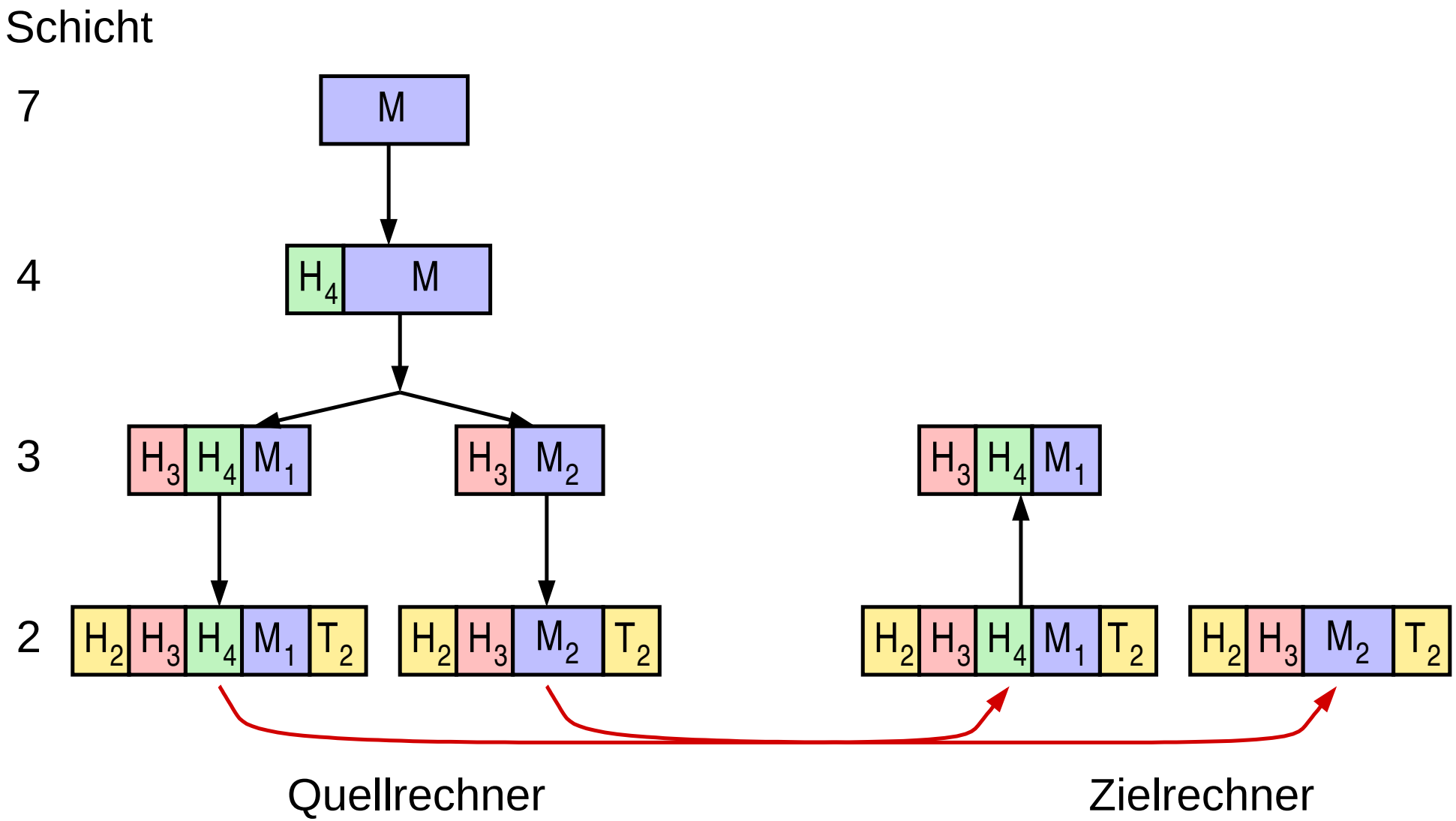
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



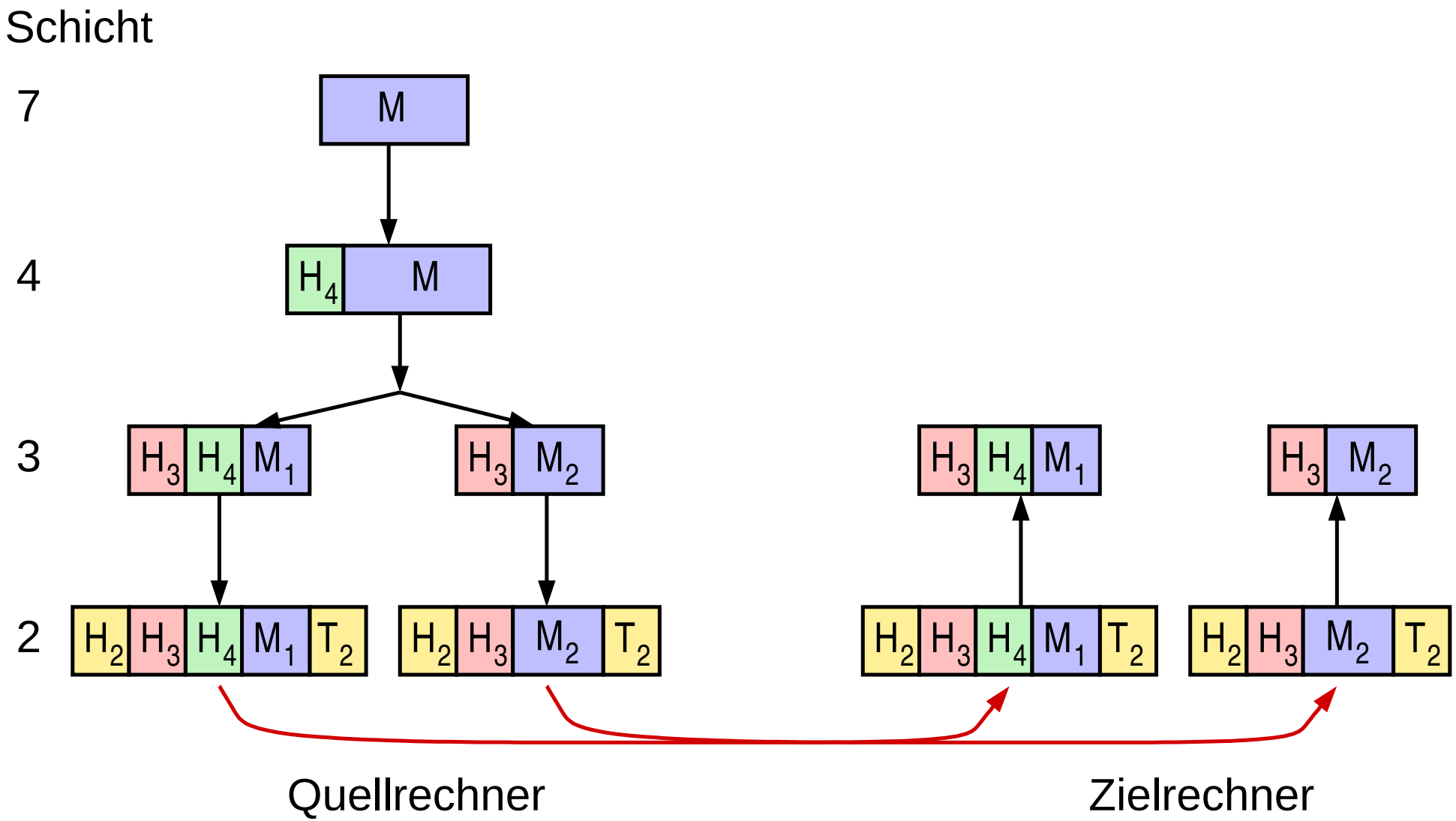
★★

Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten

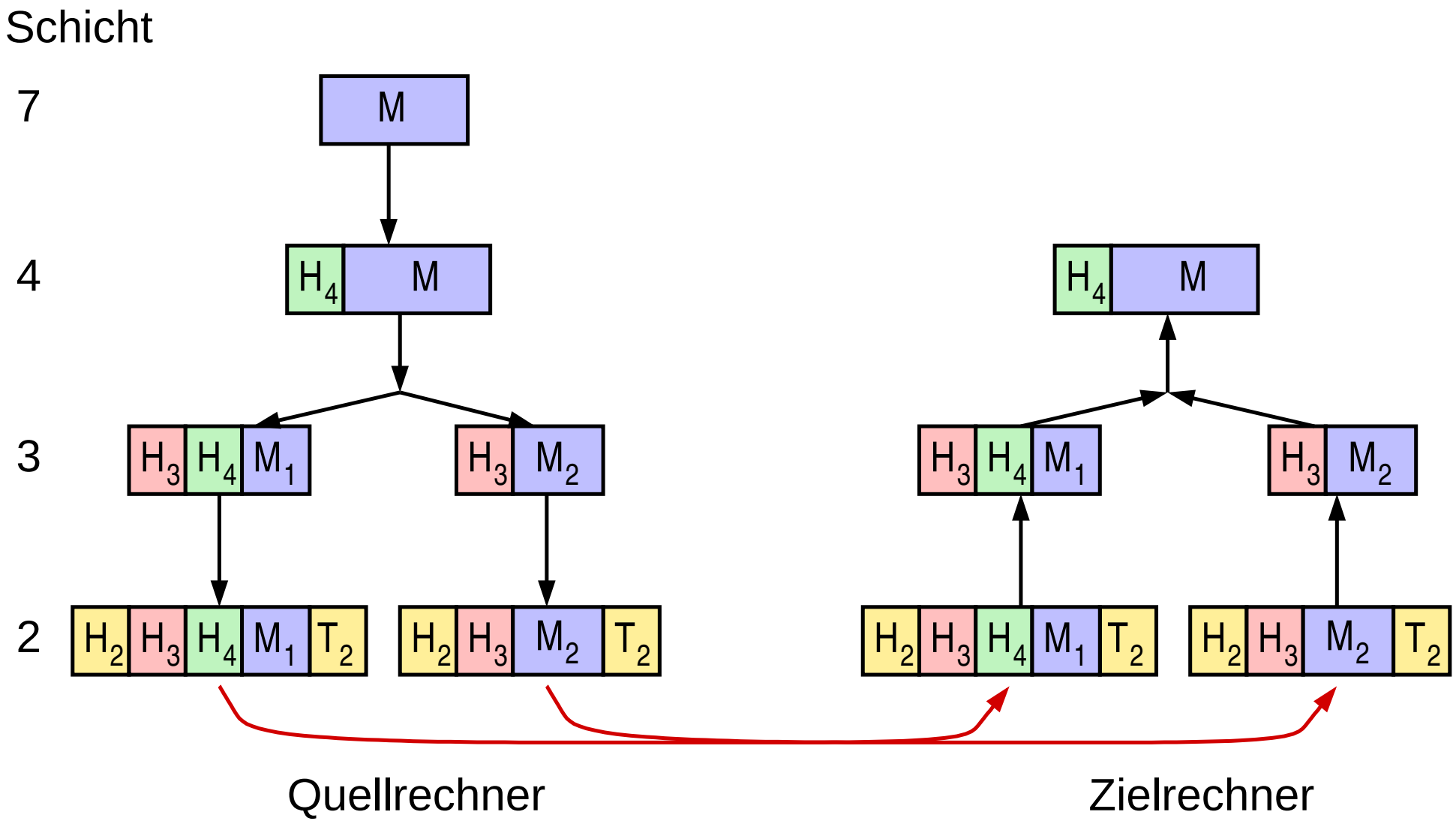


★★

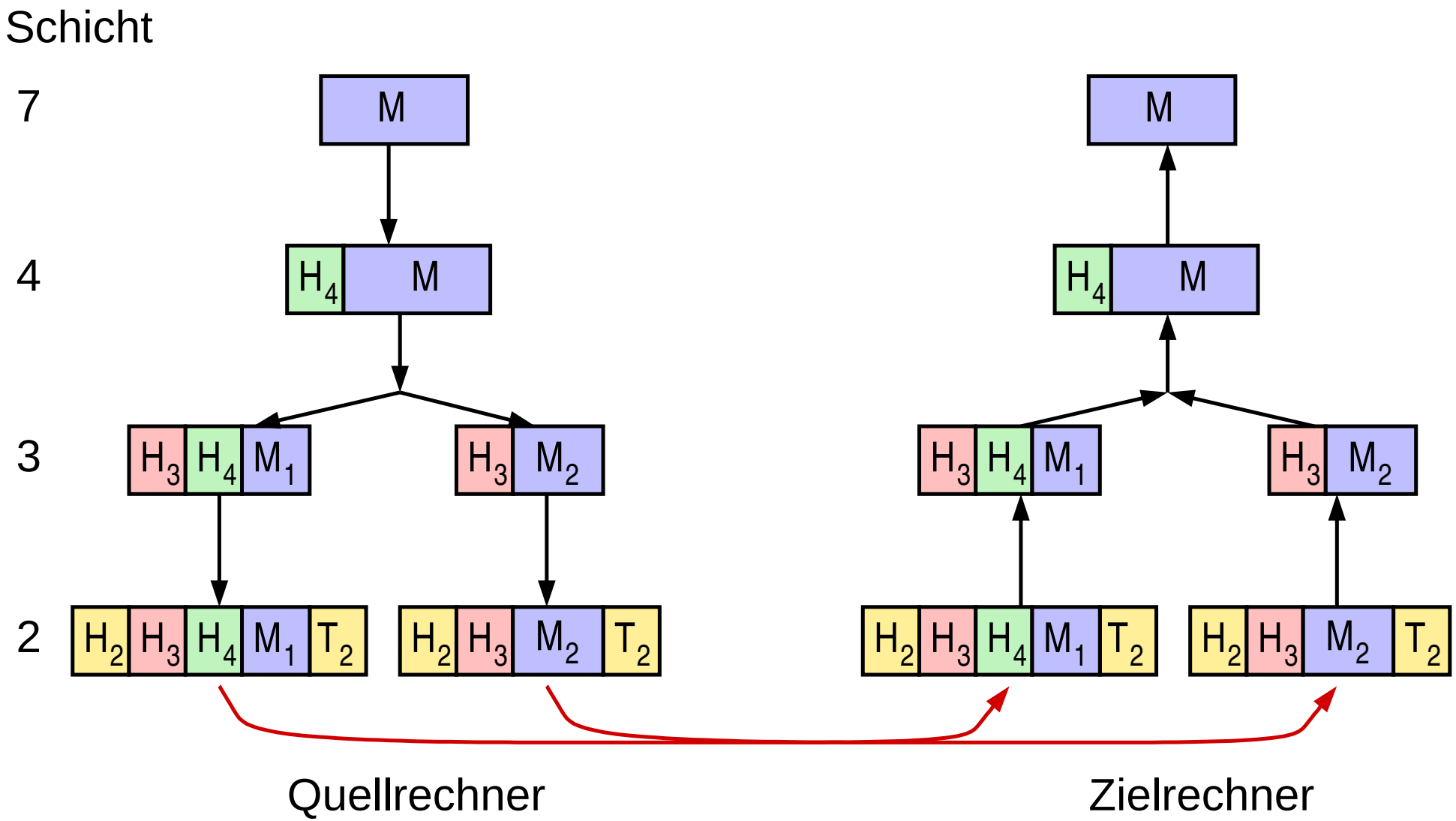
Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten

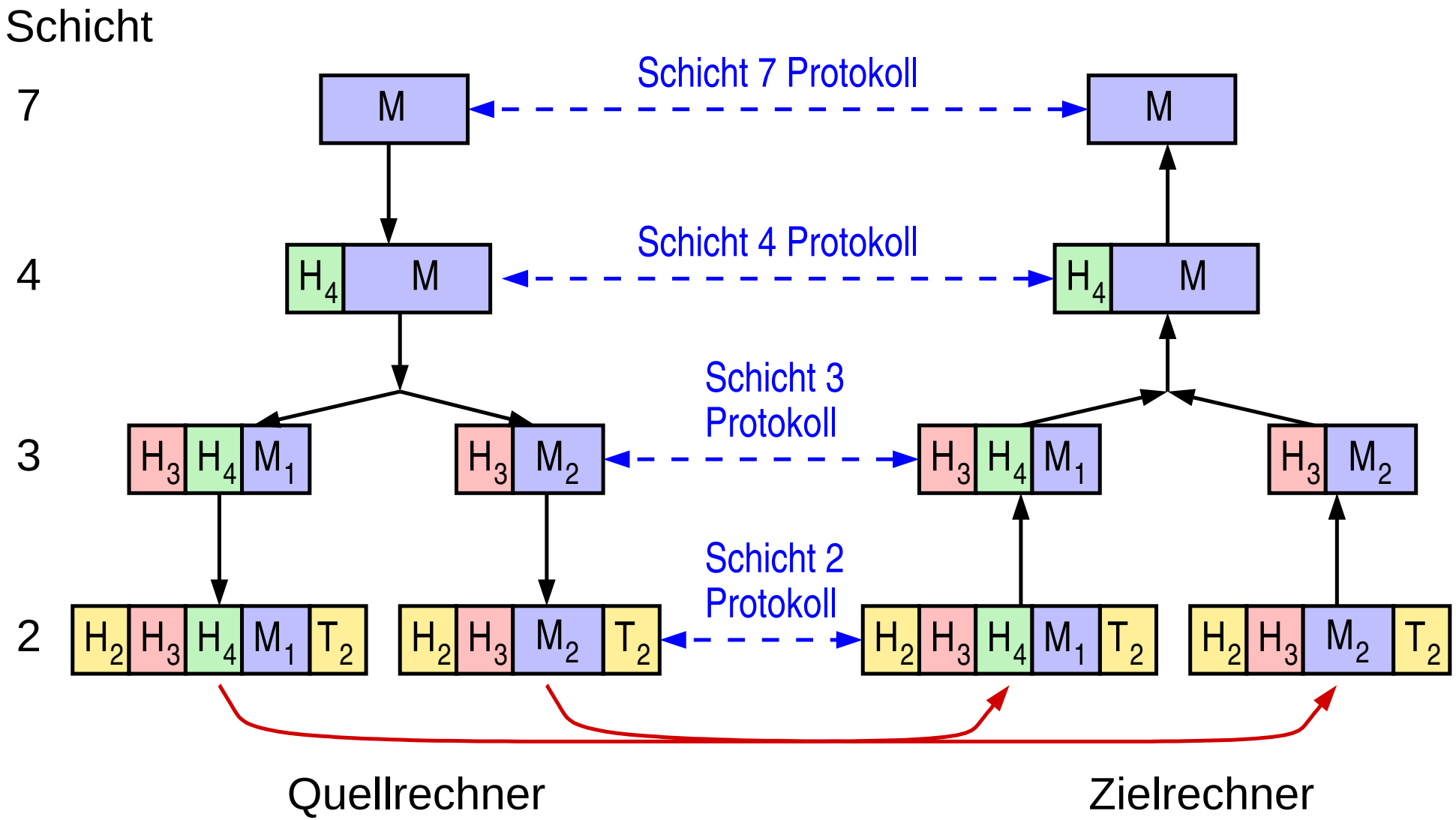


Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



★★

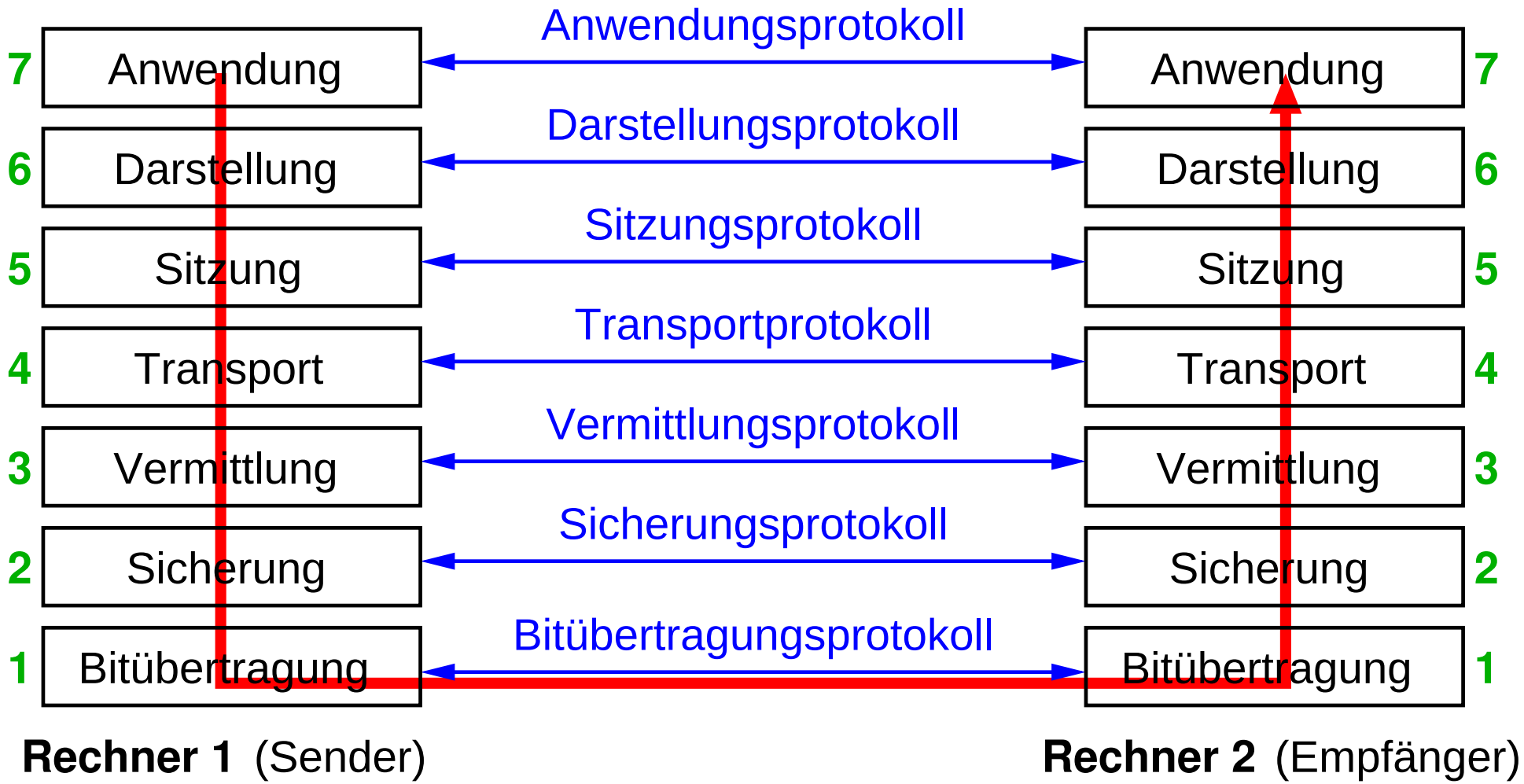
Beispielhafter Informationsfluß zwischen den Schichten



★★★

Das ISO/OSI Referenzmodell

➥ OSI: *Open Systems Interconnection*



Vorbemerkung: Begriffe

- **PDU** (*Protocol Data Unit*)
  - Dateneinheit, die ein Protokoll überträgt
- **Segment**: PDU der Transportschicht
- **Paket**: PDU der Vermittlungsschicht
- **Frame**: PDU der Sicherungsschicht

★★

Schicht 1: Bitübertragungsschicht (*Physical Layer*)

- Übertragung einzelner „roher“ Bits
- Elektrische Spezifikation
  - Medium: Kabel, Glasfaser, Funk, Infrarot, ...
  - Spannungspegel, Frequenzen, Lichtwellenlänge, ...
  - Zeitverhalten
  - Codierung und Modulationsverfahren
  - Übertragung in nur eine oder beide Richtungen?
- Mechanische Spezifikation
  - Form / Art der Stecker und Kabel
  - Anzahl der Pins, ...

★★

Schicht 2: Sicherungsschicht (*Data Link Layer*)

- **Zugriffskontrolle (MAC, *Media Access Control*)**
  - physische Adressierung der Kommunikationspartner
  - regelt Zugriff auf das gemeinsam genutzte Medium
    - nur bei Mehrfachzugriffs-Verbindungen
- **LLC (*Logical Link Control*)**
  - sichert Datenübertragung auf einer Verbindung
    - Fehlerbehandlung, Flußkontrolle
  - Daten sind in Frames aufgeteilt (typ. $\sim$ 100-1000 Byte)
    - Frame durch Header und Trailer begrenzt
    - Trailer enthält Redundanzbits (z.B. Prüfsumme) zur Fehlererkennung bzw. –korrektur

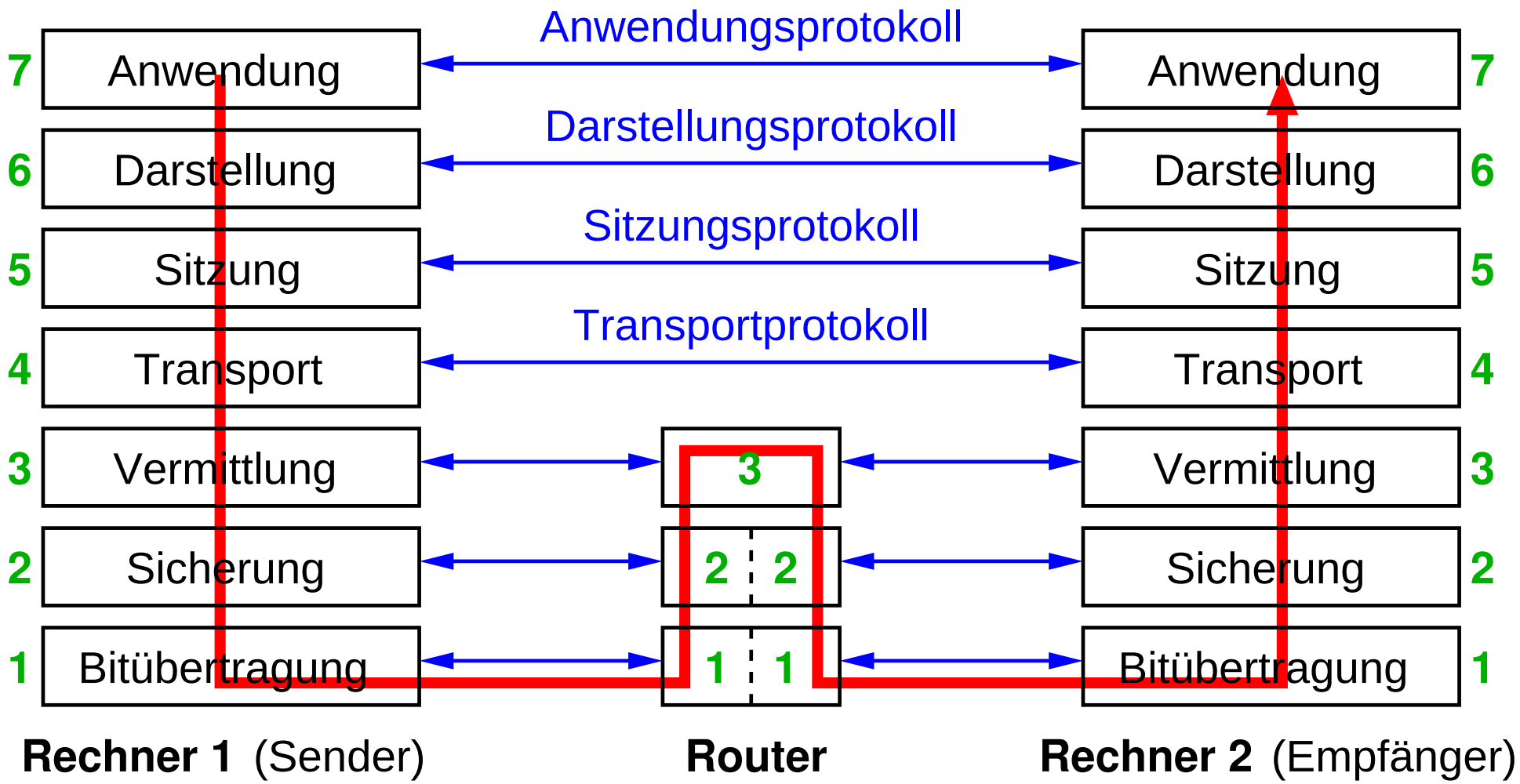
★★

Schicht 3: Vermittlungsschicht (*Network Layer*)

- Unterste Schicht, die Kommunikation zwischen nicht direkt verbundenen Netzwerk-Knoten ermöglicht
  - Host-zu-Host-Kommunikation
- Oberste Schicht der Netzwerk-Zwischenknoten
  - definiert Schnittstelle der Subnetze
- Definiert einheitliches Adressierungsschema (logische Adressen)
- Hauptaufgabe: **Routing** = Bestimmung eines Weges zwischen Sender und Empfänger
  - statisch, nur aufgrund der Verbindungstopologie
  - dynamisch, z.B. lastabhängig
- Beispiel: IP-Protokoll im Internet

★★

Netzwerk-Zwischenknoten (Router) im OSI-Modell



★★

Schicht 4: Transportschicht (*Transport Layer*)

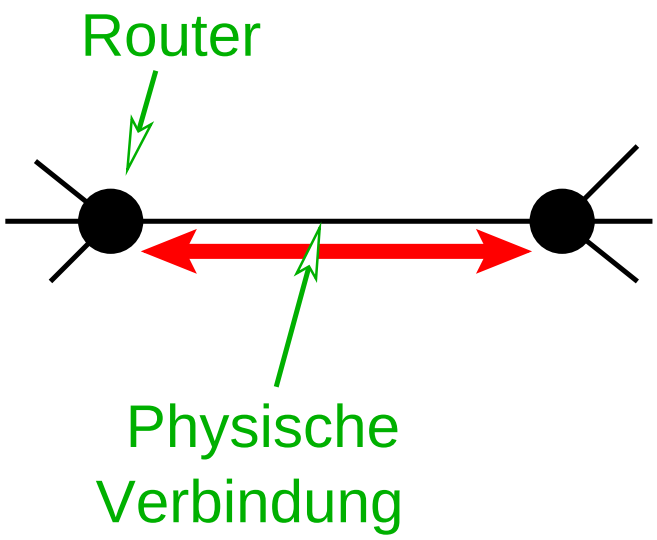
- Ermöglicht Kommunikation zwischen Endpunkten (Prozessen) auf verschiedenen Rechnern
  - Ende-zu-Ende-Kommunikation
- Stellt i.a. auch verbindungsorientierte Dienste bereit
  - Kommunikationspartner erhalten den Eindruck einer Leitungsvermittlung
    - selbst wenn untere Schichten paketorientiert arbeiten
- Aufgaben:
  - Adressierung der zu kontaktierenden Prozesse
  - Multiplexing von Kommunikationen
  - ggf. Auf- und Abbau von Verbindungen
- Beispiel: TCP-Protokoll im Internet

★★

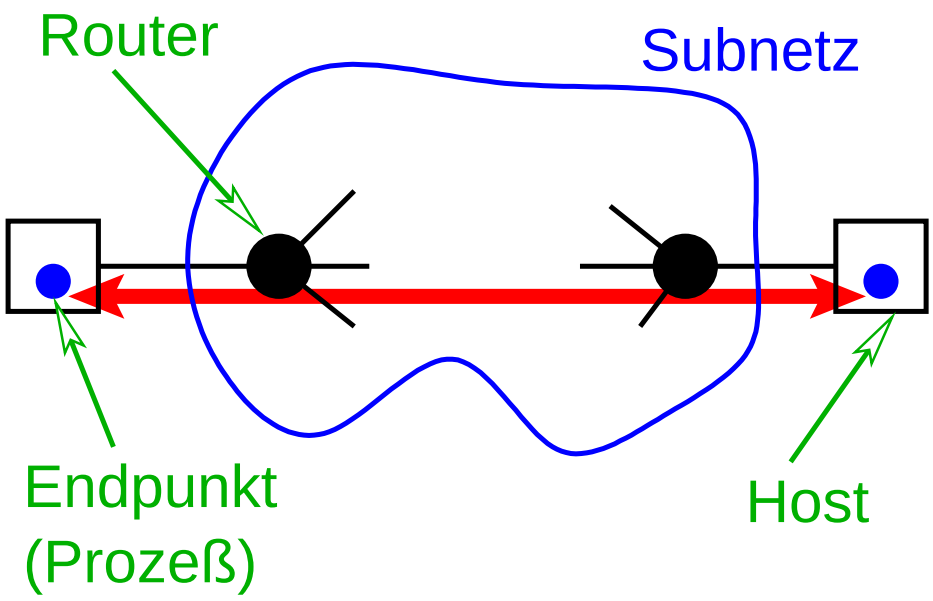
Schicht 4: Transportschicht (*Transport Layer*) ...

- Sichert ggf. auch Datentransport zwischen Endpunkten
  - u.a. Fehlerbehandlung, Flußkontrolle
  - Abgrenzung der Schichten:

Sicherungsschicht



Transportschicht



★★

Schicht 5: Sitzungsschicht (*Session Layer*)

- Dienste zur Verwaltung von Sitzungen, z.B.
  - Dialogsteuerung („wer darf wann senden?“)
  - atomare Aktionen („alles oder gar nichts“)
  - Synchronisierung (z.B. Weiterführung eines unterbrochenen Transfers)

Schicht 6: Darstellungsschicht (*Presentation Layer*)

- Unterste Schicht, die die Semantik der Daten kennt
- Konvertiert Datenformate und –darstellung
- Auch: Kompression, Verschlüsselung

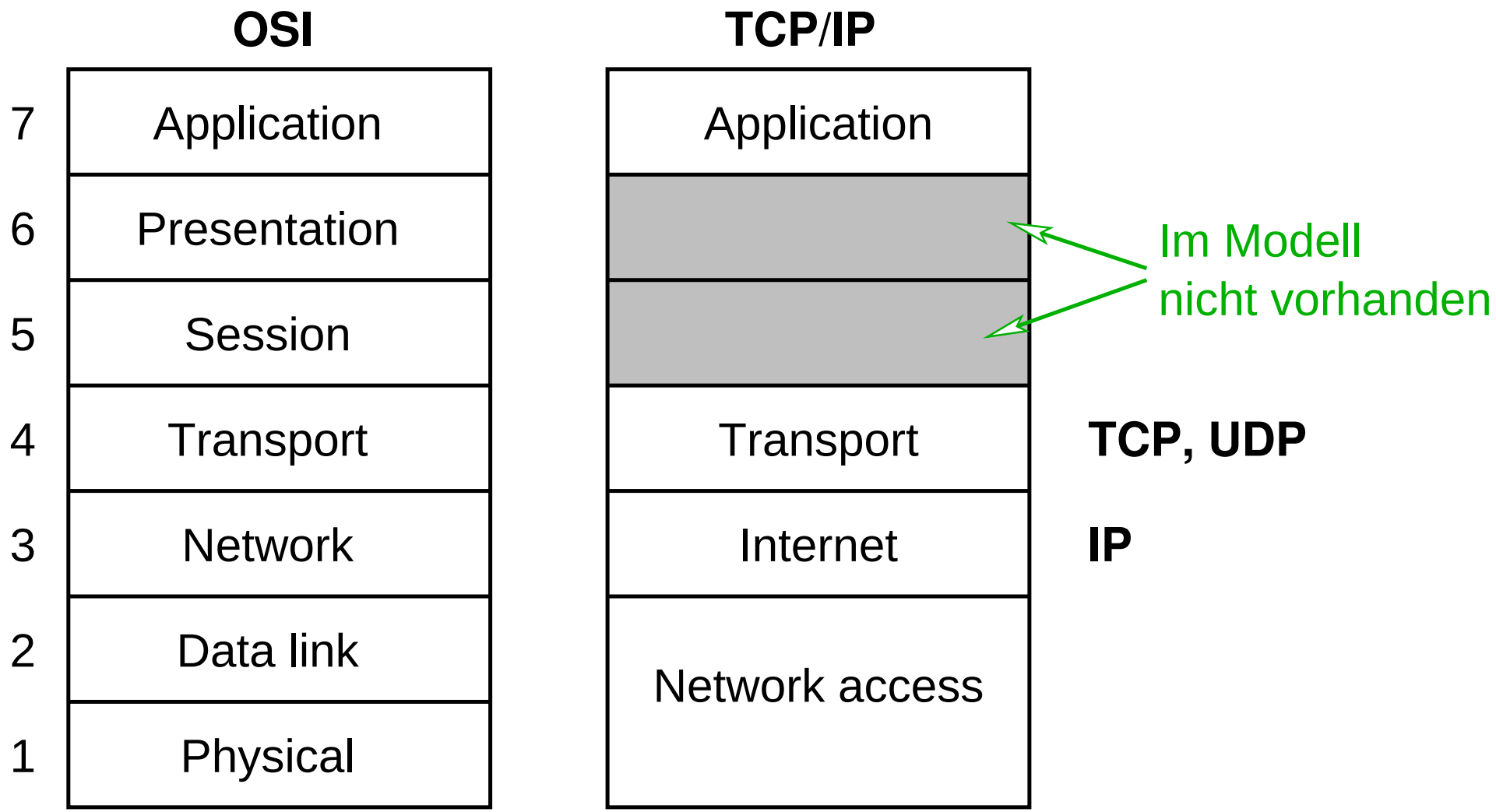
- Schicht 5 und 6 heute i.a. in Anwendungsschicht integriert!

★★

Schicht 7: Anwendungsschicht (*Application Layer*)

- Spezialisierte Dienste und Protokolle für verschiedene Anwendungsbereiche
- Beispiele:
  - HTTP (*Hypertext Transport Protocol*)
    - zur Übertragung von Web-Seiten
  - SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*)
    - zum Austausch von Email
  - SMB (*Server Message Block*) / NFS (*Network File System*)
    - Protokolle für Netzwerk-Dateisysteme
  - SSH (*Secure Shell*)
    - sicheres Protokoll zur Nutzung entfernter Rechner

Die Internet-Architektur im Vergleich mit OSI

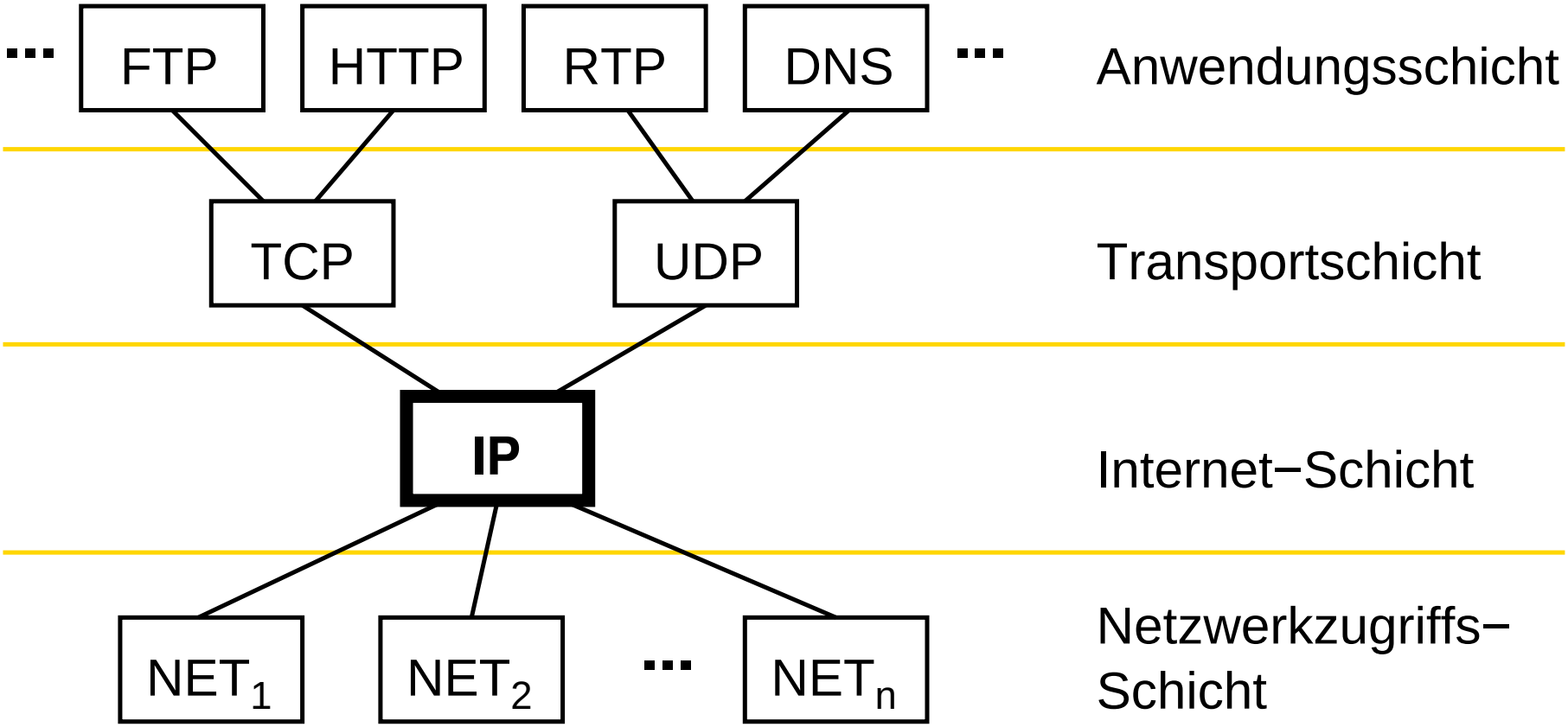


★★

Schichten der Internet-Architektur

- Netzwerk-Zugriffsschicht (*Network access*)
  - wird nicht von der Internet-Architektur spezifiziert
    - d.h. das IP-Protokoll kann auf beliebige Netzwerke aufgesetzt werden
- Internet-Schicht
  - ein zentrales Protokoll: **IP (*Internet Protocol*)**
    - verbindungslos, paketvermittelt, unzuverlässig
- Transportschicht
  - **TCP (*Transmission Control Protocol*)**
    - verbindungsorientiert, zuverlässig
  - **UDP (*User Datagram Protocol*)**
    - verbindungslos, unzuverlässig

Protokollgraph der Internet-Architekur



- Sanduhr-Modell: IP als zentrale Verbindung der höheren Protokolle und der Netzwerk-Zugriffsschicht

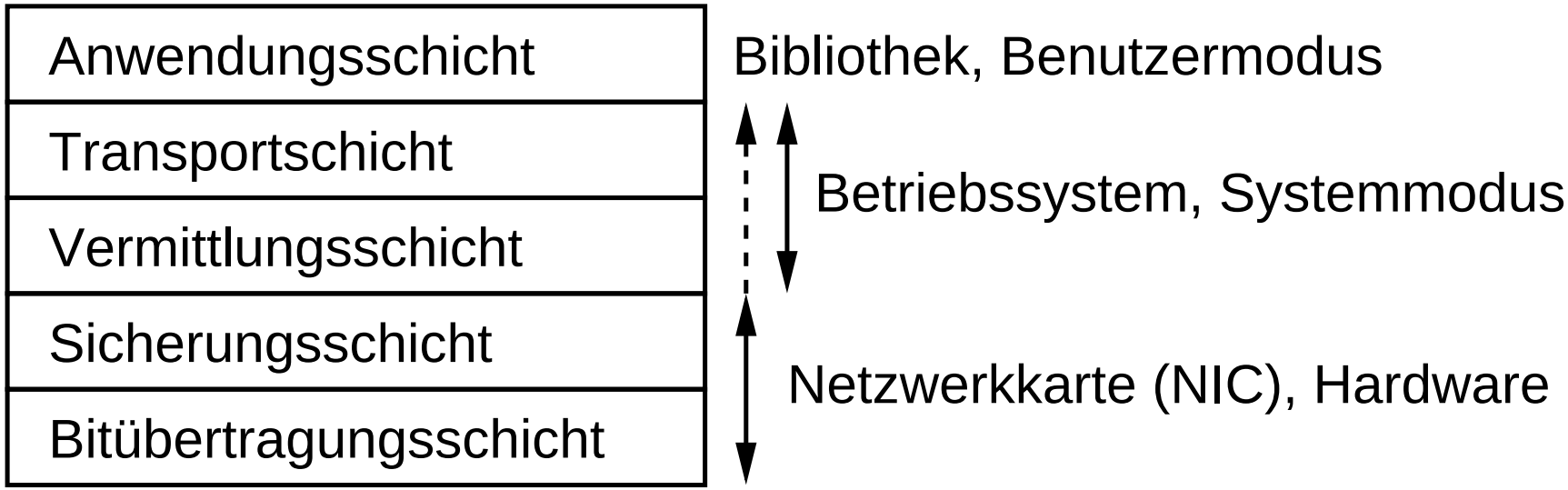
★★

Adressierung von Hosts im Internet

- Anwendungsschicht: **Hostname**
  - z.B. www.bs.informatik.uni-siegen.de
- Vermittlungsschicht: **IP-Adresse** (logische Adresse)
  - z.B. 141.99.179.6
- Sicherungsschicht: **MAC-Adresse** (physische Adresse)
  - z.B. 1a:68:25:f0:a3:d9

2.5 Implementierung von Protokollen

- Typische Implementierung der OSI-Schichten:



- Zur Vermeidung von Kopieroperationen: Nachrichten oft als Liste von Blöcken realisiert
  - erlaubt Hinzufügen / Entfernen von Headern ohne Kopie
  - Netzwerkkarten realisieren heute typisch direkten Speicherzugriff mit Scatter/Gather
- Z.T. auch Funktionen der Schicht 3/4 durch NIC realisiert

2.6 Zusammenfassung

- Schichten, Protokolle und Dienste
- ISO-OSI Referenzmodell
  - 7 Schichten: Bitübertragung, Sicherung, Vermittlung, Transport, Sitzung, Darstellung, Anwendung
- Internet Protokollarchitektur
  - Netzwerk-Zugriff, IP, TCP/UDP, Anwendung

Nächste Lektion:

- Direktverbindungsnetze
  - Codierung, Framing, Fehlererkennung und -korrektur
  - Medienzugriffssteuerung (MAC), Ethernet

Rechnernetze I

SoSe 2024

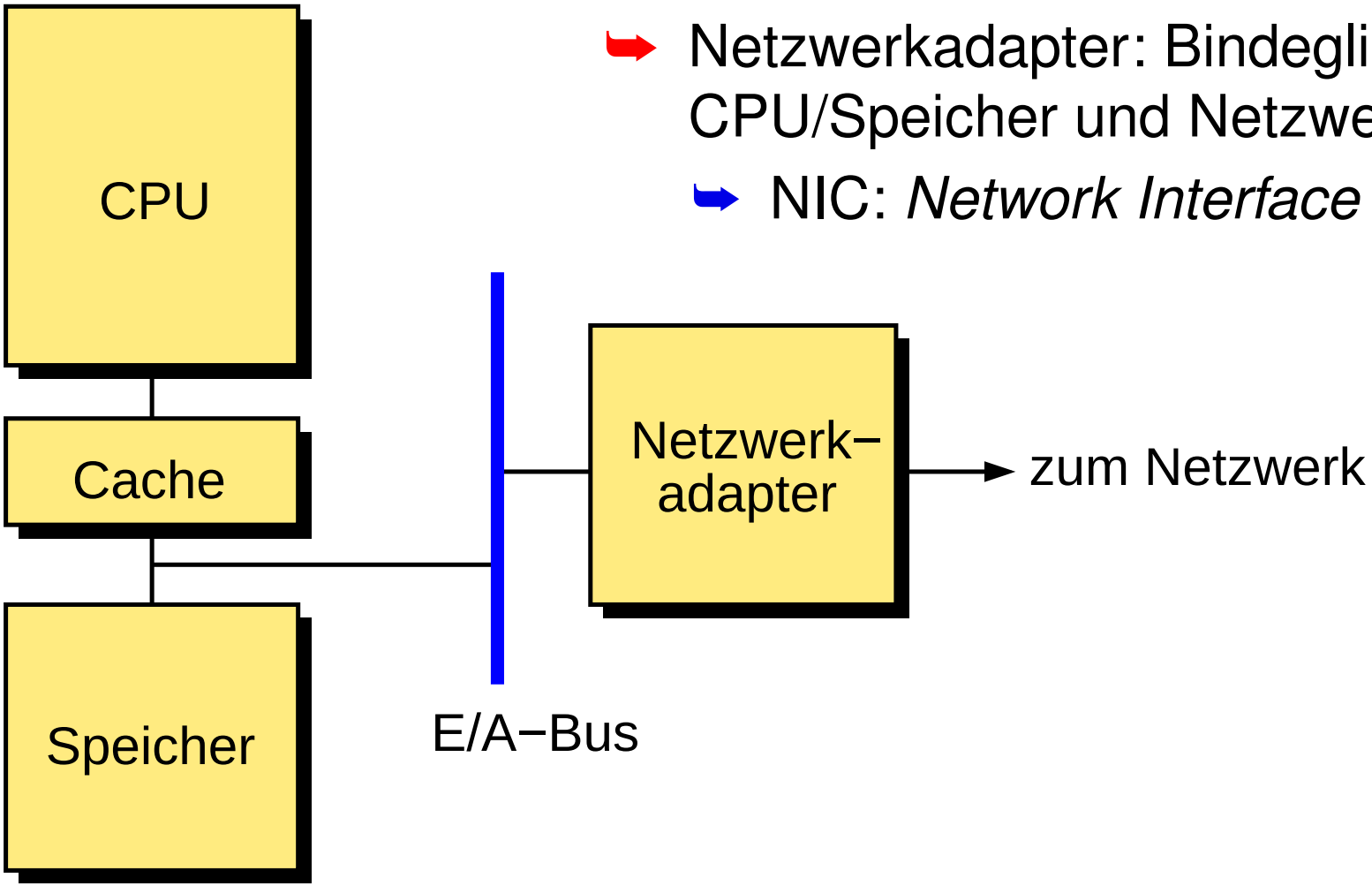
3 Direktverbindungsnetze

Inhalt

- Hardware-Bausteine: Knoten und Verbindungsleitungen
- Grundlagen zur Datenübertragung
- Modulation
- Codierung
- Framing
- Fehlererkennung und Fehlerkorrektur
- Medienzugriffssteuerung (MAC)
  - Allgemeines
  - Ethernet (CSMA-CD)

- Peterson, Kap. 2.1 – 2.6, 2.7.2
- CCNA, Kap. 4, 5.1

Aufbau eines Knotens



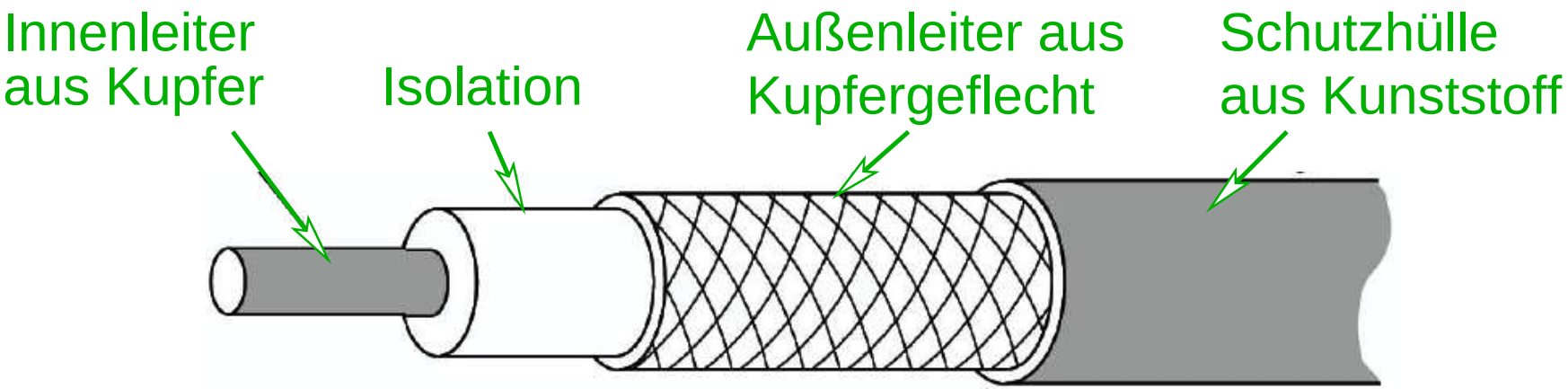
- Netzwerkadapter: Bindeglied zwichen CPU/Speicher und Netzwerk-Schnittstelle
  - NIC: *Network Interface Controller*

Verbindungs„leitungen“

- Übertragen Signale als elektromagnetische Wellen
- Typische Attribute:
  - Frequenz- bzw. Wellenlängenbereich (Bandbreite)
  - Dämpfung (max. Kabellänge)
  - Richtung des Datenflusses
    - **Simplex**: nur in eine Richtung
    - **Vollduplex**: in beide Richtungen, gleichzeitig
    - **Halbduplex**: in beide Richtungen, abwechselnd
- Grundlegende Arten:
  - Kupferkabel
  - Glasfaserkabel (Lichtwellenleiter)
  - Drahtlose Verbindung (Funk, IR) (☞ **RN_II**)

Kupferkabel: Koaxialkabel

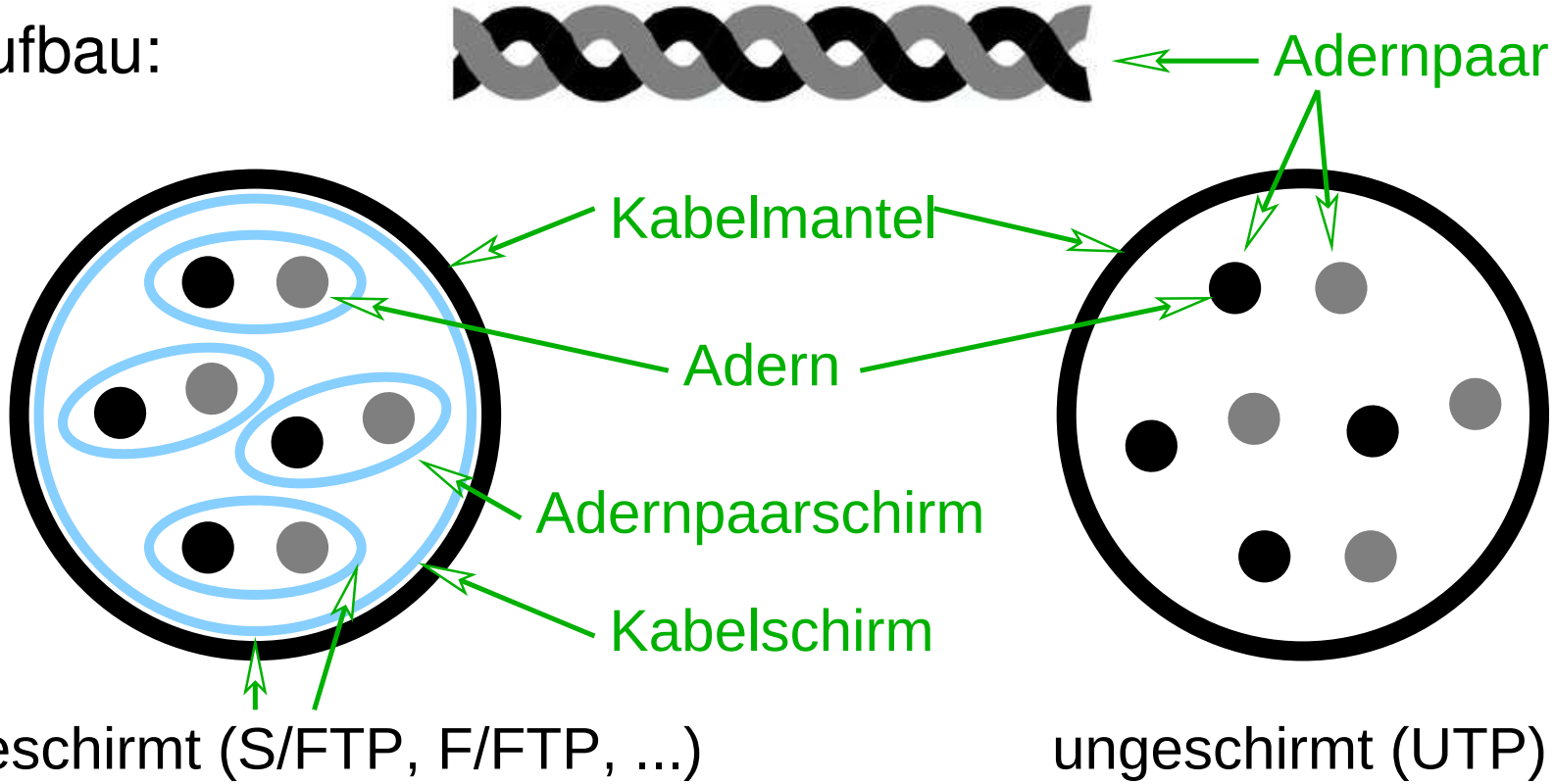
- Aufbau:



- Hohe Bandbreite, geringe Dämpfung, teuer
- Basisband-Kabel (direkte Übertragung, 1 Kanal, <500m)
  - Beispiele: Ethernet (10BASE-5, 10BASE-2)
- Breitband-Kabel (Modulation auf Träger, mehrere Kanäle, mehrere km)
  - Beispiel: Fernsehkabel

Kupferkabel: Twisted-Pair (verdrilltes) Kabel

- Aufbau:

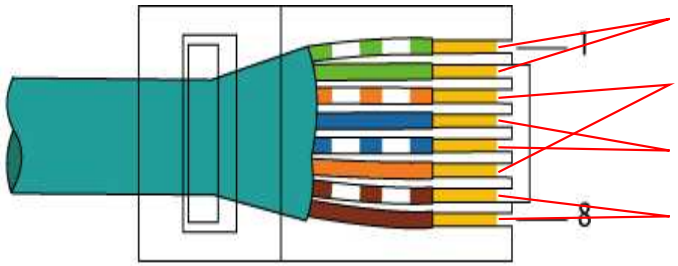


- Geringe Kosten, relativ gute Bandbreite
- Beispiel: Fast Ethernet (100BASE-TX)

Beispiel: Fast Ethernet (100 Mb/s)

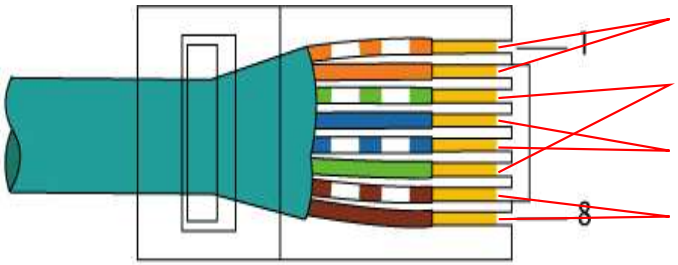
- Twisted-Pair Kabel (mind. Cat 5, UTP) mit 4 Adernpaaren
  - Paar 2: Signal vom Switch zum NIC
  - Paar 3: Signal vom NIC zum Switch

  } d.h. 2 Simplex-Leitungen
  - Paar 1 früher für analoges Telefon genutzt
- Stecker: RJ-45, zwei verschiedene Belegungen:
  - TIA-568A:



Paar 3 (grün)
Paar 2 (orange)
Paar 1 (blau)
Paar 4 (braun)

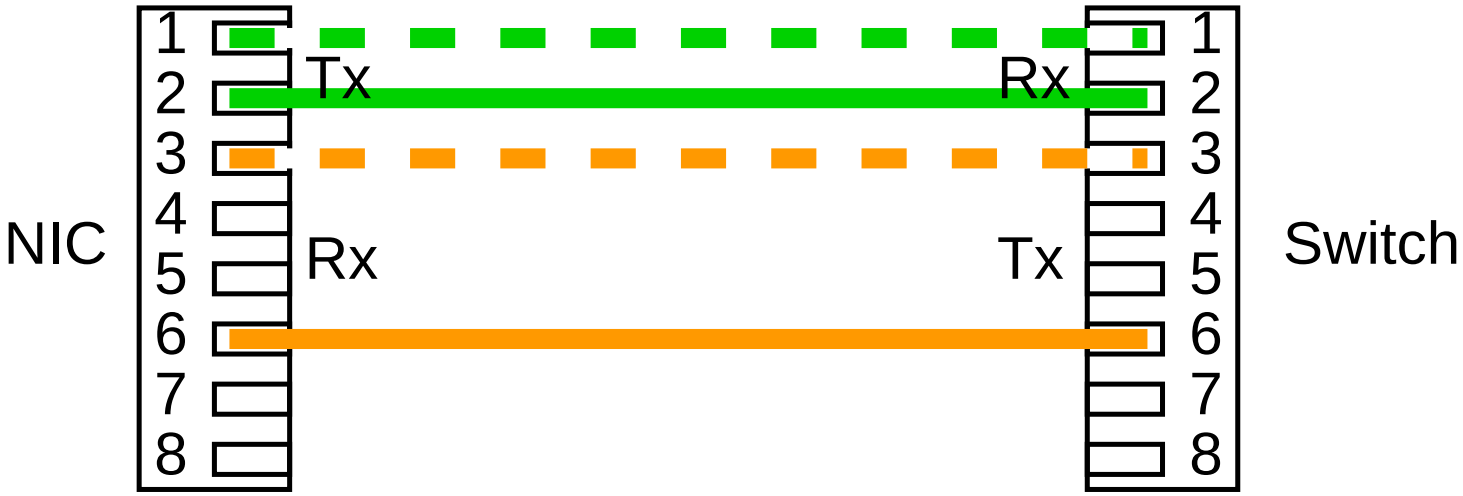
  - TIA-568B:



Paar 2 (orange)
Paar 3 (grün)
Paar 1 (blau)
Paar 4 (braun)

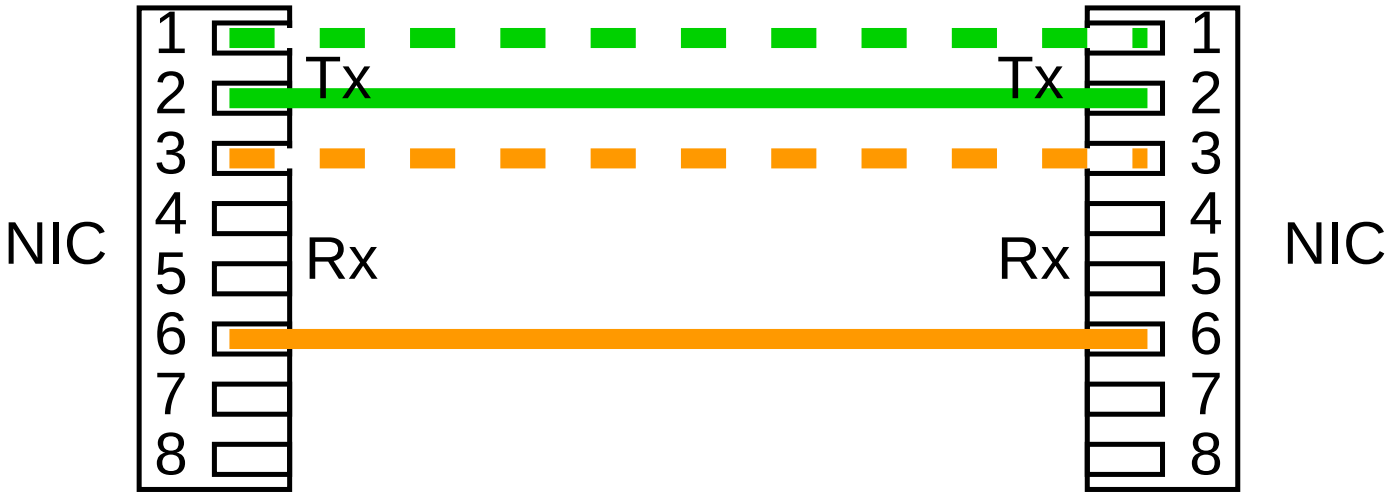
Straight-Through und *Cross-Over* Kabel

- Belegung der RJ-45 Buchsen:
  - NIC (PC, Router): Pin 1,2 = Transmit, Pin 3,6 = Receive
  - Switch/Hub: Pin 1,2 = Receive, Pin 3,6 = Transmit
- Straight-Through Kabel (beide Stecker nach 568A bzw. 568B)



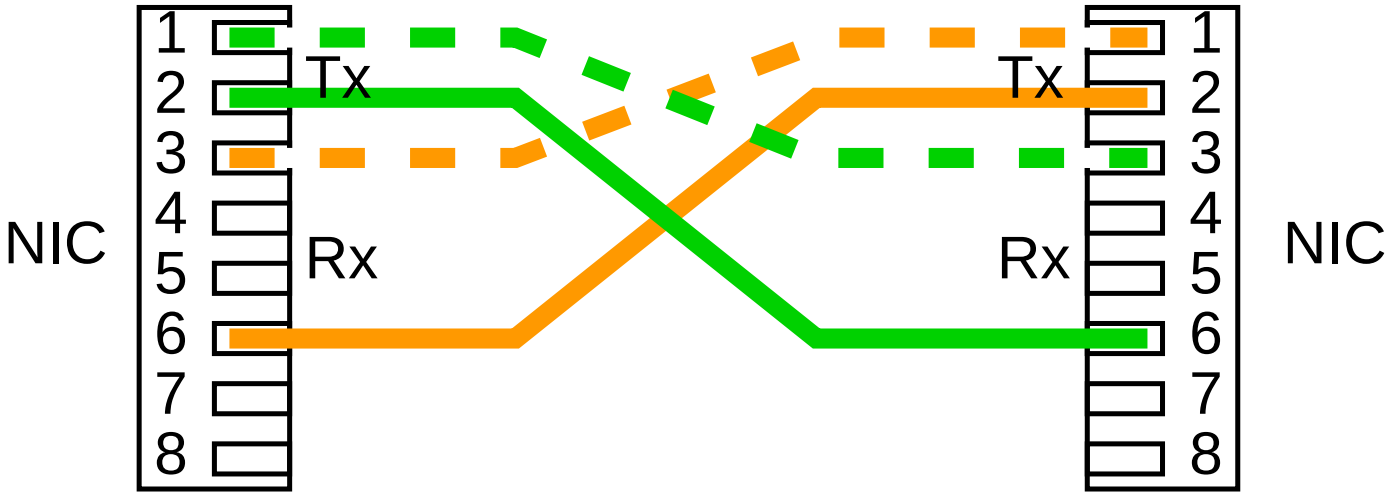
Straight-Through und *Cross-Over* Kabel

- Belegung der RJ-45 Buchsen:
  - NIC (PC, Router): Pin 1,2 = Transmit, Pin 3,6 = Receive
  - Switch/Hub: Pin 1,2 = Receive, Pin 3,6 = Transmit
- Straight-Through Kabel (beide Stecker nach 568A bzw. 568B)



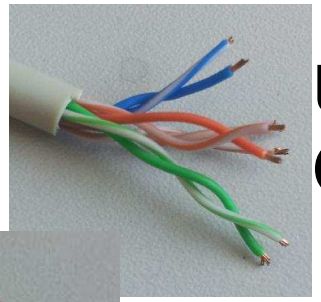
Straight-Through und *Cross-Over* Kabel

- Belegung der RJ-45 Buchsen:
  - NIC (PC, Router): Pin 1,2 = Transmit, Pin 3,6 = Receive
  - Switch/Hub: Pin 1,2 = Receive, Pin 3,6 = Transmit
- Straight-Through Kabel (beide Stecker nach 568A bzw. 568B)
- Cross-Over Kabel (ein Stecker 568A, ein Stecker 568B)

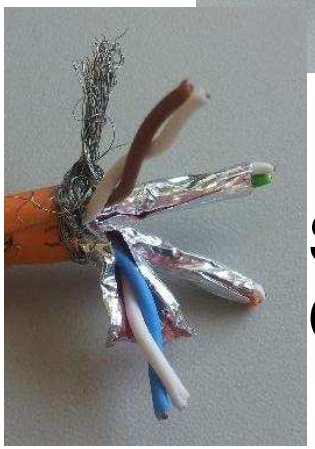


Twisted-Pair Kabelkategorien

- Cat. 3: bis 16 MHz, Telefon + 10 Mb/s Ethernet
- Cat. 5: 100 MHz, 100 Mb/s Ethernet
- Cat. 6: 250 MHz, 1 Gb/s Ethernet
- Cat. 6a: 500 MHz, 1 Gb/s Ethernet
- Cat. 7: 600 MHz, 10 Gb/s Ethernet
- Cat. 7a: 1 GHz, 10 Gb/s Ethernet
- Cat. 8: 2 GHz, 40 Gb/s Ethernet



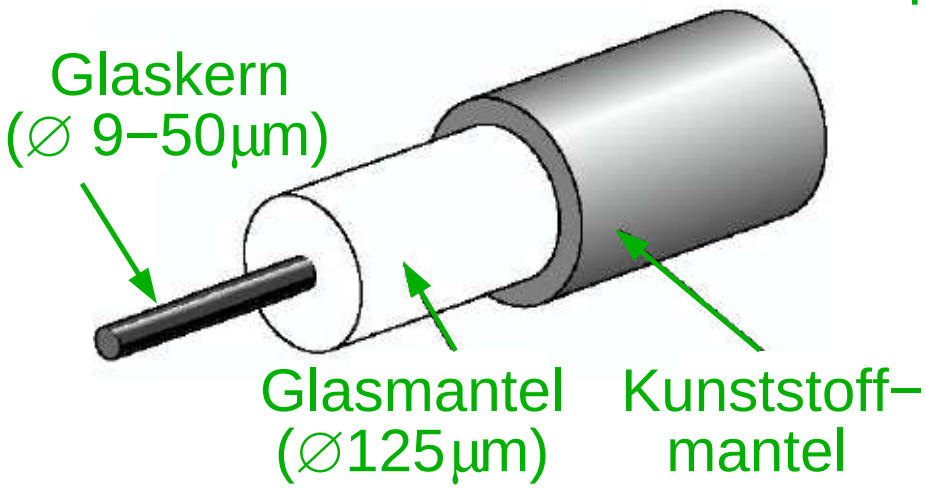
UTP
Cat. 5

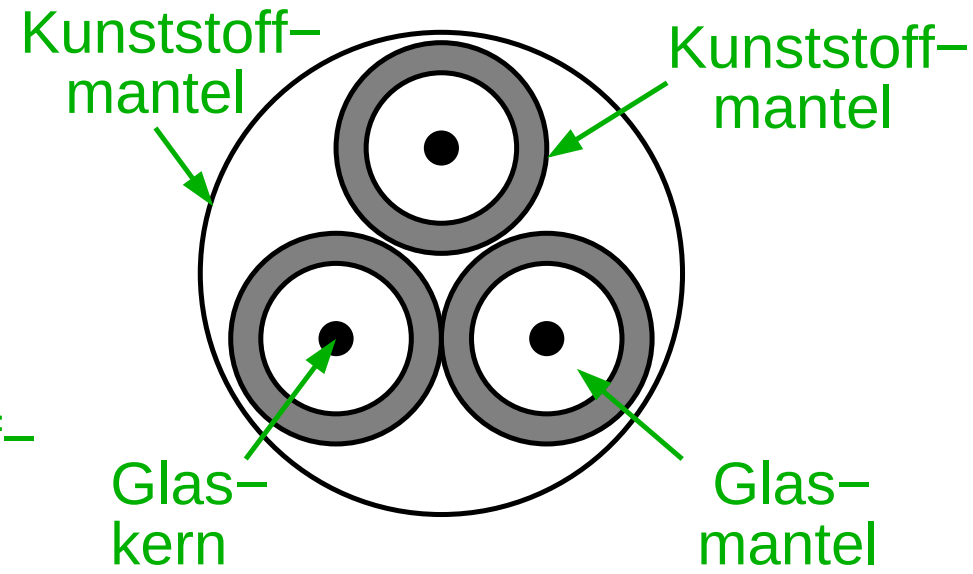


S/FTP
Cat. 7

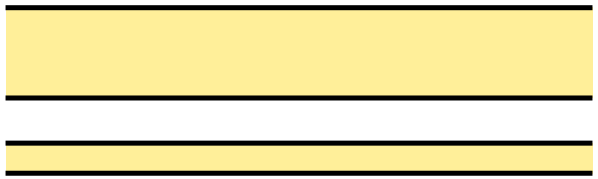
- Unterschiede: Material, Verdrillung, Adernschirmung
- Maximale Länge bei Ethernet: 100 m

Glasfaserkabel

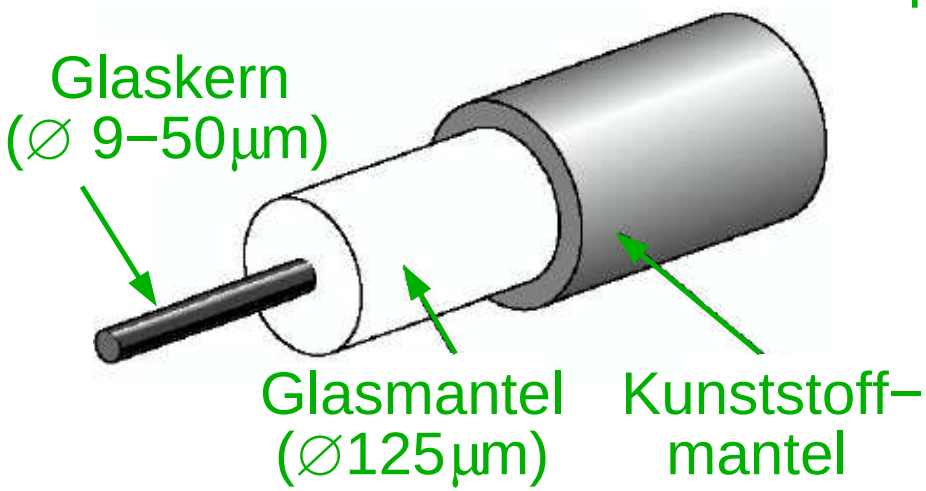


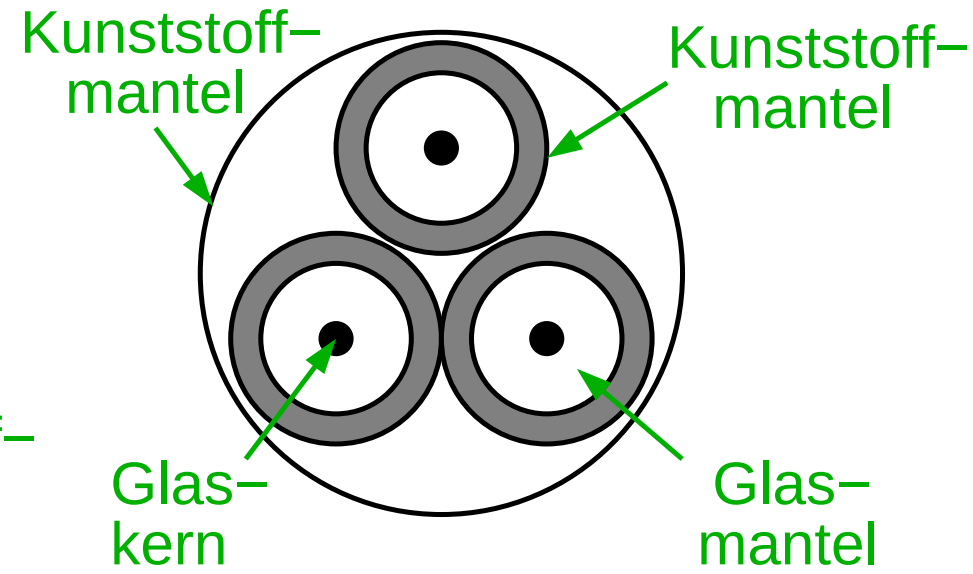


- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser
  - Monomode-Faser
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)



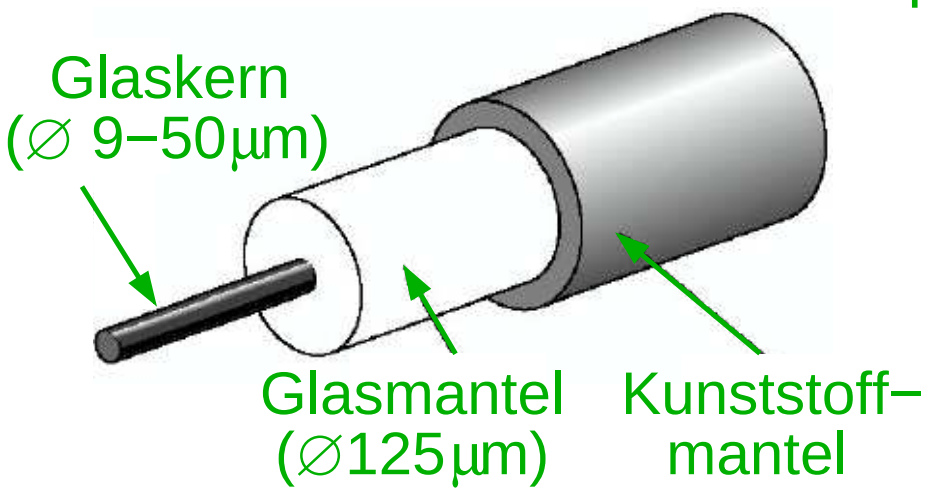
Glasfaserkabel

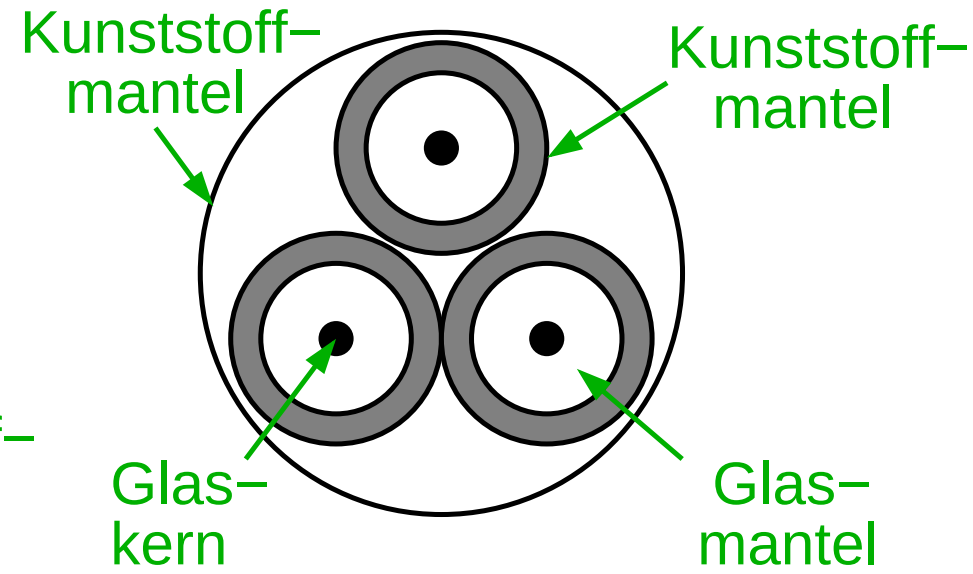




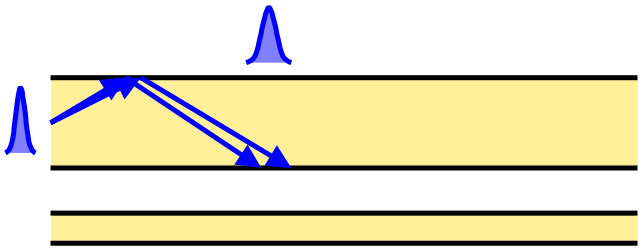
- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser 
  - Monomode-Faser 
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)

Glasfaserkabel

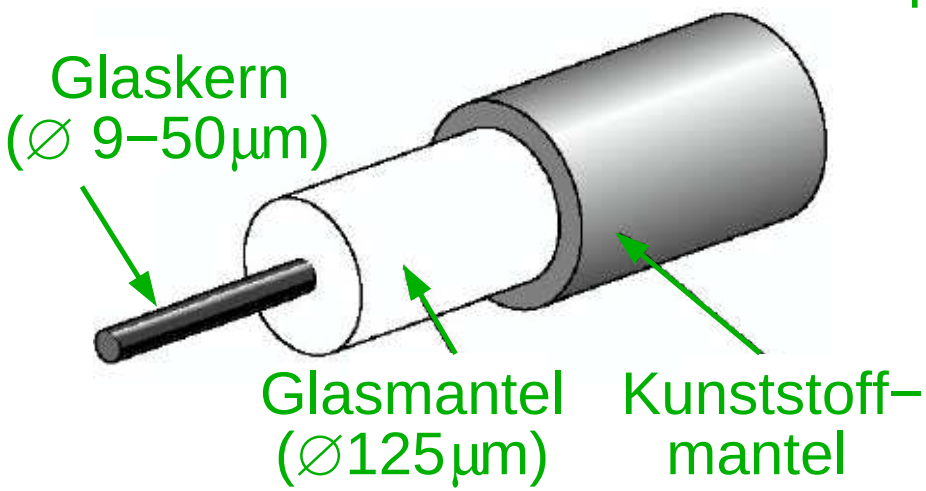


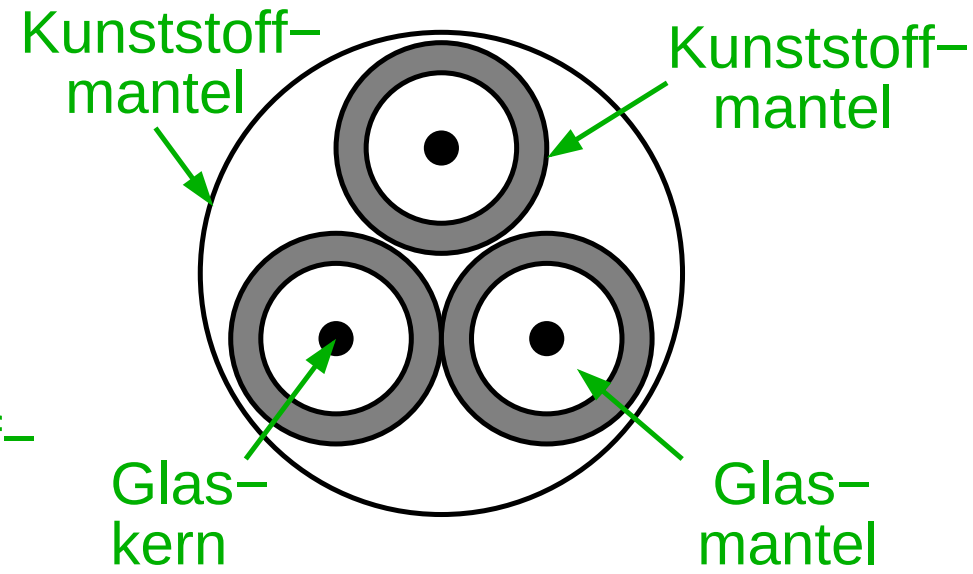


- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser
  - Monomode-Faser
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)

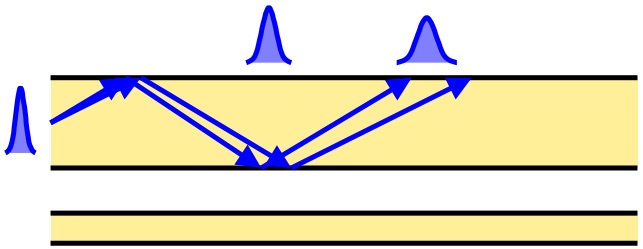


Glasfaserkabel

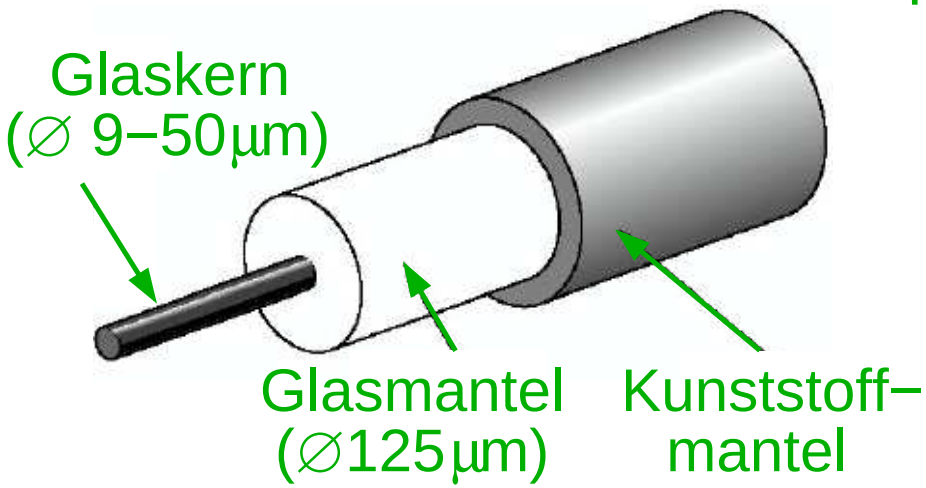


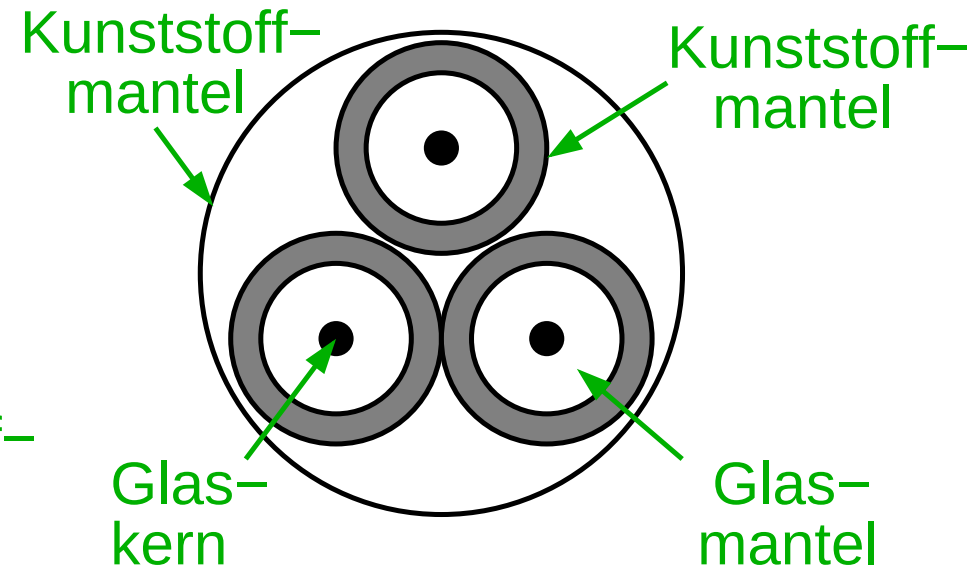


- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser
  - Monomode-Faser
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)

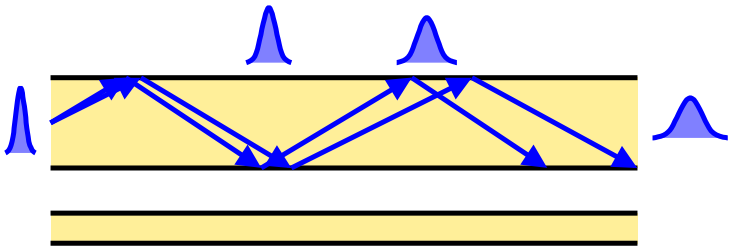


Glasfaserkabel

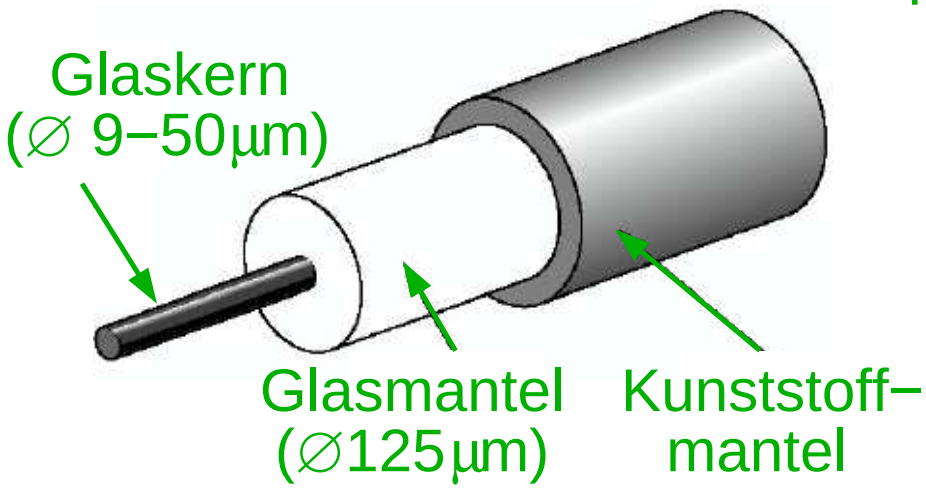


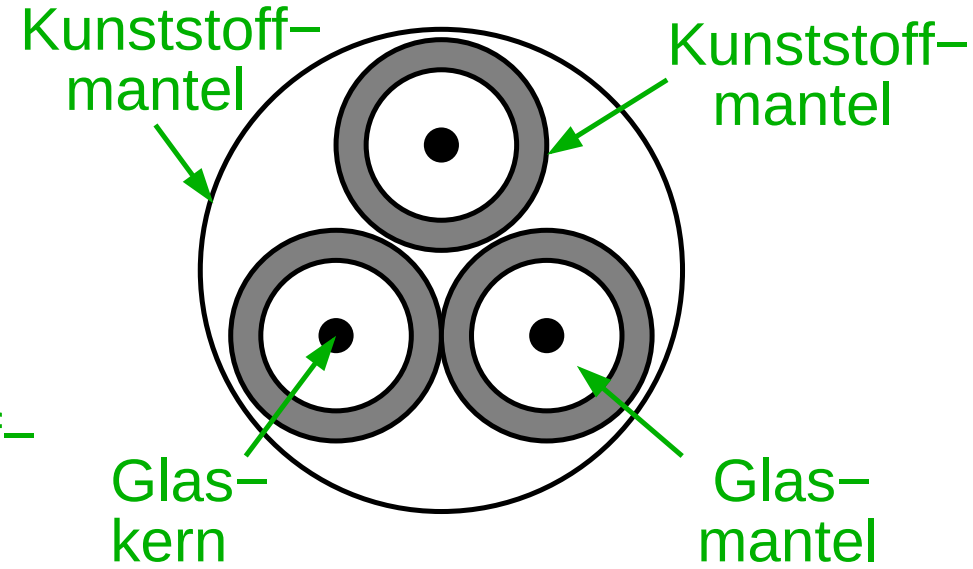


- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser
  - Monomode-Faser
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)

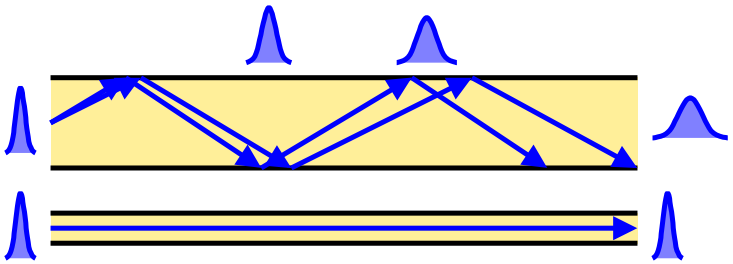


Glasfaserkabel



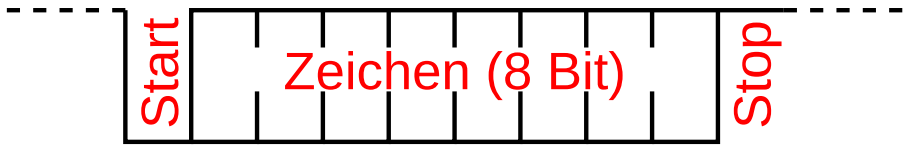


- Führung von Lichtwellen durch Totalreflexion
- Bandbreite im Bereich Gb/s, Länge im Bereich km
- Varianten:
  - Multimode-Faser
  - Monomode-Faser
    - hohe Bandbreite, teuer (Laserdioden)



Synchrone und asynchrone Übertragung

- Synchrone Übertragung:
  - serielle Übertragung eines **Bit**stroms
  - Bits müssen taktsynchron gesendet werden
  - Empfänger muss Sendetakt rekonstruieren können
  - z.B. Ethernet



- Asynchrone Übertragung:
  - serielle Übertragung eines Stroms von **Zeichen**
  - Zeichen kann zu beliebiger Zeit gesendet werden
  - Anfangsmarkierung durch Startbit
  - Empfänger muss Takt nur für ein einzelnes Zeichen halten
  - z.B. serielle Schnittstelle, V.24 / RS 232

Qualitätsmerkmale von Leitungen

- Grenzfrequenz / Bandbreite (in Hz)
  - bei Basisbandübertragung (ohne Modulation): höchste Frequenz, die die Leitung noch übertragen kann
  - bei Modulation auf ein Trägersignal (Breitbandkabel, Funk): Breite des verfügbaren Frequenzkanals
- Dämpfung (in dB)
  - welcher Teil der eingespeisten Leistung kommt am anderen Ende an?
  - logarithmisches Maß: 10 dB = Faktor 10, 20 dB = Faktor 100 ...
- Übersprechen (in dB)
  - bei Kabeln mit mehreren Adernpaaren: Einstrahlung von Leistung aus anderen Adernpaaren

Maximal erreichbare Bitrate einer Leitung

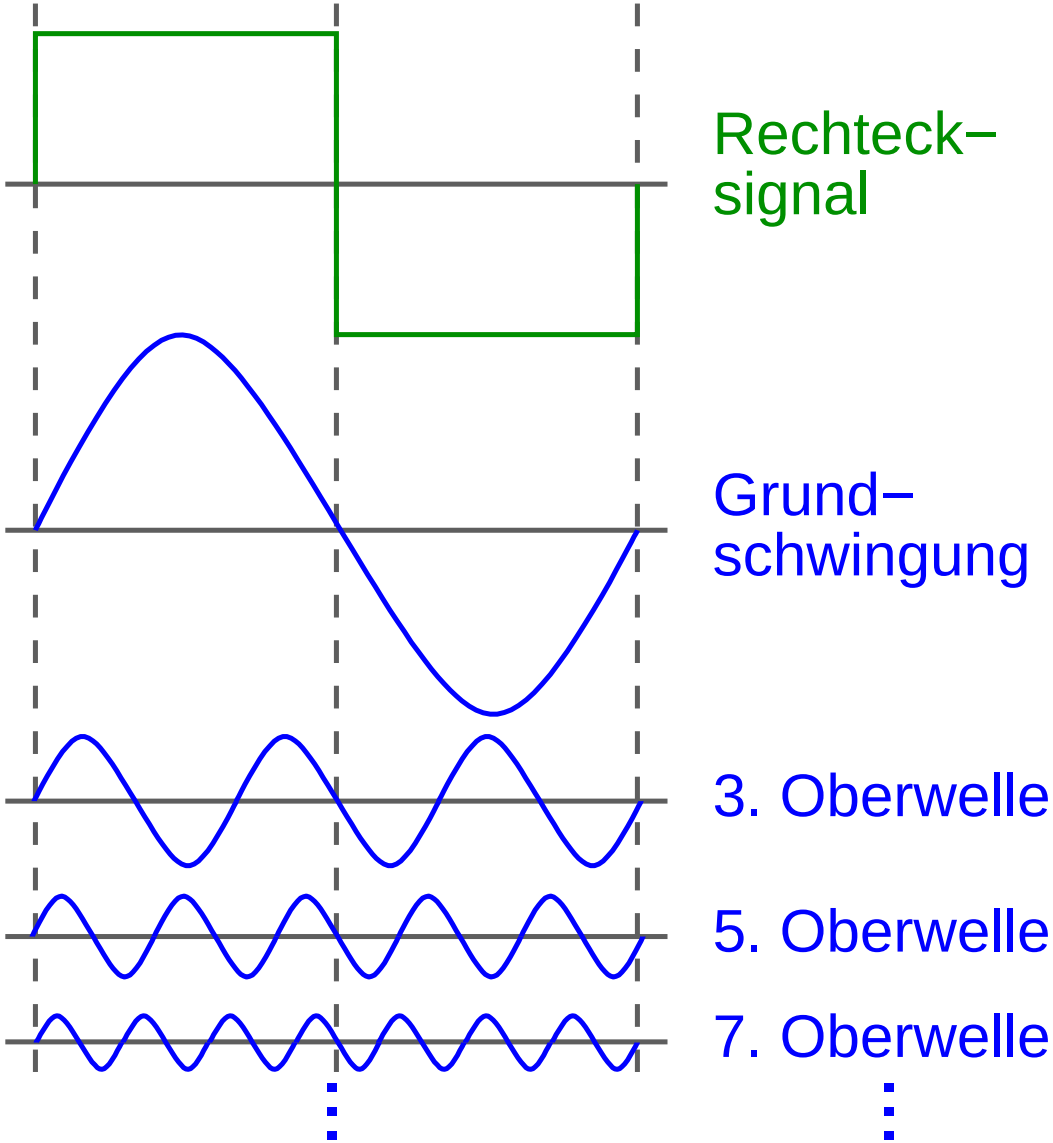
- Frage: Welche Übertragungsrate (bit/s) ist auf einer Leitung mit gegebener Grenzfrequenz (Bandbreite) möglich?
- Antworten liefern:
  - Nyquist-Theorem
  - Shannon'sches Theorem
- Hilfsmittel: Fourier-Analyse
  - jedes (periodische) Signal läßt sich als Summe von Sinusschwingungen darstellen

Beispiel zur Fourier-Analyse

- Rechtecksignal:

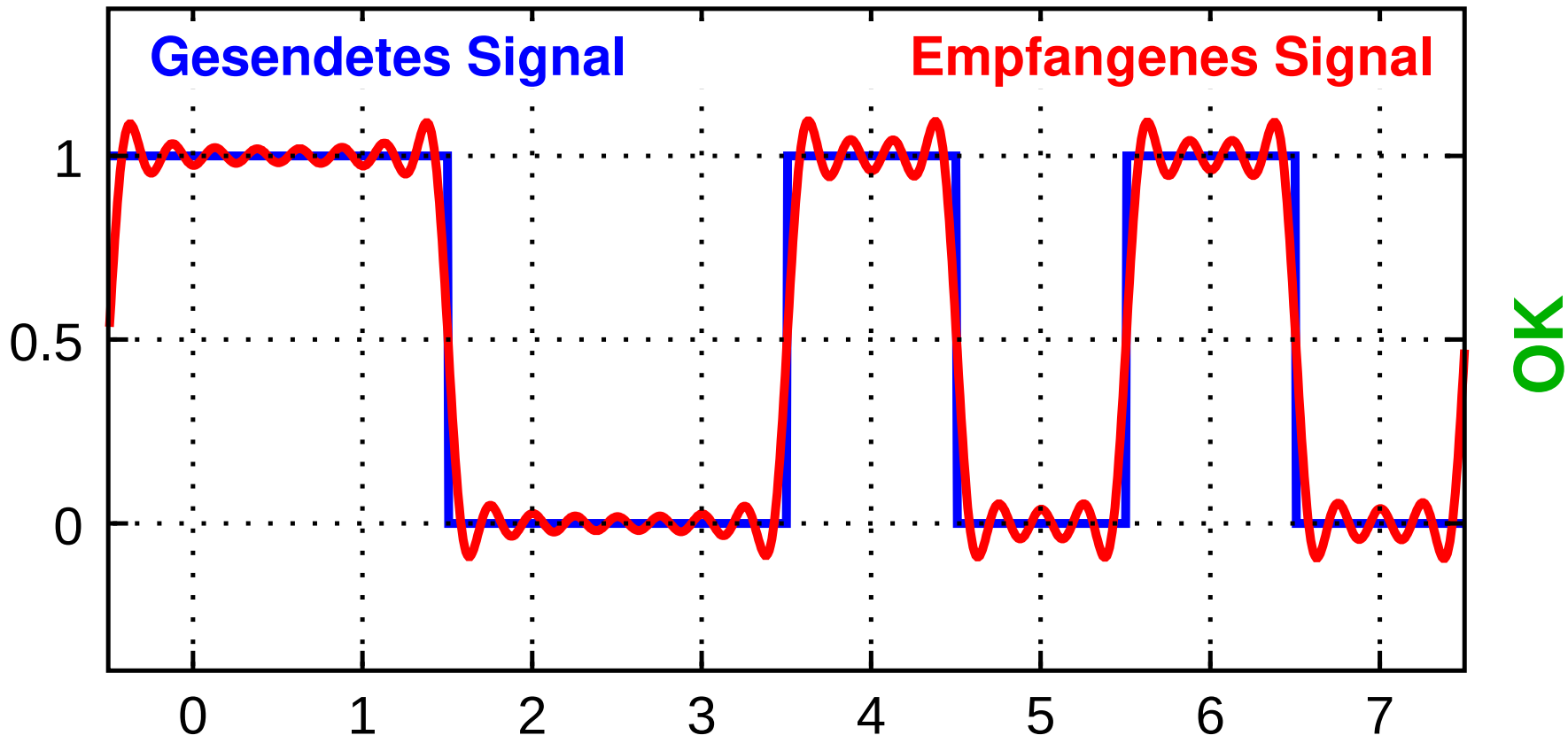
$$\sum_{k=1}^{\infty} \frac{4 \cdot \sin((2k-1)\omega t)}{(2k-1)\pi}$$

- Damit u.a. Auswirkungen der Grenzfrequenz einfach zu ermitteln
  - summiere nur die Oberwellen mit kleinerer Frequenz



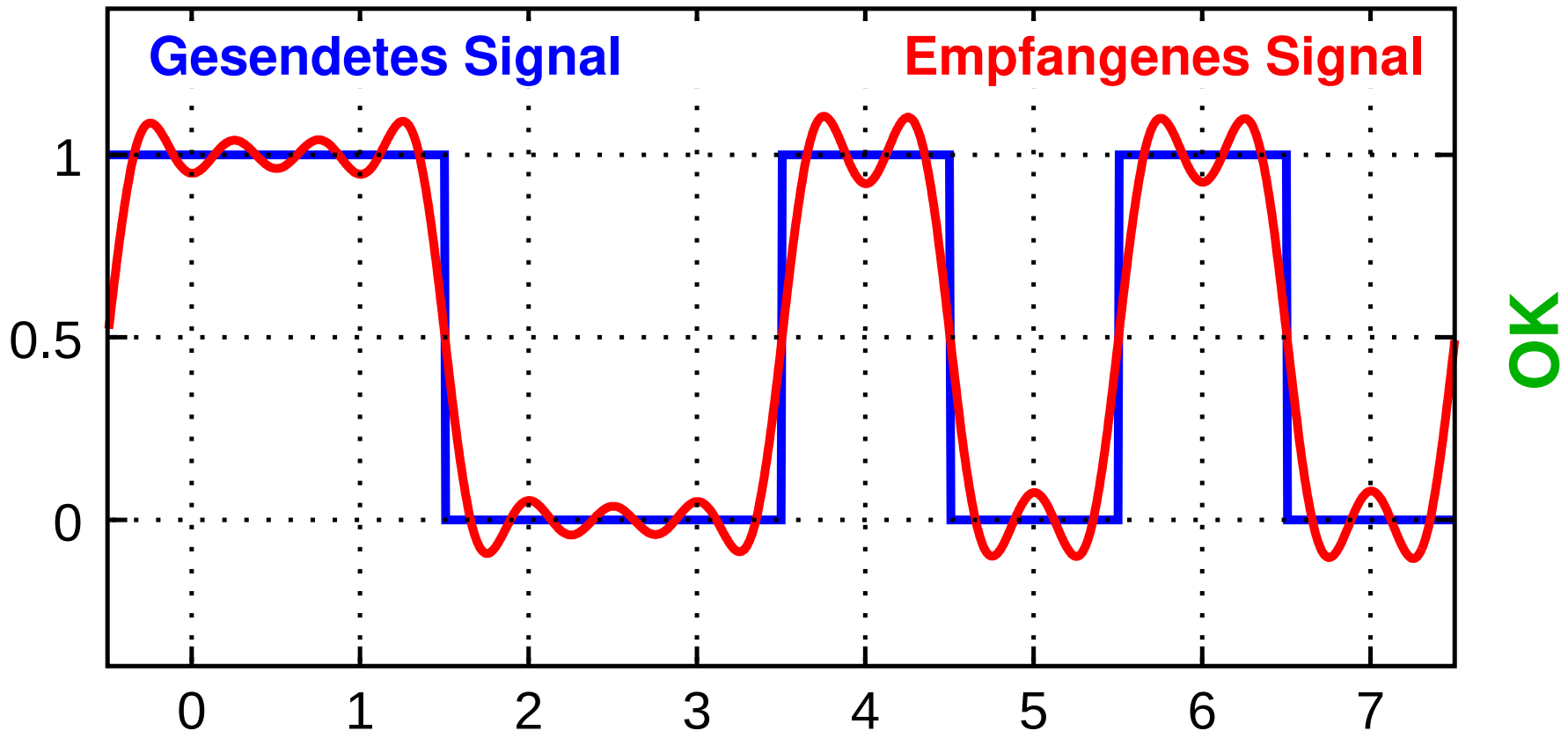
Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 4 MHz



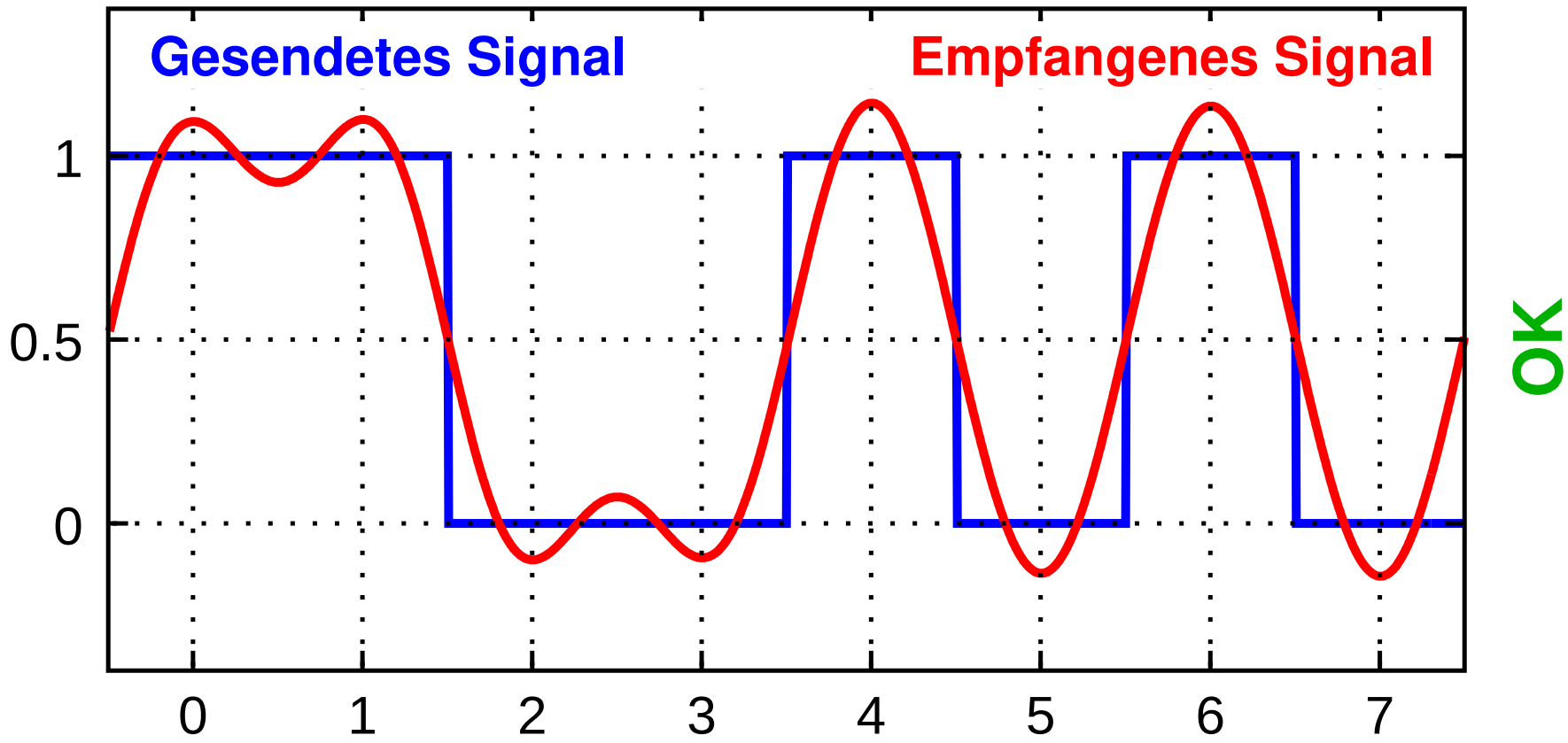
Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 2 MHz



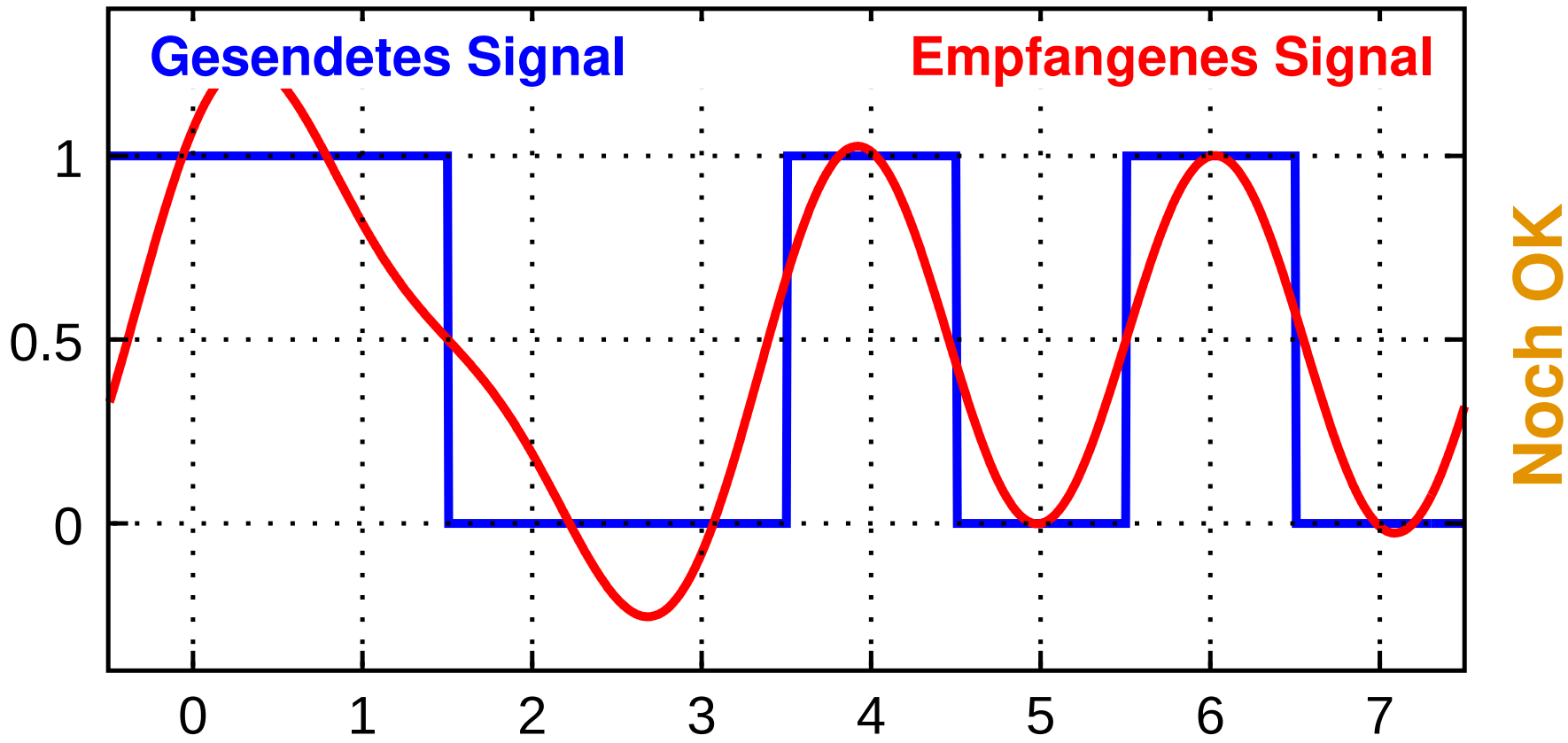
Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 1 MHz



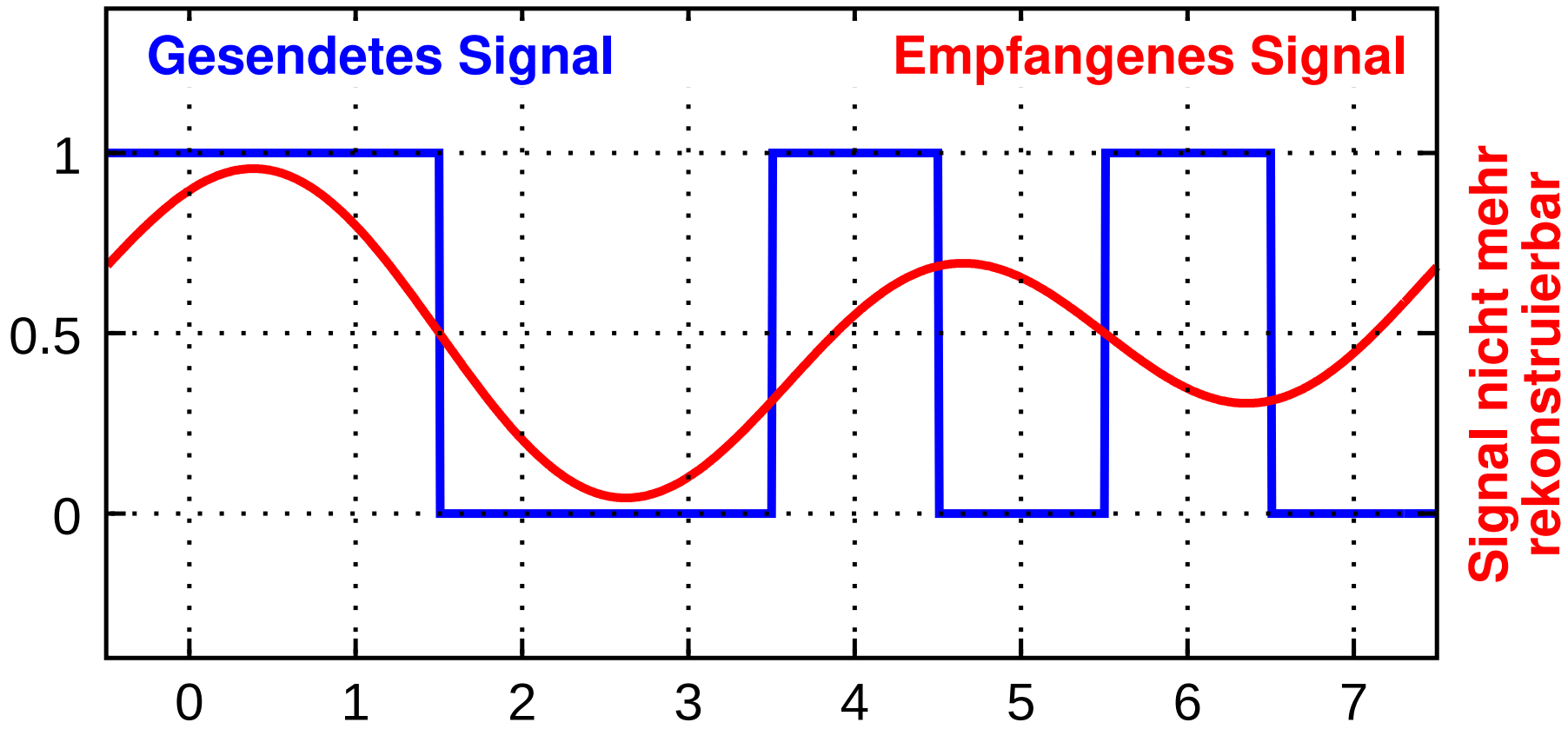
Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 500 kHz



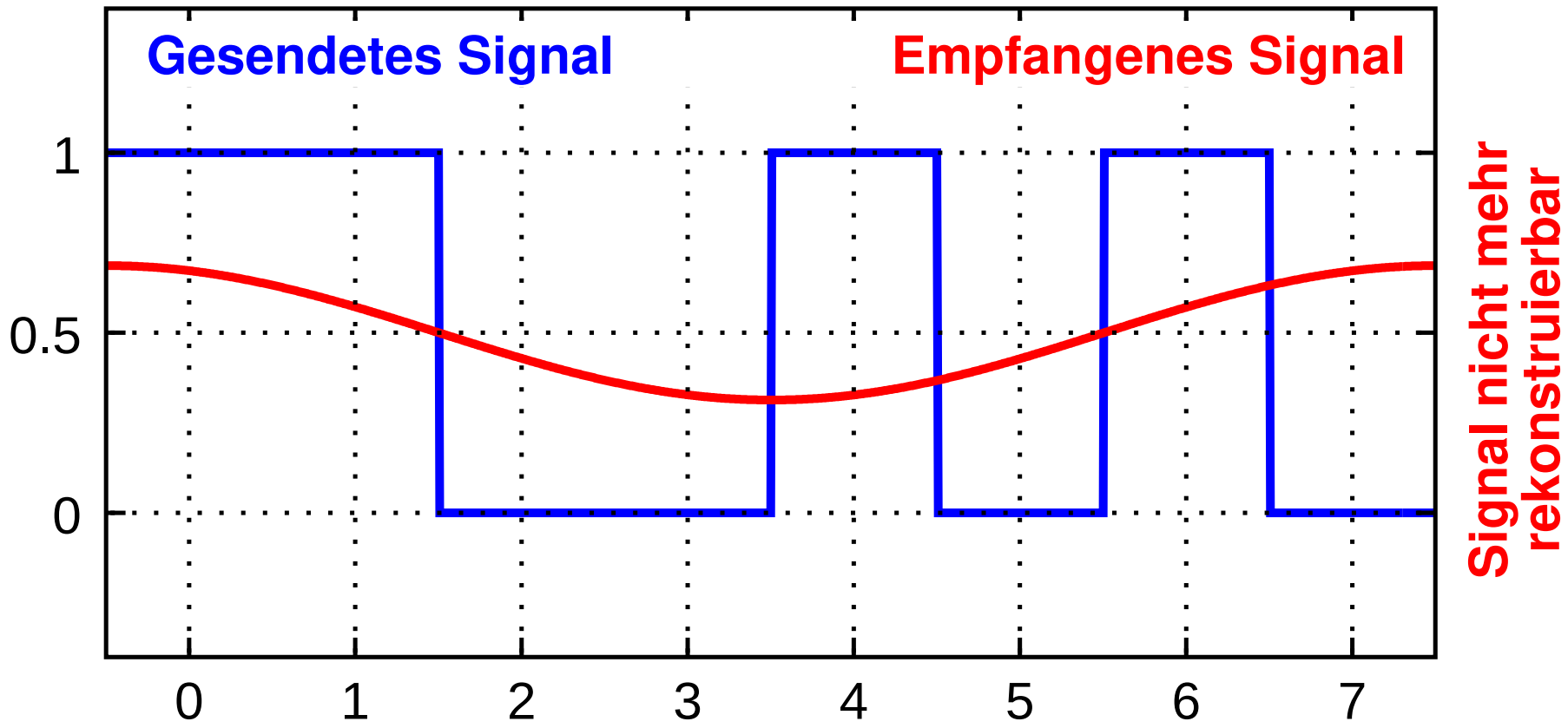
Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 250 kHz



Zur Auswirkung der Grenzfrequenz

- Übertragung eines 8-Bit Wortes, NRZ-Codierung, 1 Mb/s
- Bandbreite der Leitung (Grenzfrequenz): 125 kHz



Nyquist-Theorem (Abtasttheorem)

- Ein Signal mit Grenzfrequenz H [Hz] kann mit $2 \cdot H$ (exakten) Abtastwerten pro Sekunde vollständig rekonstruiert werden
- Die maximal sinnvolle Abtastrate ist daher $2 \cdot H$ [1/s]
- Folgerung für Übertragung mit 1 Bit pro Abtastung:
  - maximale Datenübertragungsrate = $2 \cdot H$ [b/s]
  - siehe Beispiel: 1 Mb/s erfordert 500 kHz Grenzfrequenz
- Höhere Übertragungsraten sind möglich, wenn pro Abtastung mehr als 1 Bit gewonnen wird (genauere Abtastung)
  - für n Bit pro Abtastung: 2^n Zustände (z.B. Spannungspegel)
  - Übertragungsrate ist dann begrenzt durch das **Rauschen**
    - z.B. Störeinstrahlung, thermisches Rauschen

Shannon'sches Theorem

- Max. Datenübertragungsrate = $H \cdot \log_2(1 + S/N)$
- S/N = **Rauschabstand** (**Signal/Rauschverhältnis**)
  - (Leistungs-)Verhältnis von Signalstärke zu Rauschen
    - beeinflusst u.a. durch Dämpfung und Übersprechen der Leitung
  - definiert maximale Genauigkeit der Abtastung

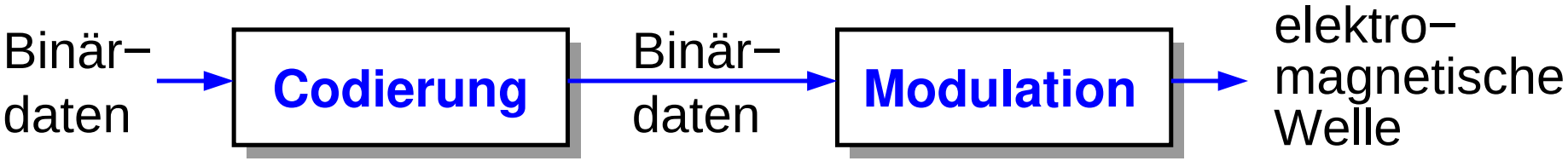
Zur Unterscheidung von Übertragungs- und Abtastrate

- Einheit **b/s** für Übertragungsrate
- Einheit **Baud** (Zeichen/s) für Abtastrate

3.3 Modulation

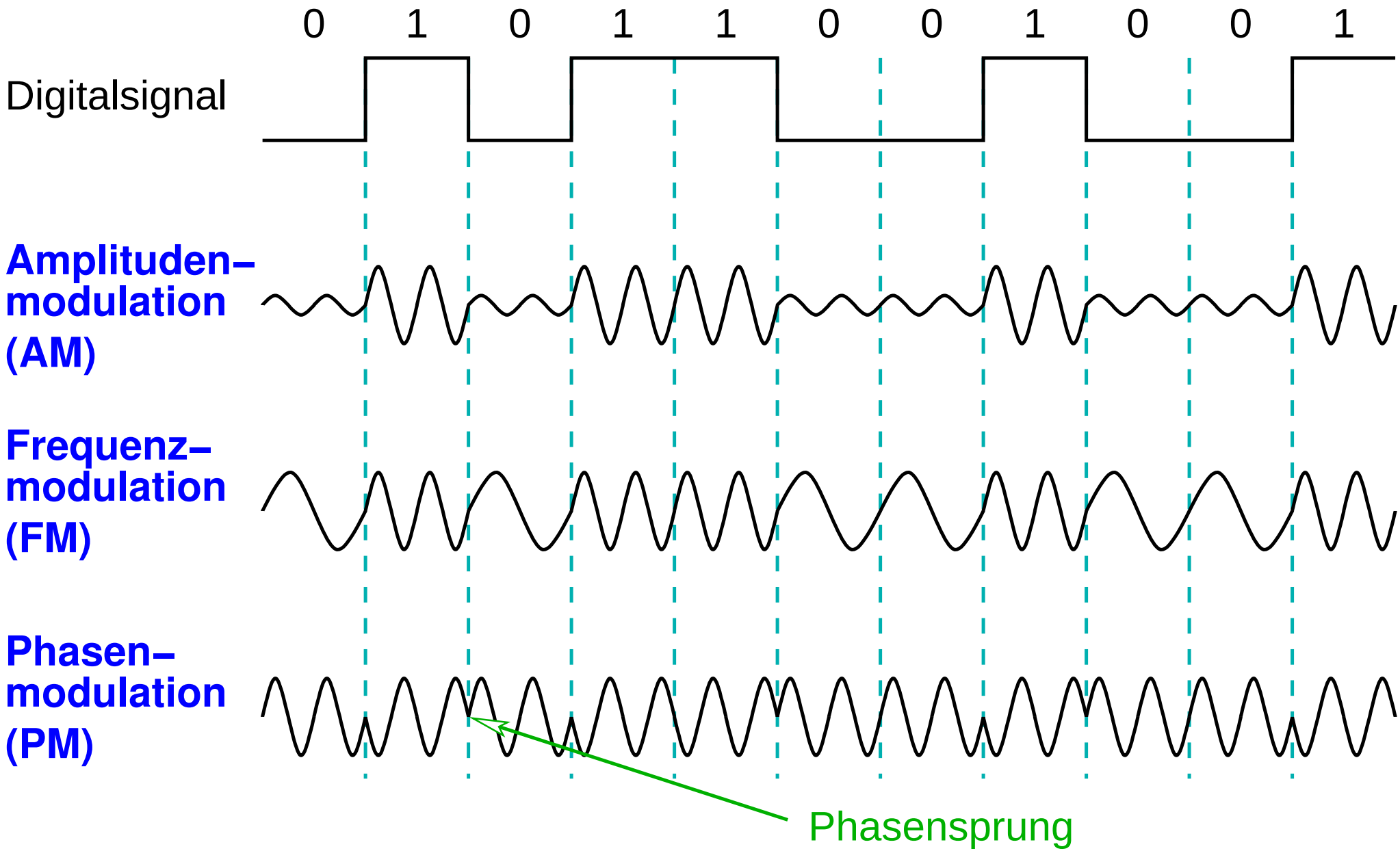
★★

- Zur Übertragung müssen Binärdaten (digitale Signale) in analoge elektrische Signale (elektromagnetische Wellen) umgesetzt werden
- Umsetzung in zwei Schritten:



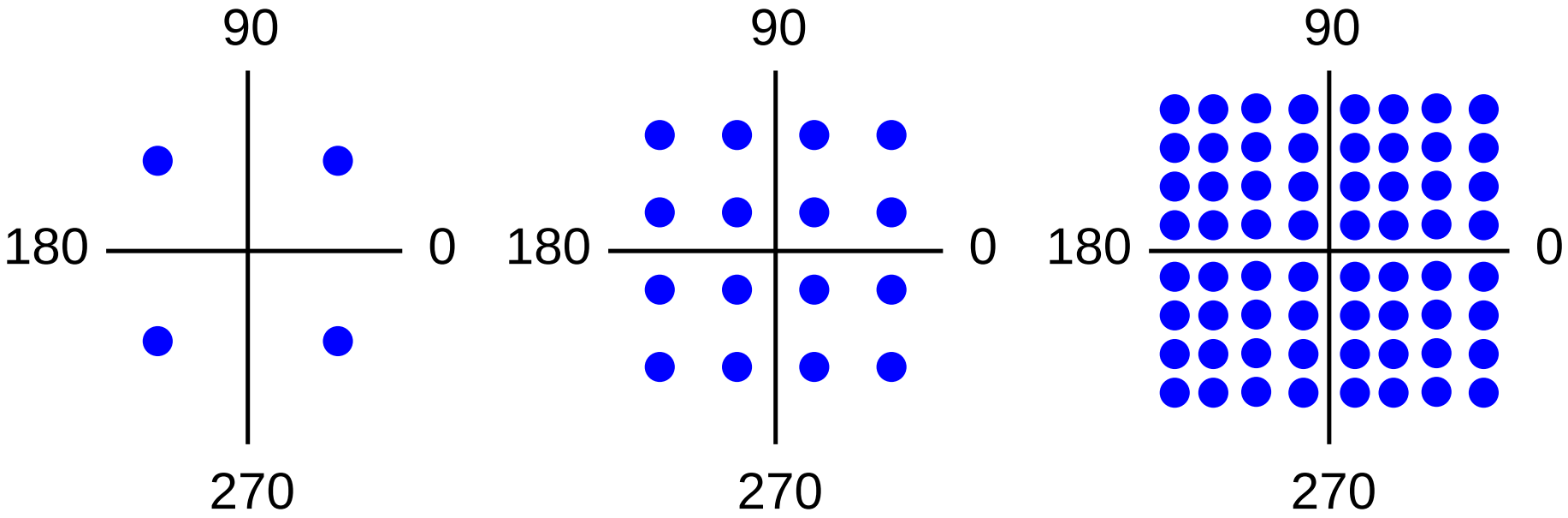
- **Modulation:**
  - Variation von Frequenz, Amplitude und/oder Phase einer Welle
  - zur Überlagerung der (Träger-)Welle mit dem Nutzsignal
    - z.B. bei Funk, Modem, Breitbandkabel, ...
  - (entfällt bei Basisband-Übertragung)

3.3 Modulation ...



Modulationsverfahren QPSK und QAM

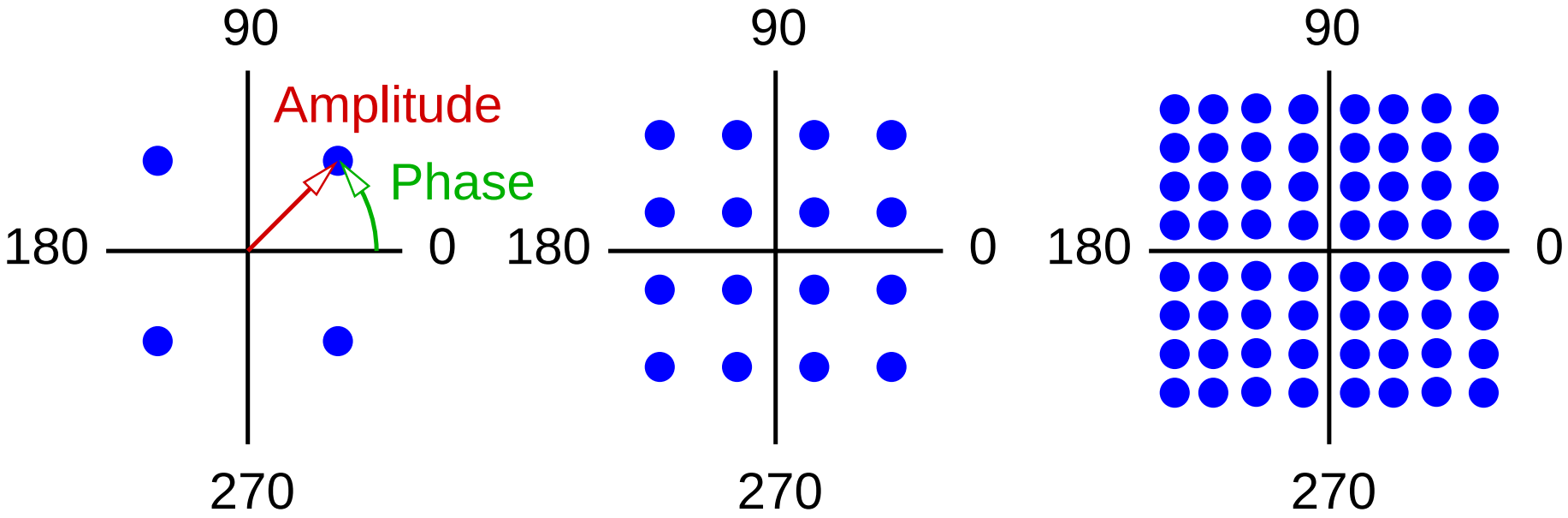
- Erleichtern die Gewinnung von mehreren Bits pro Abtastung
- Funktionsprinzip:
  - jeweils n Bits bestimmen **Amplitude** und **Phase** des Signals
- Beispiele:



QPSK (2 Bit) **QAM–16** (4 Bit) **QAM–64** (6 Bit)

Modulationsverfahren QPSK und QAM

- Erleichtern die Gewinnung von mehreren Bits pro Abtastung
- Funktionsprinzip:
  - jeweils n Bits bestimmen **Amplitude** und **Phase** des Signals
- Beispiele:

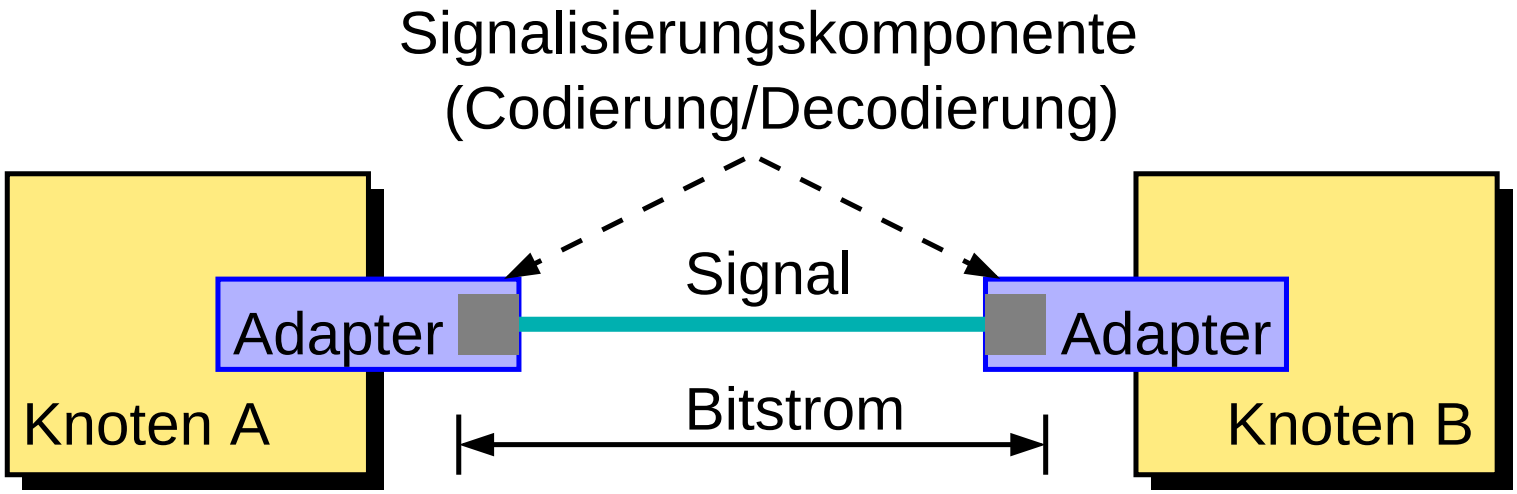


QPSK (2 Bit) **QAM–16** (4 Bit) **QAM–64** (6 Bit)

3.4 Codierung

★★★

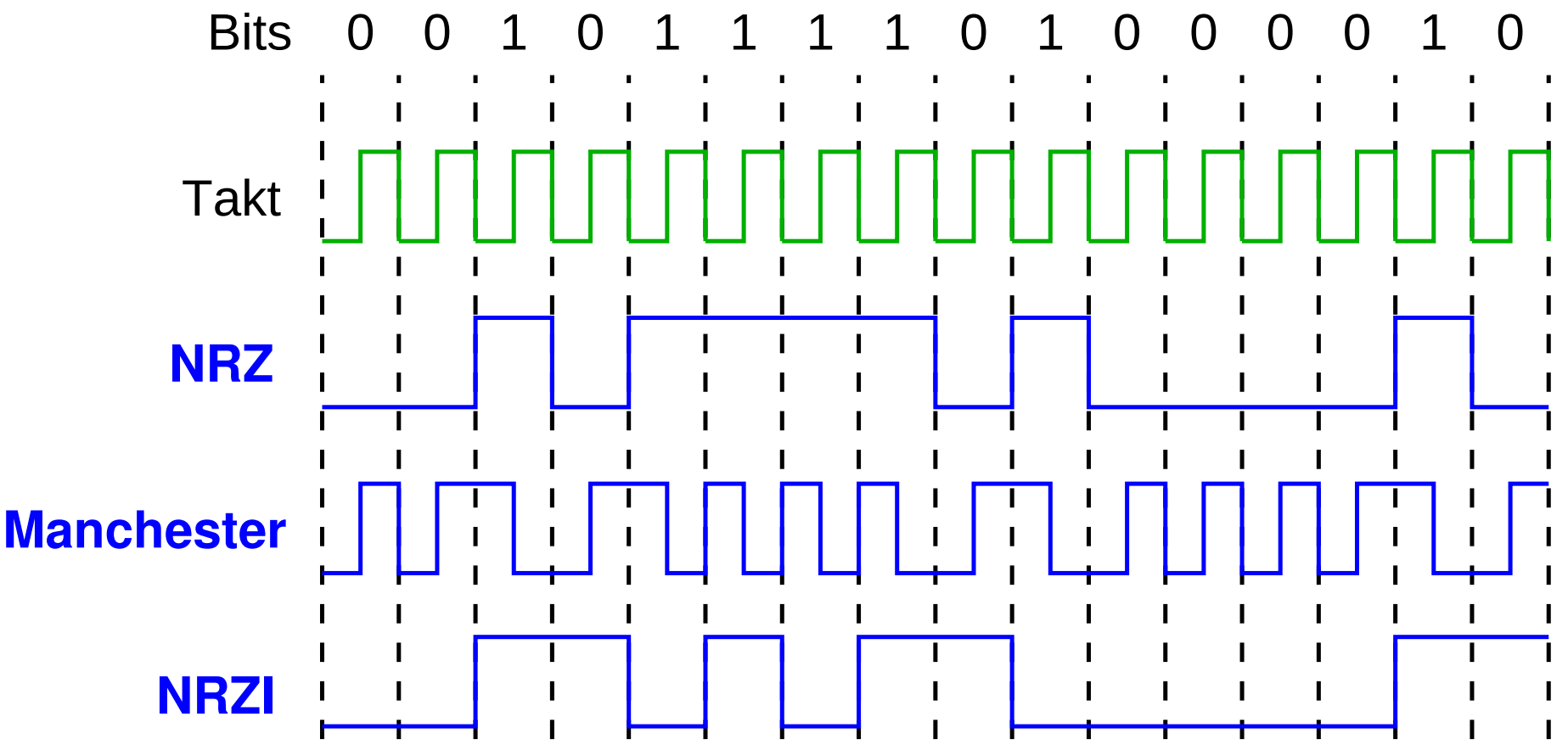
- Übertragung eines Bitstroms zwischen zwei Knoten:



- Einfachste Codierung:
  - ***Non-Return to Zero* (NRZ)**: **1** $\hat{=}$ *high*, **0** $\hat{=}$ *low*
- Probleme:
  - Festlegung der Spannungspegel für *high* und *low*
  - **Taktwiederherstellung** (**Synchronisation**)
    - wo ist die „Grenze“ zwischen zwei Bits?

3.4 Codierung ...

➥ Abhilfe: Codierungen mit Taktwiederherstellung



NRZI: *Non–Return to Zero Inverted*

★★★

Manchester-Codierung

- Bitstrom wird mit Taktsignal EXOR-verknüpft
- Anwendung z.B. bei 10 Mb/s Ethernet
- Problem:
  - **Baudrate** (Rate, mit der das Signal abgetastet werden muß) ist doppelt so hoch wie die Bitrate
  - verschwendet Bandbreite

NRZI

- Signal wird bei jedem **1**-Bit invertiert
- Problem: keine Taktwiederherstellung bei aufeinanderfolgenden Nullen möglich

★★★

4B/5B-Codierung

- 4 Datenbits werden auf 5-Bit Codeworte so abgebildet, daß nie mehr als 3 aufeinanderfolgende Nullen übertragen werden müssen
  - jedes der 5-Bit Codeworte hat
    - höchstens eine Null am Anfang
    - höchstens zwei Nullen am Ende
  - Übertragung der Codeworte z.B. mit NRZI
  - Overhead nur noch 25%

- Bei schnellen Netzen (z.B. Fast Ethernet, GBit-Ethernet) oder auch schnellen Modems werden noch effizientere Verfahren zur Taktrückgewinnung eingesetzt

Ziele der Codierung

- Taktrückgewinnung beim Empfänger
- Reduktion der benötigten elektrischen Bandbreite
  - Erhöhung der Bitrate (mehrere Bits pro Abtastung, z.B. 8B6T)
  - Reduktion der Stör-Ausstrahlung (z.B. MLT-3)
- Gleichspannungsfreiheit
  - Ziel: konstanter Mittelwert des Signals
  - erleichtert Übertragung und Erkennung von Low- und High-Pegel
  - bei 4B5B-Codierung nicht gegeben, daher z.B. 8B10B

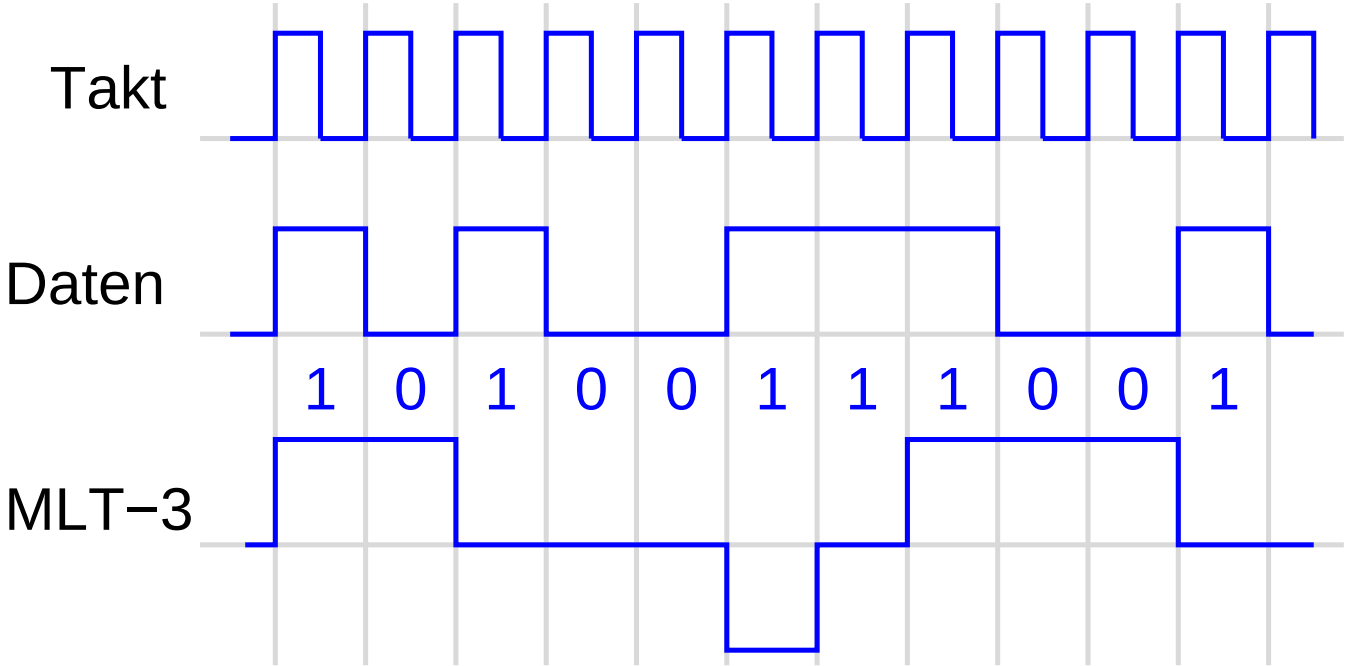
Leitungs-codierung

- Fehlerkorrektur

Kanalcodierung

Leitungscodierung beim Ethernet

- Ursprünglich: Manchester-Codierung, 20 MBaud bei 10 Mb/s
- Fast Ethernet: 4B5B-Codierung, 125 MBaud bei 100 Mb/s
  - anschließend MLT-3 Codierung (3 Spannungspegel)

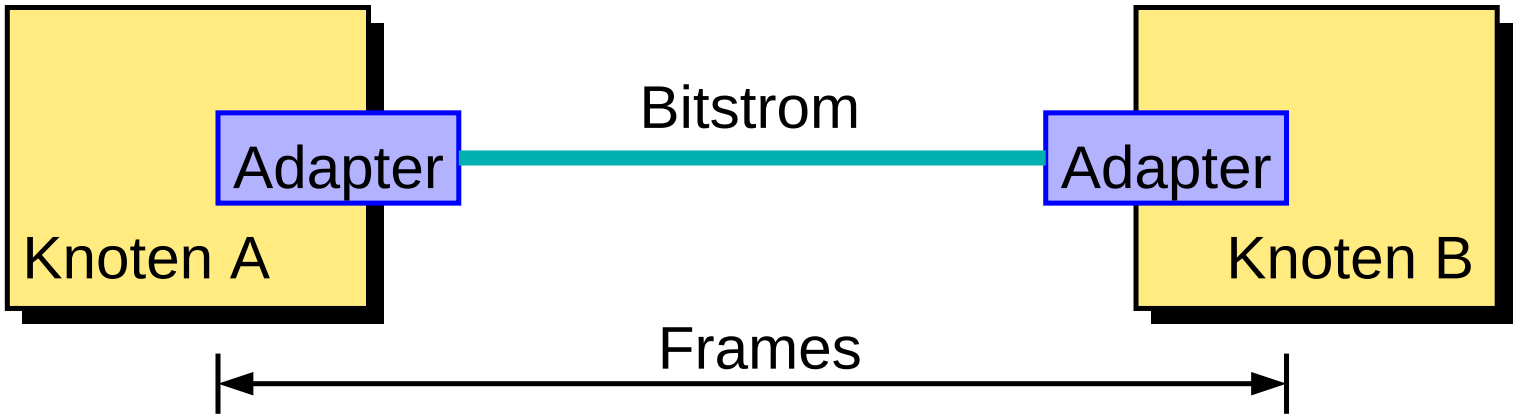


  - damit Grundfrequenz nur noch maximal 31,25 MHz (statt 62,5 MHz mit NRZI)

3.5 Framing

★★★

- Wir betrachten nun die Übertragung von Datenblöcken (**Frames**) zwischen Rechnern:

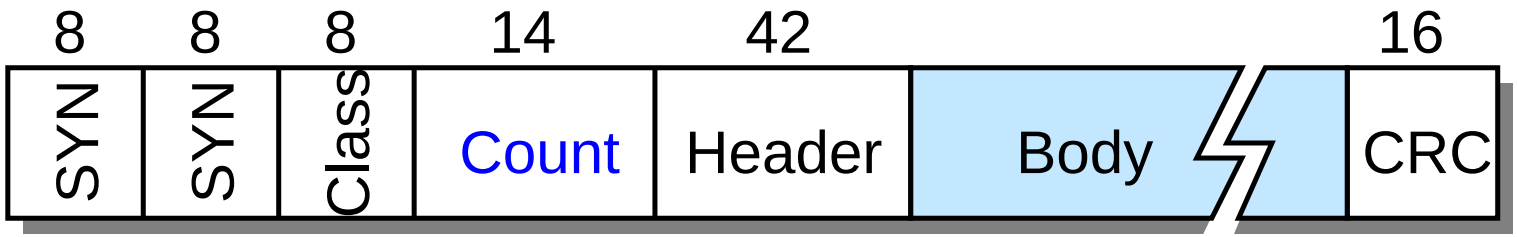


- Gründe für die Aufteilung von Daten in Frames:
  - einfaches Multiplexing verschiedener Kommunikationen
  - bei Fehler muss nur betroffener Frame neu übertragen werden
- Zentrale Aufgabe des Framings:
  - Erkennung, wo Frame im Bitstrom anfängt und wo er aufhört
  - dazu: Framegrenzen müssen im Bitstrom erkennbar sein

★★

Byte-Count Methode

- Frame-Header enthält Länge des Datenteils
- Beispiel: (Frame im DDCMP-Protokoll, DECNET)

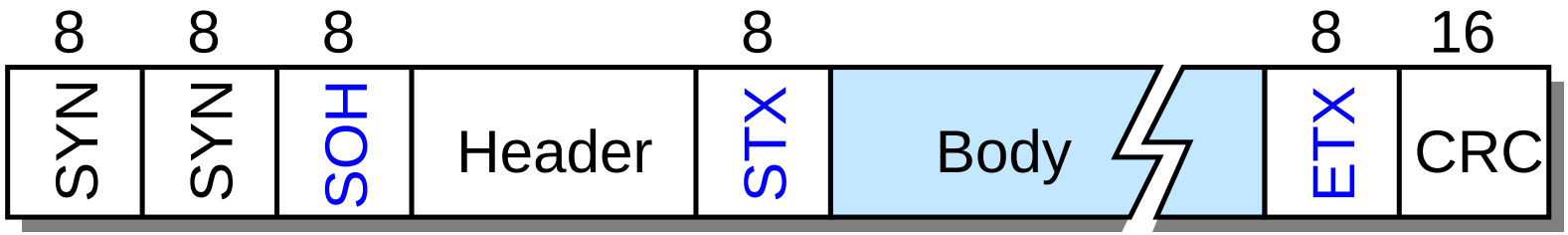


- Problem: was passiert, wenn die Länge fehlerhaft übertragen wird?
  - Frame-Ende wird nicht korrekt erkannt
  - SYN-Zeichen am Beginn jedes Frames, um (wahrscheinlichen!) Anfang des Folgeframes zu finden
- Verwendet u.a. beim ursprünglichen Ethernet

★★

Sentinel-Methode

- Frame-Ende wird durch spezielles Zeichen markiert
- Beispiel: (Frame im BISYNC-Protokoll, IBM)



- Problem: Das Endezeichen kann auch im Datenteil (Body) vorkommen
- Lösung: ***Byte-Stuffing***
  - ersetze ETX im Datenteil durch DLE ETX
  - ersetze DLE im Datenteil durch DLE DLE
  - verwendet u.a. bei PPP

★★

Sentinel-Methode ...

- Lösung: ***Bit-Stuffing***
  - Eindeutigkeit durch Einfügen von Bits in den Bitstrom erreicht
  - Beispiel: (HDLC-Protokoll)
    - Anfangs- und Endemarkierung ist 01111110_2
    - nach 5 aufeinanderfolgenden 1-Bits wird vom Sender ein 0-Bit in den Bitstrom eingeschoben
    - wenn Empfänger 5 aufeinanderfolgende 1-Bits gelesen hat:
      - nächstes Bit = 0: ignorieren, da eingeschoben
      - nächstes Bit = 1: sollte Endemarkierung sein (prüfe, ob die 0 folgt; falls nicht: Fehler)
- Lösung: Nutzung „ungültiger“ Codeworte
  - Anfang und Ende durch Codeworte markiert, die sonst nicht vorkommen (z.B. bei 4B/5B-Codierung)

Framing beim Ethernet

- Ein Ethernet-Frame enthält i.d.R. keine Längenangabe (☞ **3.1.6**)
- Ebenso wird kein Bit-/Bytestuffing verwendet
- Erkennung des Frame-Endes erfolgt auf OSI-Schicht 1!
  - 10 Mb/s Ethernet: Ausbleiben des Signalwechsels (Manchester-Codierung!)
  - Fast Ethernet: Ende durch Bitfolge 01101 00111 gekennzeichnet (ungültige 4B/5B Codeworte)

3.6 Fehlererkennung

★★

- Ziel: Übertragungsfehler in Frames erkennen (und behandeln)
- Möglichkeiten zur Fehlerbehandlung:
  - Korrektur des Fehlers beim Empfänger
  - Verwerfen der fehlerhaften Frames,
    Neuübertragung durch das Sicherungsprotokoll (☞ **7.4**)
- Vorgehensweise: Hinzufügen von **Redundanzbits** (Prüfbits) zu jedem Frame
- Theoretischer Hintergrund: **Hamming-Distanz**
  - Hamming-Distanz d = Minimale Anzahl von Bits, in denen sich zwei Worte eines Codes unterscheiden
  - $d \geq f + 1 \quad \Rightarrow \quad f$ Einzelbitfehler erkennbar
  - $d \geq 2 \cdot f + 1 \quad \Rightarrow \quad f$ Einzelbitfehler korrigierbar
- Beispiel: Paritätsbit führt zu $d = 2$

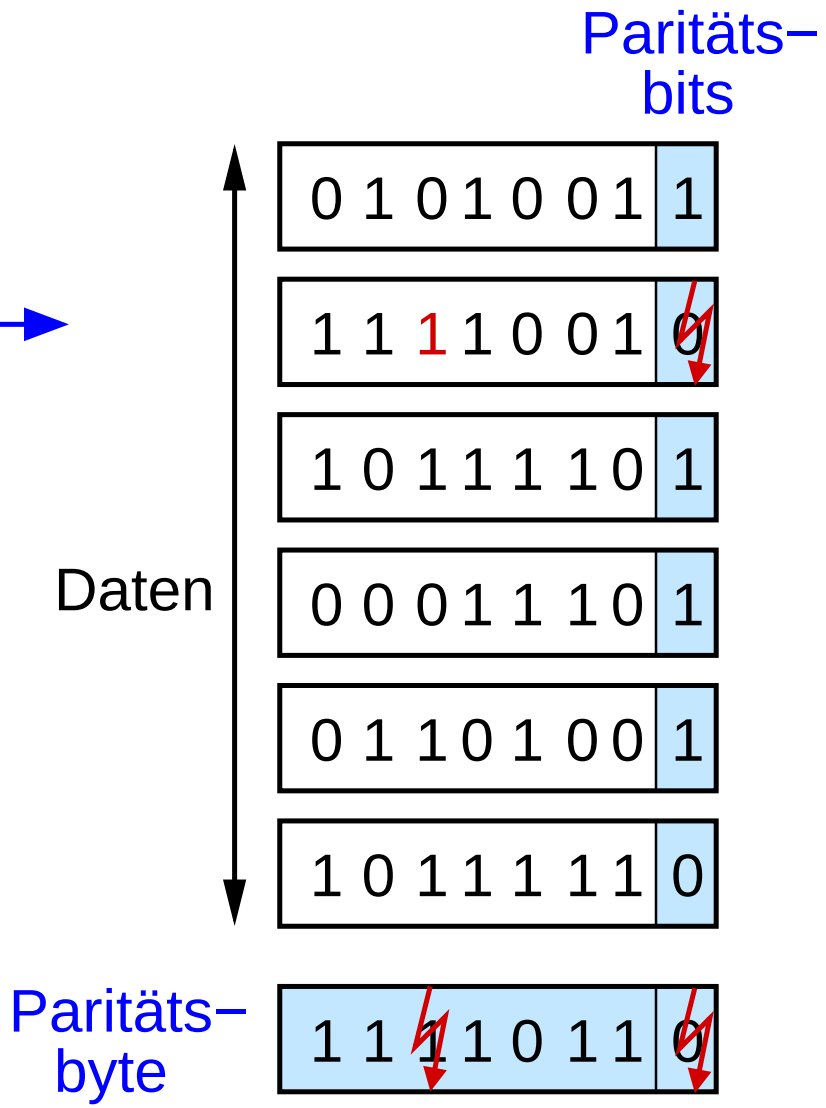
Zweidimensionale Parität

- Erweiterung der einfachen Parität
- Beispiel: 6 Worte á 7 Bit
- Erkennt alle 1, 2, 3 sowie die meisten 4-Bit-Fehler
- Erlaubt auch die Korrektur von 1-Bit-Fehlern

		Paritäts–bits
Daten	0 1 0 1 0 0 1	1
	1 1 0 1 0 0 1	0
	1 0 1 1 1 1 0	1
	0 0 0 1 1 1 0	1
	0 1 1 0 1 0 0	1
	1 0 1 1 1 1 1	0
Paritäts–byte	1 1 1 1 0 1 1	0

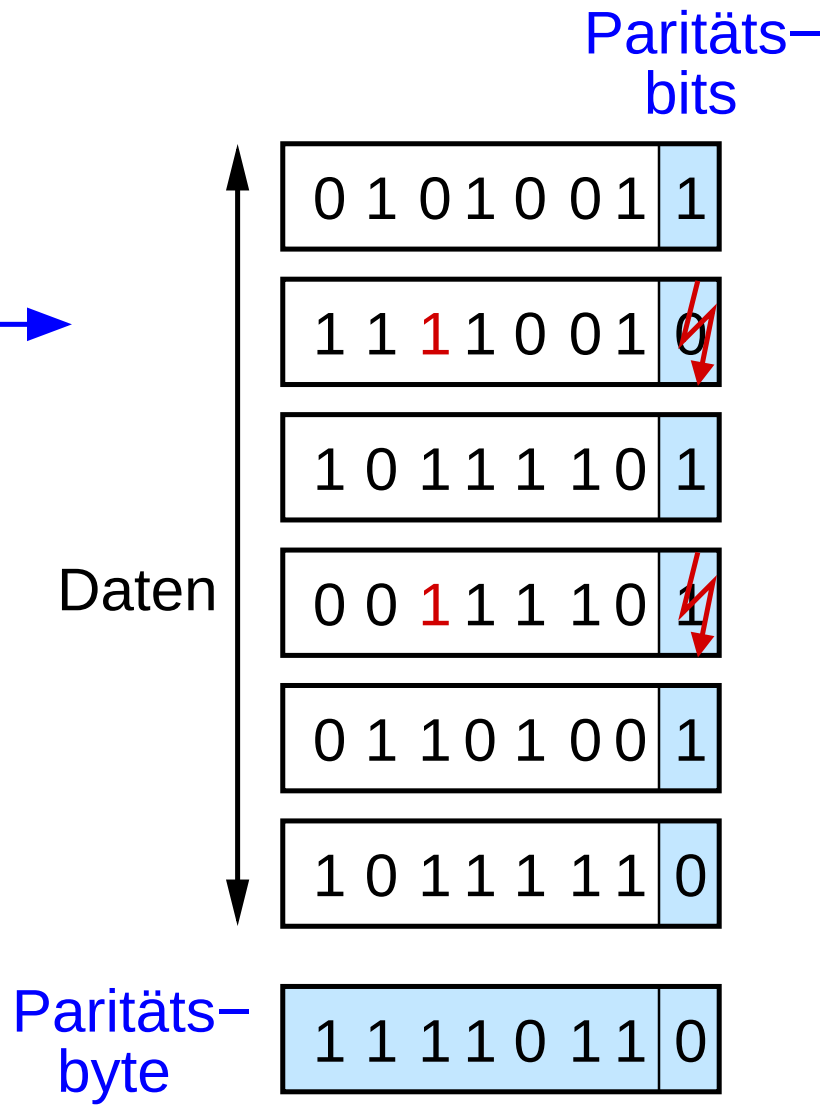
Zweidimensionale Parität

- Erweiterung der einfachen Parität
- Beispiel: 6 Worte á 7 Bit
- Erkennt alle 1, 2, 3 sowie die meisten 4-Bit-Fehler
- Erlaubt auch die Korrektur von 1-Bit-Fehlern



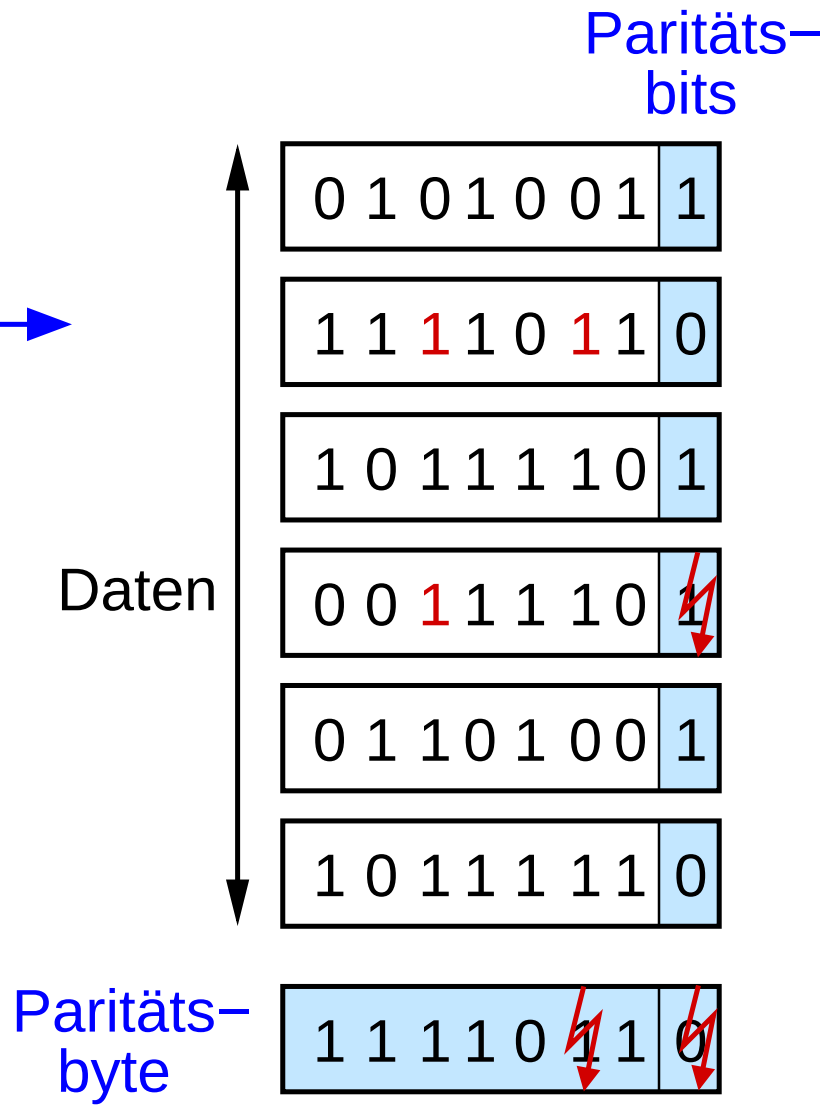
Zweidimensionale Parität

- Erweiterung der einfachen Parität
- Beispiel: 6 Worte á 7 Bit
- Erkennt alle 1, 2, 3 sowie die meisten 4-Bit-Fehler
- Erlaubt auch die Korrektur von 1-Bit-Fehlern



Zweidimensionale Parität

- Erweiterung der einfachen Parität
- Beispiel: 6 Worte á 7 Bit
- Erkennt alle 1, 2, 3 sowie die meisten 4-Bit-Fehler
- Erlaubt auch die Korrektur von 1-Bit-Fehlern



★★

CRC (*Cyclic Redundancy Check*)

- Ziel: hohe Warscheinlichkeit der Fehlererkennung mit möglichst wenig Prüfbits
- Basis des CRC-Verfahrens: Polynomdivision mit Modulo-2-Arithmetik (d.h. Add./Subtr. entspricht EXOR)
- Idee:
  - jede Nachricht *M* kann als Polynom $M(x)$ aufgefaßt werden, z.B.
    - *M* = 1 0 0 1 1 0 1 0 (Bits 7, 4, 3, 1 sind 1)
    - $M(x) = x^7 + x^4 + x^3 + x^1$
  - wähle Generatorpolynom $C(x)$ vom Grad k
  - erweitere *M* um k Prüfbits zu Nachricht *P*, so daß $P(x)$ ohne Rest durch $C(x)$ teilbar ist

★★

CRC (*Cyclic Redundancy Check*)

- Ziel: hohe Warscheinlichkeit der Fehlererkennung mit möglichst wenig Prüfbits
- Basis des CRC-Verfahrens: Polynomdivision mit Modulo-2-Arithmetik (d.h. Add./Subtr. entspricht EXOR)
- Idee:
  - jede Nachricht *M* kann als Polynom $M(x)$ aufgefaßt werden, z.B.
    - *M* = 1 0 0 1 1 0 1 0 (Bits 7, 4, 3, 1 sind 1)
      (7 6 5 4 3 2 1 0)
    - $M(x) = x^7 + x^4 + x^3 + x^1$
  - wähle Generatorpolynom $C(x)$ vom Grad k
  - erweitere *M* um k Prüfbits zu Nachricht *P*, so daß $P(x)$ ohne Rest durch $C(x)$ teilbar ist

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0 ← Nachricht um 3 Bit erweitert

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0
1 1 0 1
-------
  1 0 0
```

Nachricht um 3 Bit erweitert

Generator

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0
1 1 0 1
-------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0
```

Nachricht um 3 Bit erweitert

Generator

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0
1 1 0 1
---------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0 0
    1 1 0 1
    -------
      1 0 1
```

Nachricht um 3 Bit erweitert

Generator

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0
1 1 0 1
---------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0 0
    1 1 0 1
    -------
      1 0 1 1
      1 1 0 1
      -------
        1 1 0
```

Nachricht um 3 Bit erweitert

Generator

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0
1 1 0 1
---------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0 0
    1 1 0 1
    -------
      1 0 1 1
      1 1 0 1
      -------
        1 1 0 0
        1 1 0 1
        -------
              1
```

Nachricht um 3 Bit erweitert

Generator

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0   ← Nachricht um 3 Bit erweitert
1 1 0 1                 ← Generator
---------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0 0
    1 1 0 1
    -------
      1 0 1 1
      1 1 0 1
      -------
        1 1 0 0
        1 1 0 1
        -------
            1 0 0 0
            1 1 0 1
            -------
              1 0 1   ← Rest
```

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Beispiel zur Polynomdivision
  - Nachricht M: 10011010
  - 3 Prüfbits ($k = 3$)
  - Generator C: 1101
- Divisionsrest R wird an die Nachricht M angefügt
- Versendete Nachricht P: 10011010101
- Diese Nachricht ist durch den Generator ohne Rest teilbar:
  - $R(x) = M(x) \mod C(x)$
    $\Rightarrow (M(x) - R(x)) \mod C(x) = 0$

```
1 0 0 1 1 0 1 0 0 0 0   ← Nachricht um 3 Bit erweitert
1 1 0 1                 ← Generator
---------
  1 0 0 1
  1 1 0 1
  -------
    1 0 0 0
    1 1 0 1
    -------
      1 0 1 1
      1 1 0 1
      -------
        1 1 0 0
        1 1 0 1
        -------
            1 0 0 0
            1 1 0 1
            -------
              1 0 1   ← Rest
```

CRC (*Cyclic Redundancy Check*) ...

- Wahl des Generatorpolynoms?
  - So, daß möglichst viele Fehler erkannt werden!
  - Beispiel für ein übliches CRC-Polynom:
    - CRC-16: $x^{16} + x^{15} + x^2 + 1$
  - CRC-16 erkennt:
    - alle Ein-und Zweibitfehler
    - alle Fehler mit ungerader Bitanzahl
    - alle Fehlerbündel mit Länge $\leq$ 16 Bit

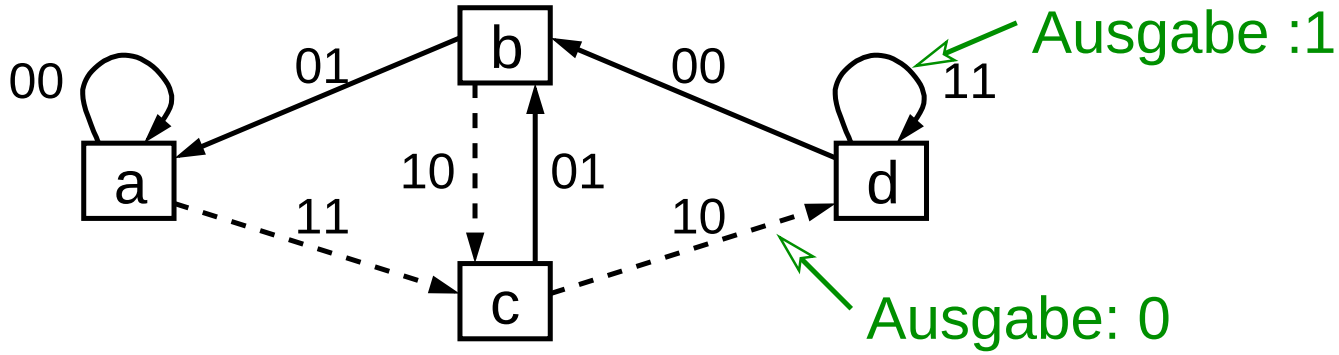
- Gründe für den Einsatz von CRC:
  - Gute Fehlererkennung
  - Sehr effizient in Hardware realisierbar

3.7 Nachtrag: Kanalcodierung

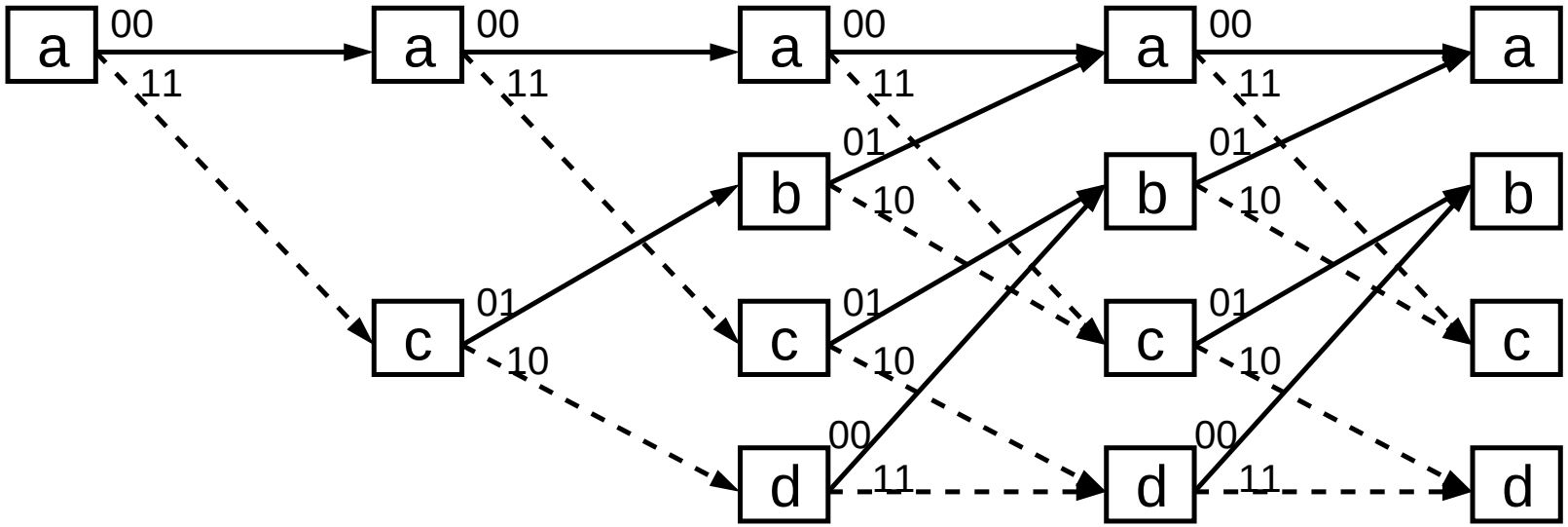
- Ziel: Fehlerkorrektur bei der Bitübertragung (OSI-Schicht 1)
- *Linear Block Codes*
  - Codeworte fester Länge werden durch längere Codeworte mit Redundanz ersetzt
    - z.B. Anfügen eines Paritätsbits an jedes übertragene Byte
- *Convolutional Codes*
  - **Strom** von Eingabezeichen (bzw. -bits) wird durch Zustands-automat um Redundanzbits erweitert
    - Redundanzbit kann von allen bisherigen Eingabezeichen abhängen
  - beim Dekodieren wird der wahrscheinlichste **Pfad** durch die Zustände gesucht (Viterbi Decoder)

Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:

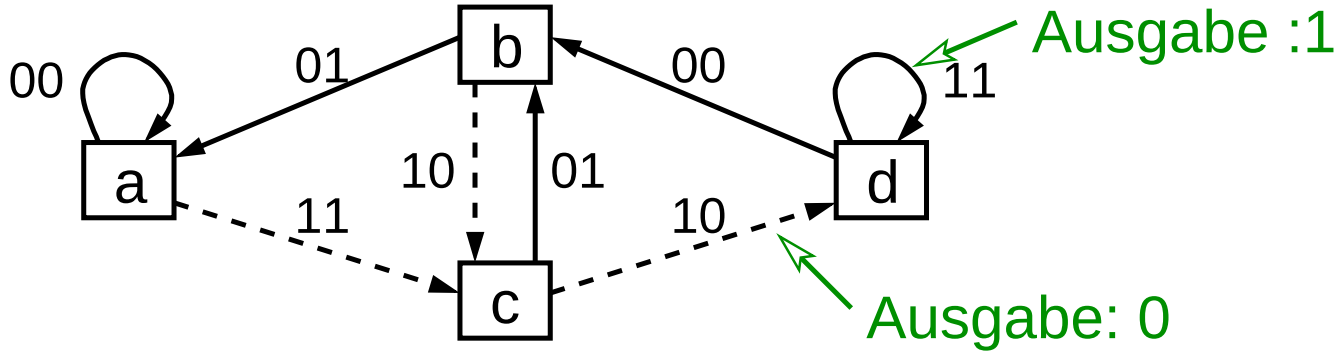


- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):

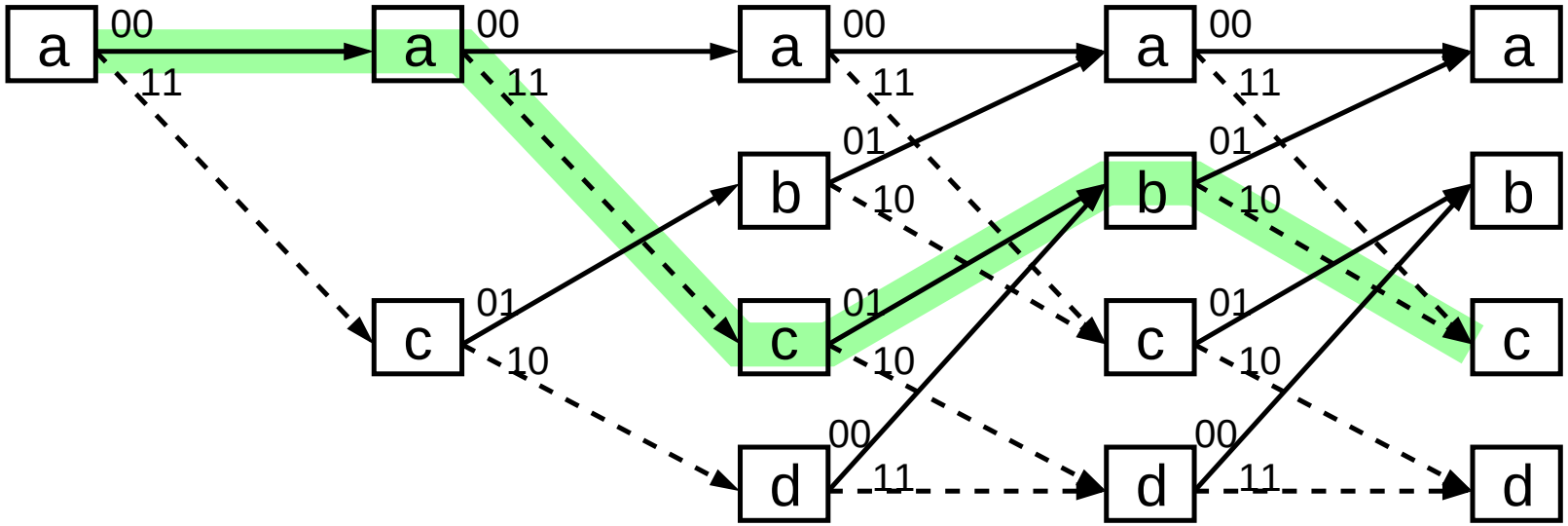


Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:



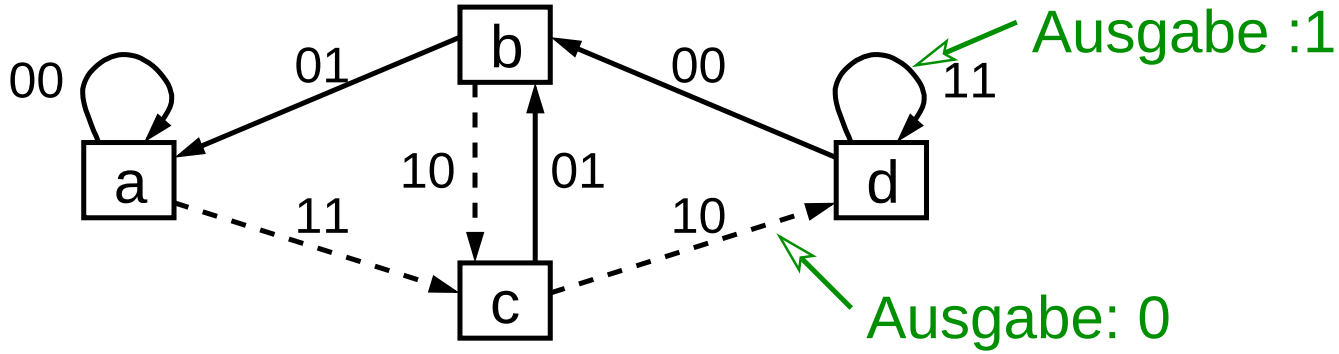
- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):



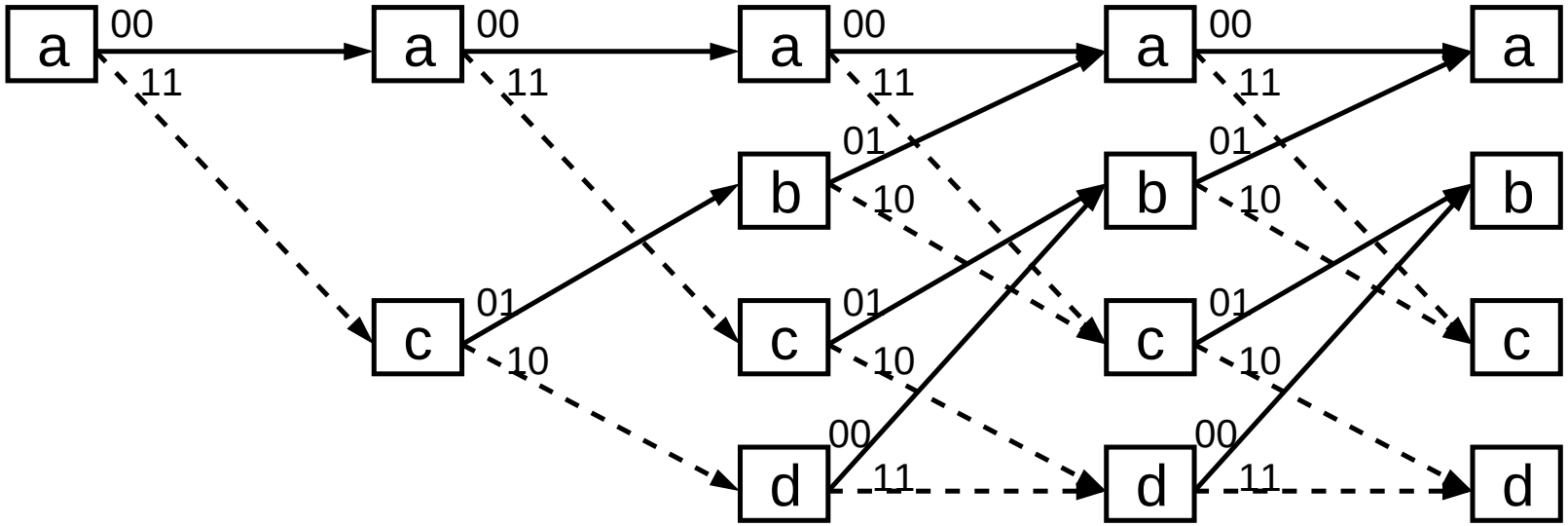
Empfangener Bitstrom: 00 11 01 10 –> 1 0 1 0

Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:



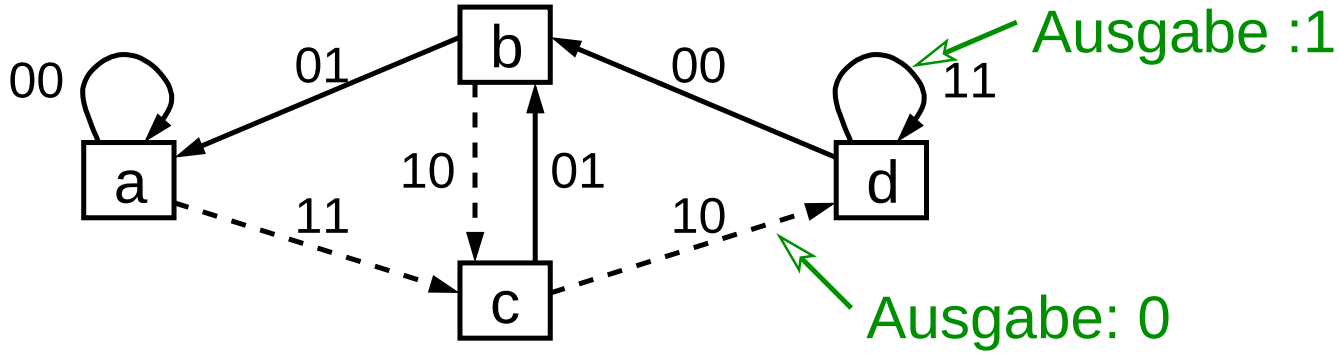
- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):



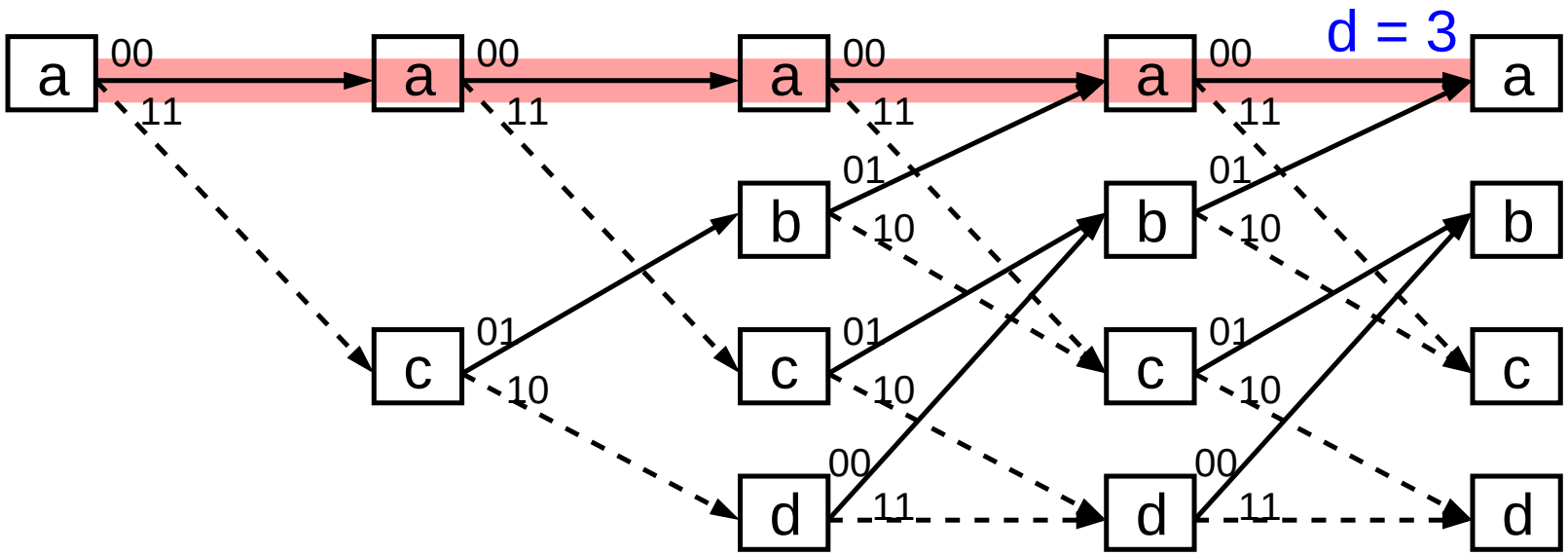
Empfangener Bitstrom: 00 01 01 10

Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:



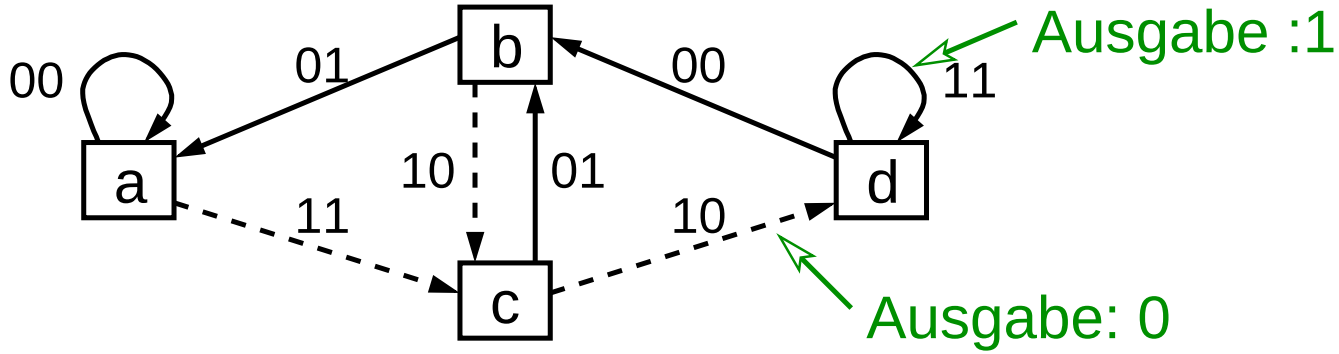
- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):



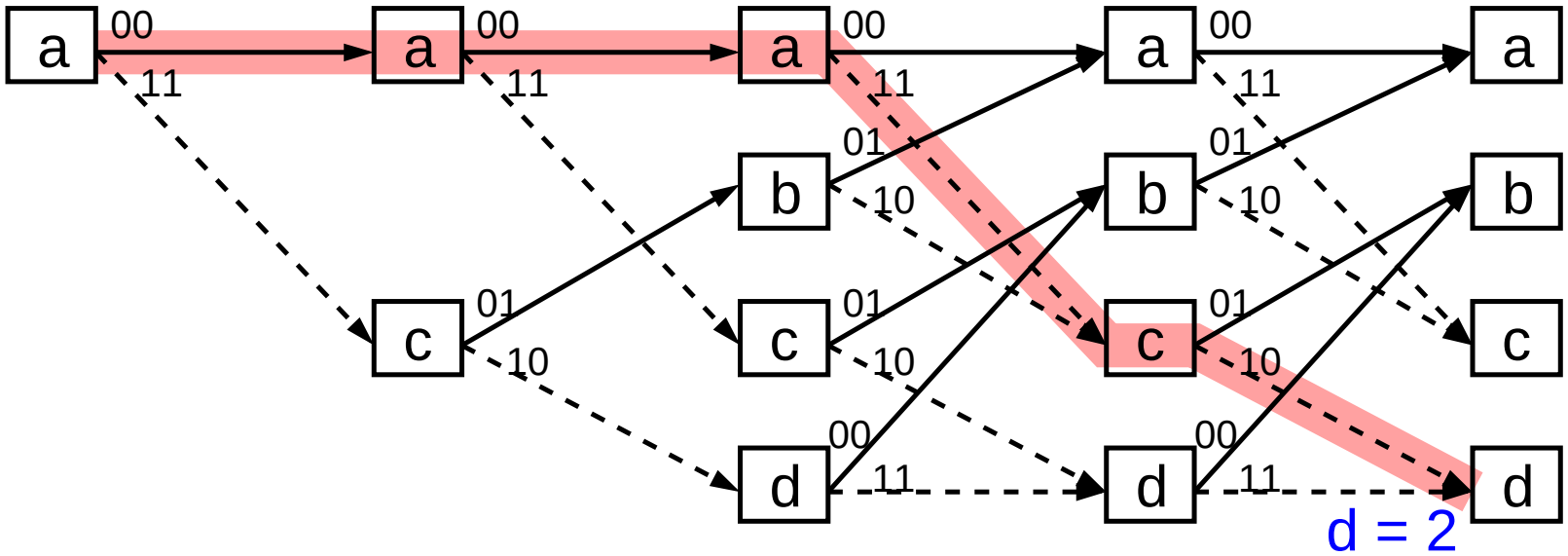
Empfangener Bitstrom: 00 01 01 10

Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:



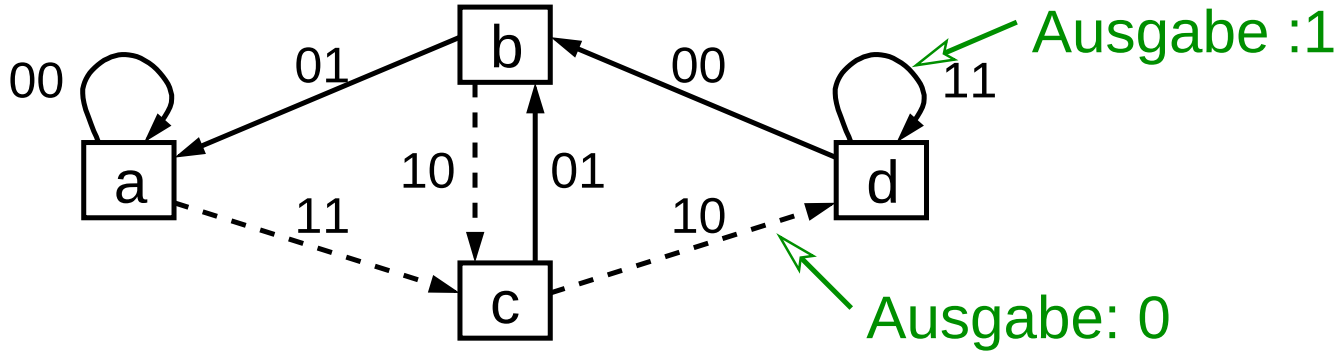
- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):



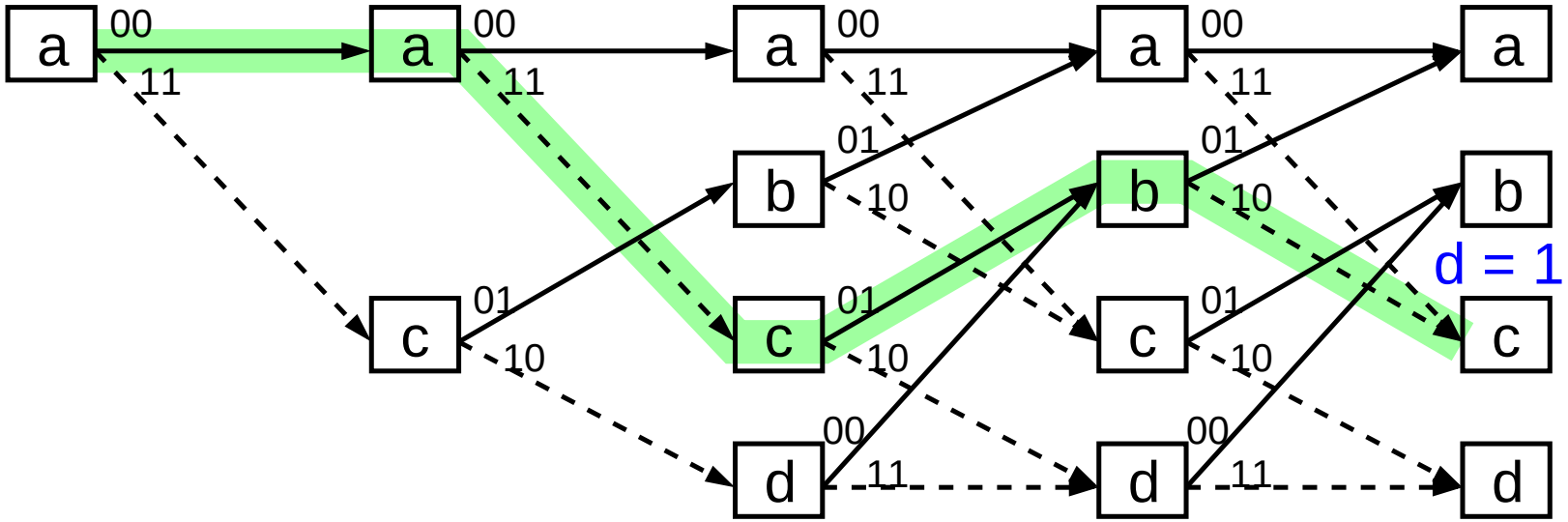
Empfangener Bitstrom: 00 01 01 10

Convolutional Codes: Beispiel

- Automat zur Decodierung:



- „Abgewickelter“ Zustandsgraph (Trellis-Diagramm):



Empfangener Bitstrom: 00 01 01 10

3.8 Medienzugriffssteuerung (MAC)

★★

- In vielen LANs:
  - Knoten greifen auf ein gemeinsames Medium zu
  - Zugriff muß geregelt werden, um **Kollisionen** zu vermeiden:
    - zu jeder Zeit darf nur jeweils ein Knoten senden

- Typische Vorgehensweisen:
  - statische Aufteilung
  - *Random Access* Verfahren
    - z.B. CSMA/CD (Ethernet)
  - kollisionsfreie Verfahren (für Echtzeit-Anwendungen)
    - z.B. Token-Ring

3.8.1 Statische Verfahren

- Feste Aufteilung des Mediums auf die Stationen ($\sim$ Multiplexing)
  - häufig aufgrund vorheriger Reservierung ($\rightarrow$ Dynamik)
- FDMA (*Frequency Division Multiple Access*): Zuteilung eines (unterschiedlichen) Frequenzbands
  - z.B. Kabelfernsehen, Mobilfunk
- TDMA (*Time* $\sim$): Zuteilung fester Zeitschlitze
  - häufig in Netzen für Automatisierungssysteme
- CDMA (*Code* $\sim$): gleichzeitiges Senden auf gespreiztem Frequenzband mit verschiedenen Codierungen
- SDMA (*Space* $\sim$): Fokussierung des Funkstrahls auf das Gebiet des jeweiligen Station
  - z.B. Mobilfunk-Netze

3.8.2 Dynamische Verfahren mit *Random Access*

- Unabhängige Stationen versuchen zu zufälligen Zeiten auf dasselbe Medium zu senden
  - gleichzeitiges Senden führt zu Kollision
- Unterschiedliche Voraussetzungen:
  - Trägerprüfung (sendet schon jemand?) möglich / nicht möglich
  - Sendezeitpunkt beliebig / nur zu Beginn fester Zeitscheiben
  - Kollision beobachtbar / nicht beobachtbar
- Führt zu vielen verschiedenen Verfahren
  - ohne Kollisioserkennung: z.B. Aloha, slotted Aloha, CSMA
  - mit Kollisioserkennung: CSMA/CD (☞ **3.8.5**)

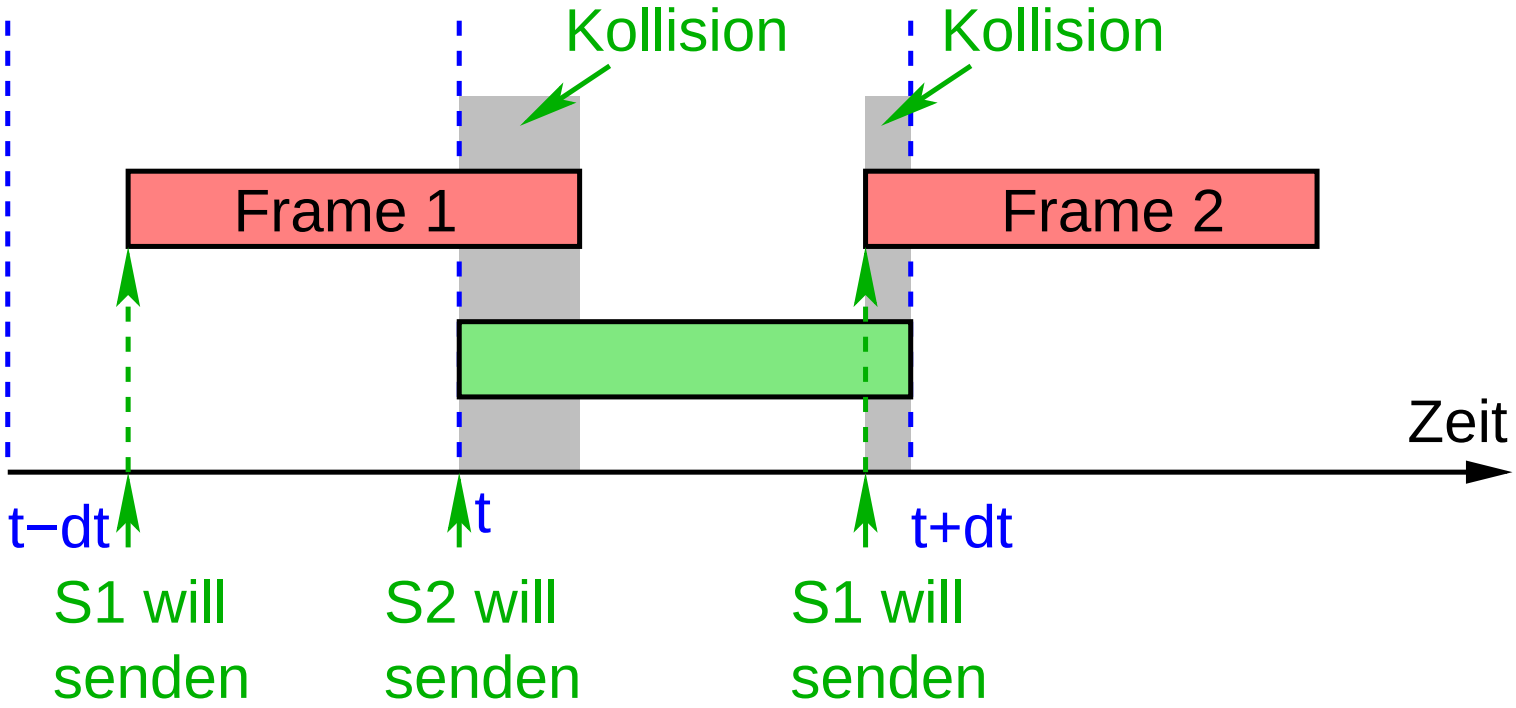
Aloha

- Entwickelt in Hawaii in den 1970'er Jahren
  - Verbindung zum Hauptrechner über Inseln hinweg
- Station sendet zu beliebigem Zeitpunkt
  - keine Trägerprüfung, keine Zeitscheiben
- Empfänger quittiert den Empfang
  - keine Kollisionserkennung
- Ggf. Neuübertragung nach zufälliger Wartezeit
  - verhindert sofortige Neu-Kollision
- Bei fester Framegröße und konstanter mittlerer Framerate: Auslastung max. 18%
  - (diese Annahmen sind in der Praxis unrealistisch)

Slotted Aloha

- Wie Aloha, aber mit Zeitscheiben
  - benötigt Synchronisation der Stationen
- Verdopplung der max. Auslastung gegenüber Aloha

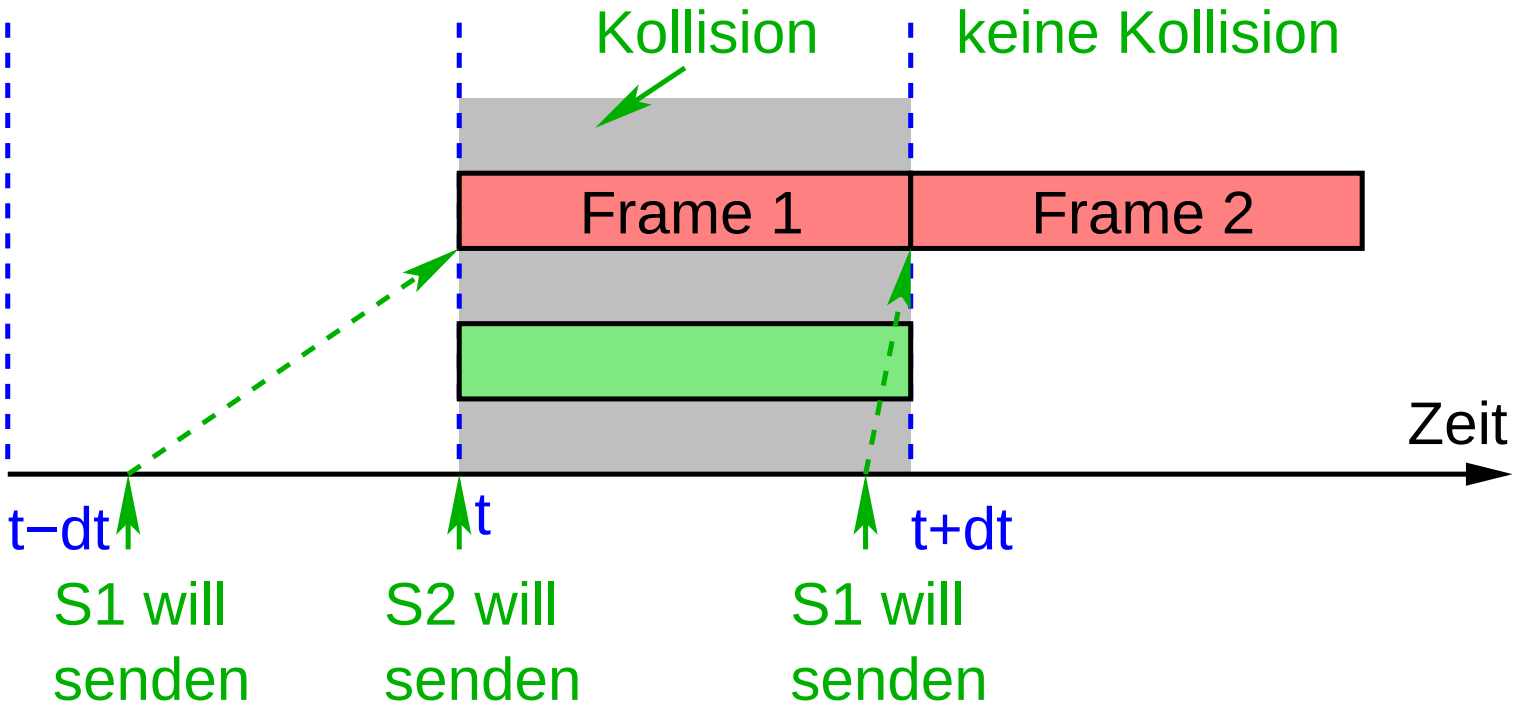
Ohne Zeitscheiben:



Slotted Aloha

- Wie Aloha, aber mit Zeitscheiben
  - benötigt Synchronisation der Stationen
- Verdopplung der max. Auslastung gegenüber Aloha

Mit Zeitscheiben:



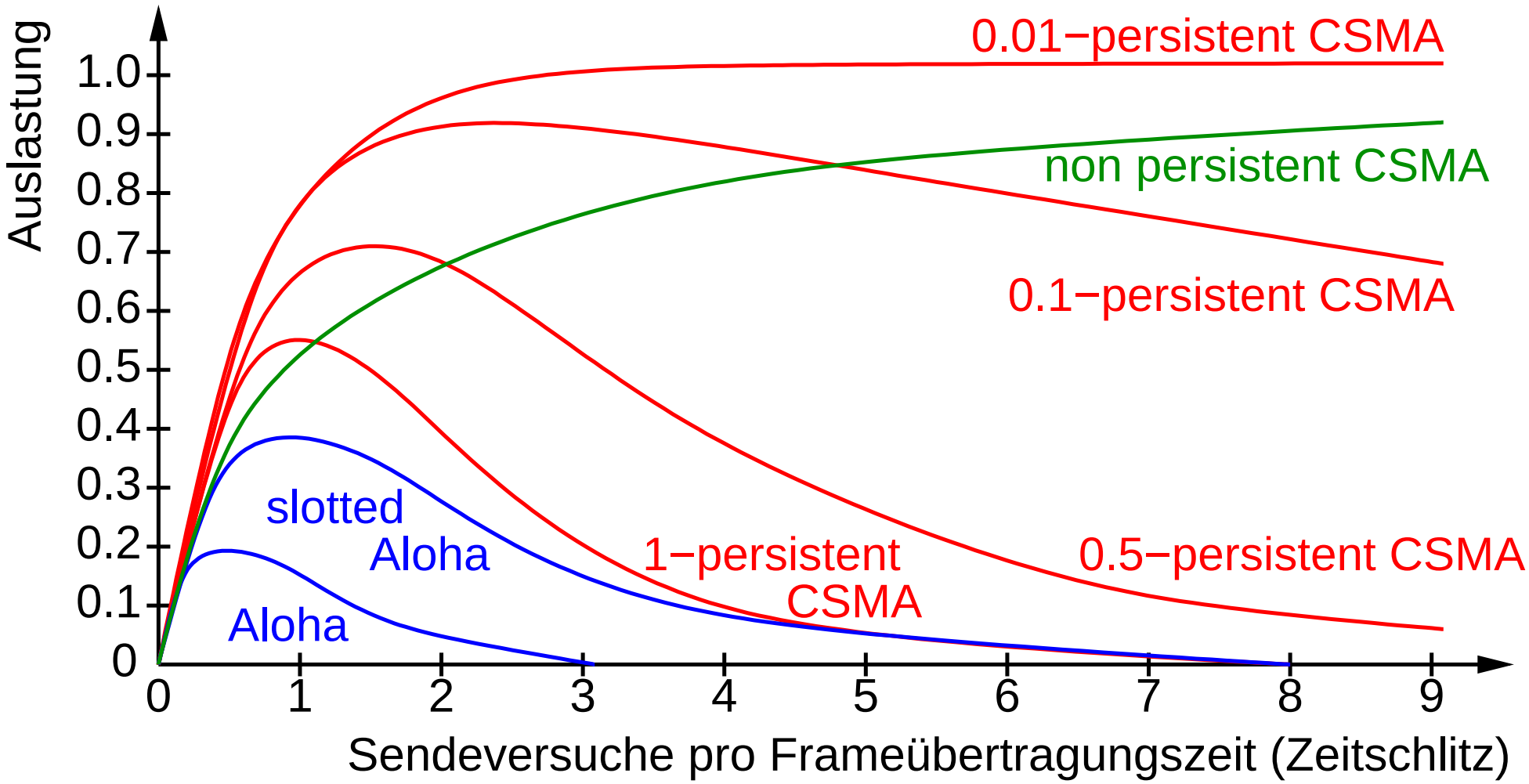
Beispiel: RFID-Tags

- Lesegerät sendet durchgehendes Signal aus
  - zur Energieversorgung der Tags
- Tags können Signal reflektieren oder absorbieren
  - Informationsübertragung an das Lesegerät
- Tags können nicht feststellen, ob ein anderes Tag „sendet“
- Vorgehensweise:
  - Lesegerät sendet Anfrage mit Zahl der Zeitscheiben; wiederholt Anfrage periodisch (für jede Zeitscheibe)
  - Tag wählt zufällige Zeitscheibe und sendet kurze Antwort
  - Lesegerät bestätigt, falls keine Kollision
  - nach Bestätigung sendet Tag seine ID

Carrier Sense Multiple Access (CSMA)

- Grundidee: höre das Medium vor dem Senden ab
  - falls frei: sende; falls belegt: sende, wenn wieder frei
- Verschiedene Designentscheidungen möglich:
  - sende immer, oder sende nur mit Wahrscheinlichkeit p (setzt Zeitscheiben voraus)
  - sende sofort, wenn Medium frei wird, oder warte zufällige Zeit
- Varianten
  - **1-persistent CSMA**: sende immer sofort mit $p = 1$
  - **nonpersistent CSMA**: falls frei, sende mit $p = 1$, falls nicht, warte zufällige Zeit
  - **p-persistent CSMA**: sende mit Wahrscheinlichkeit p, warte zufällige Zeit, falls andere Station sendet

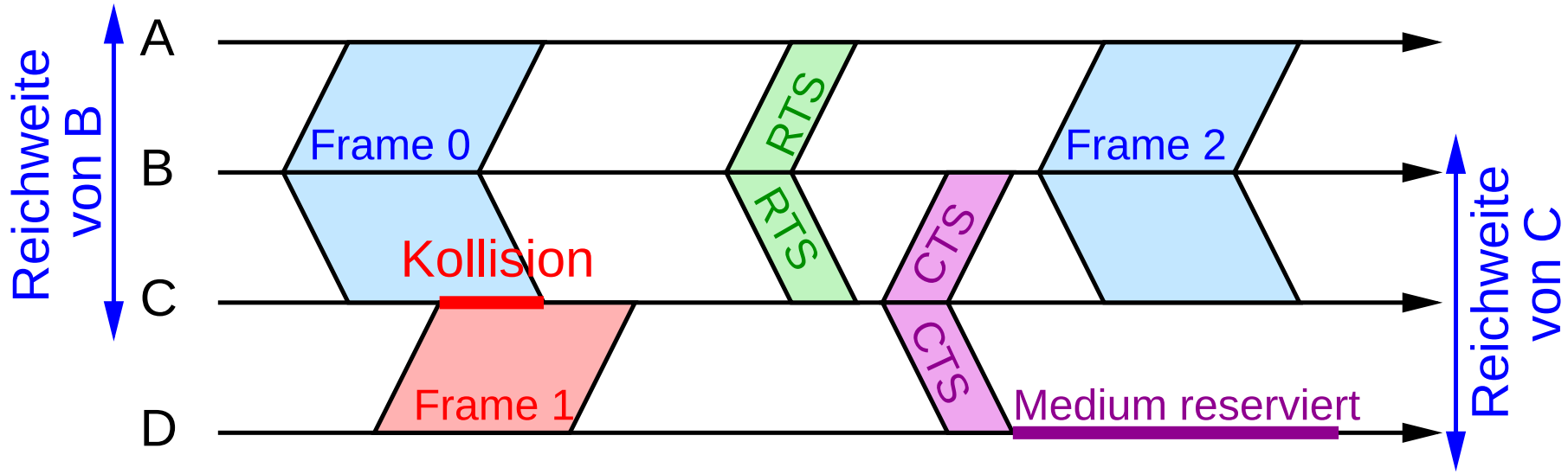
Vergleich



➥ Hier vorausgesetzt: keine Bursts, einheitliche Framelänge

CSMA bei drahtloser Übertragung

- Problem: Reichweite des Signals ist begrenzt
  - Station kann daher evtl. andere sendende Station nicht „hören“
  - Folge: erhöhte Zahl von Kollisionen (CSMA → Aloha)
- Lösung: Reservierung des Mediums durch den Empfänger
  - MACA-Protokoll mit RTS/CTS (*Request / Clear To Send*)



3.8.3 Kollisionsfreie dynamische Verfahren

Master/Slave

- eine Station im Netz ist Master
  - fordert andere Stationen (Slaves) zum Senden auf
- Slave darf nur nach Anforderung senden
- Verwendung z.B. bei Bluetooth

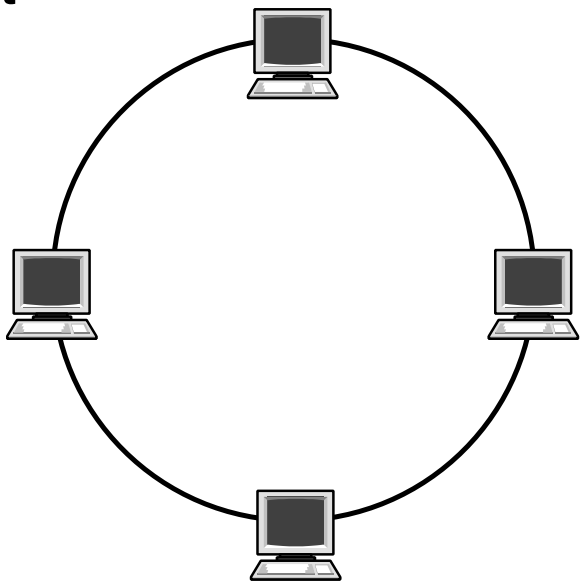
Tokenweitergabe

- Token = Erlaubnis zum Senden
- Token wird im Netz zyklisch weitergegeben
- Beispiel: Token-Ring

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

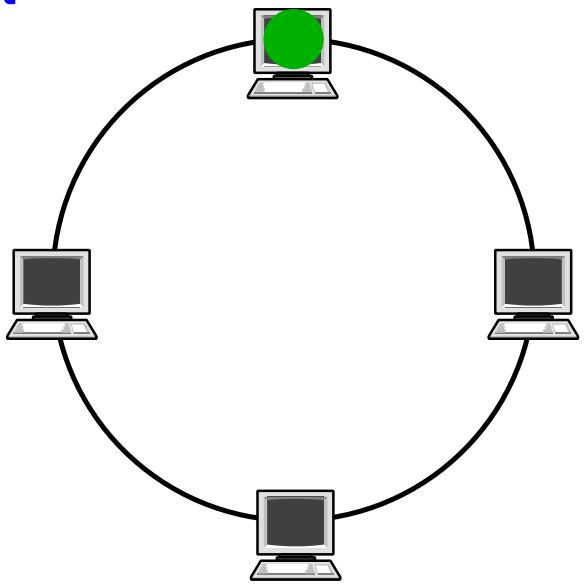


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

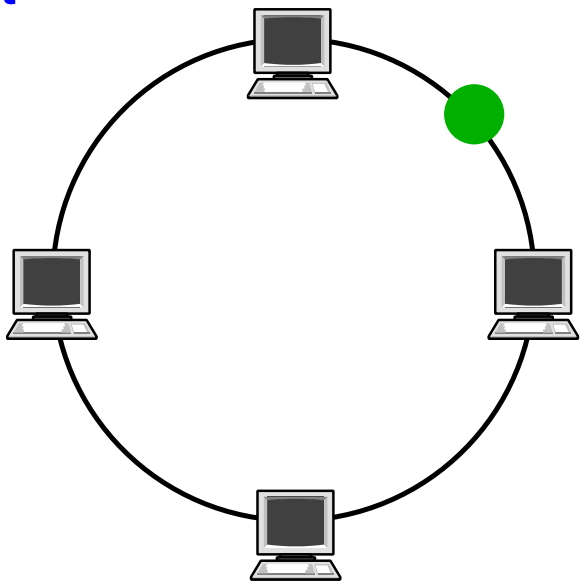
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

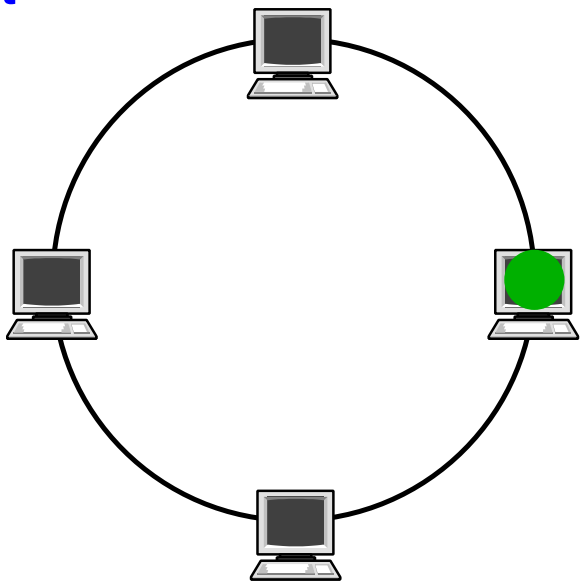


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

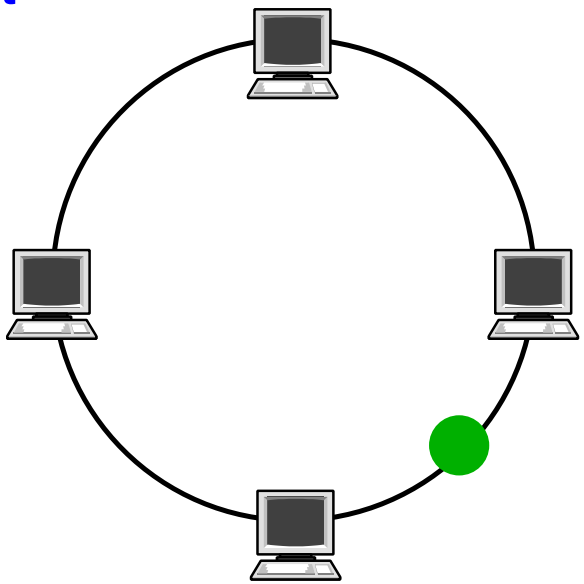


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

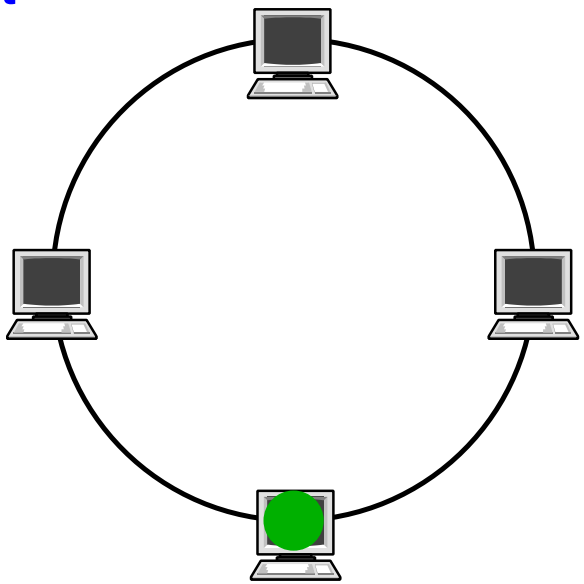


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

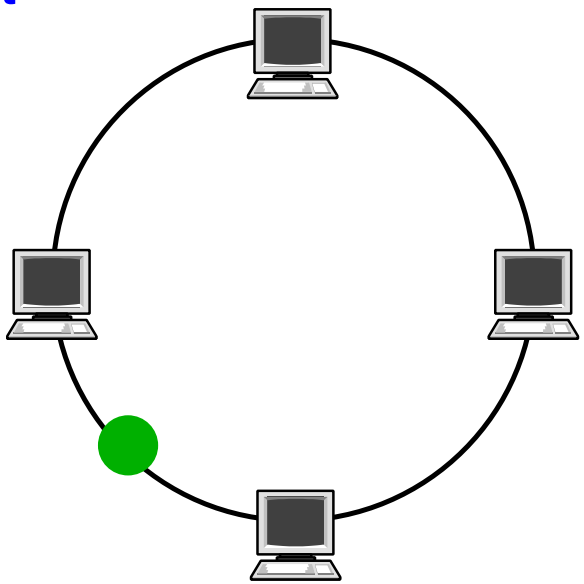
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

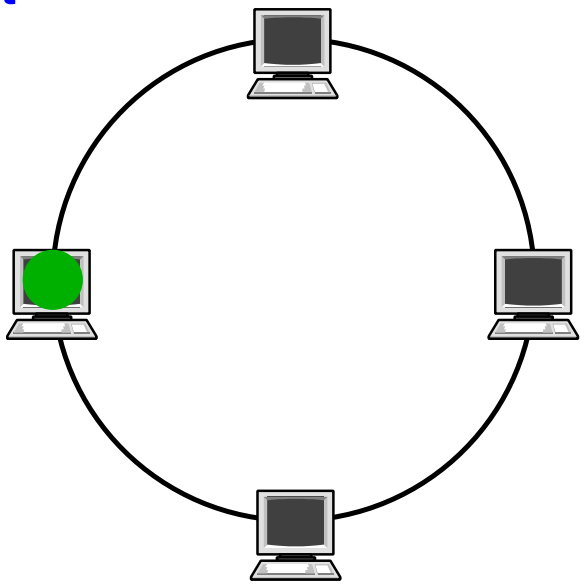


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

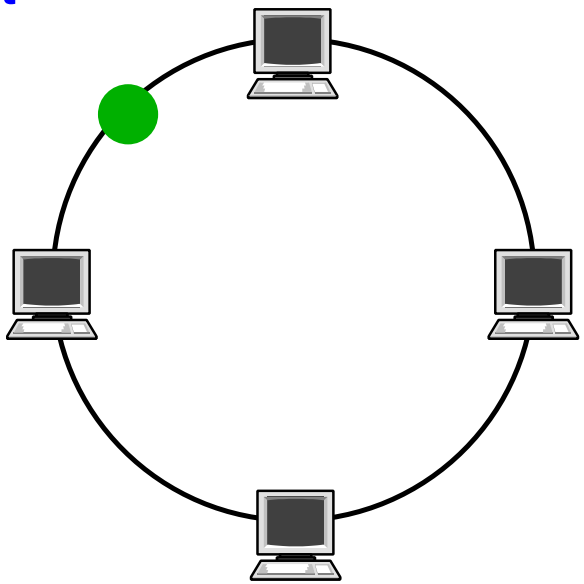


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

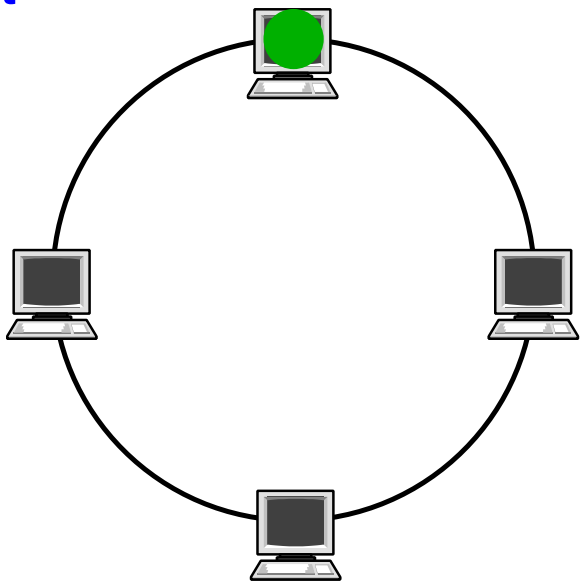


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

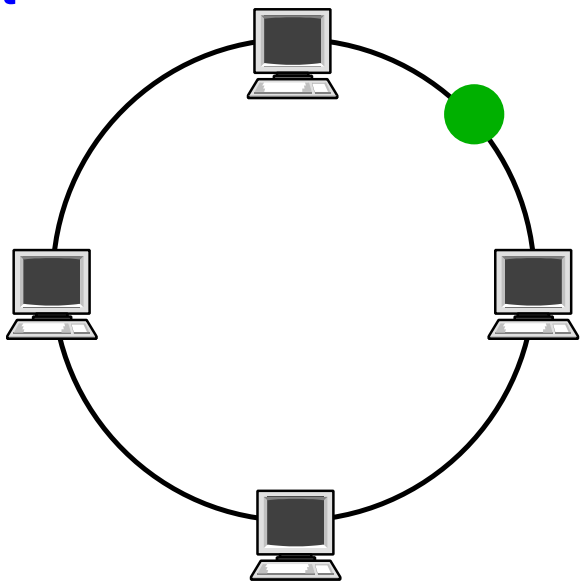
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

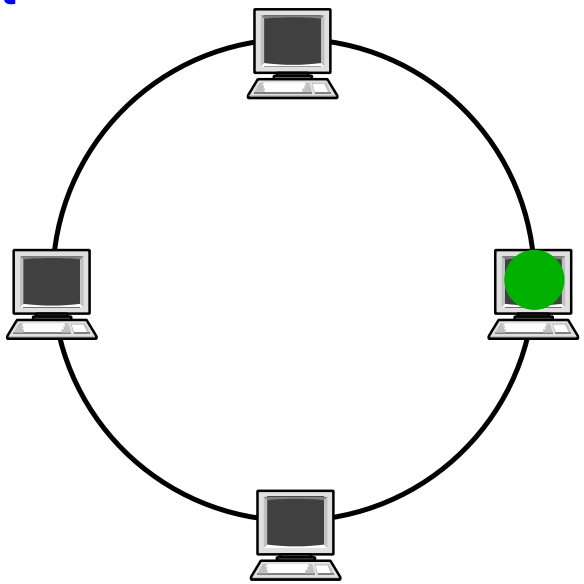


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

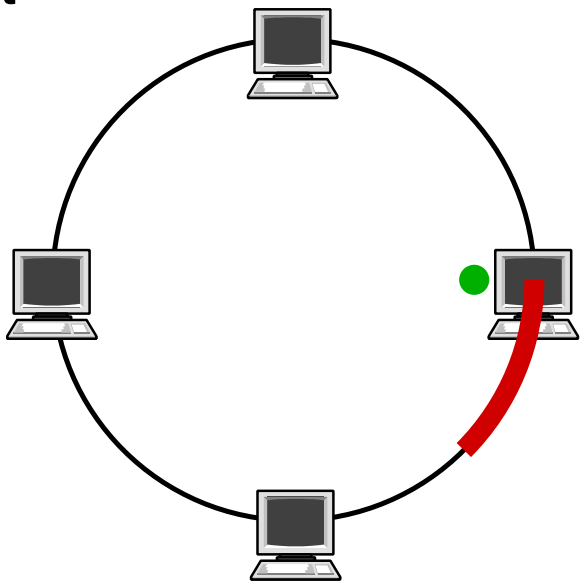


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

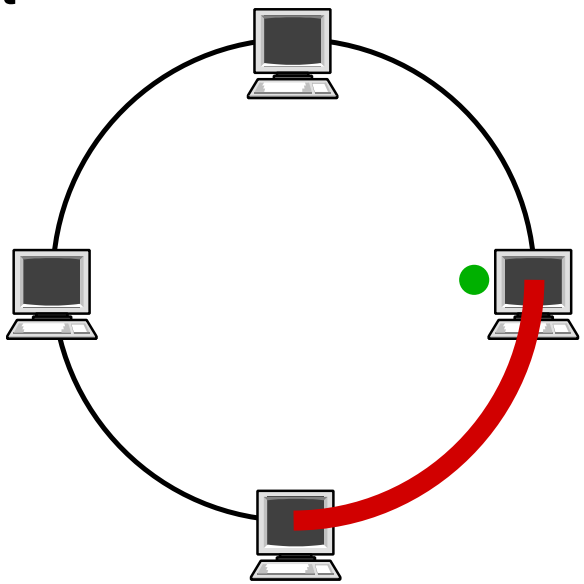


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

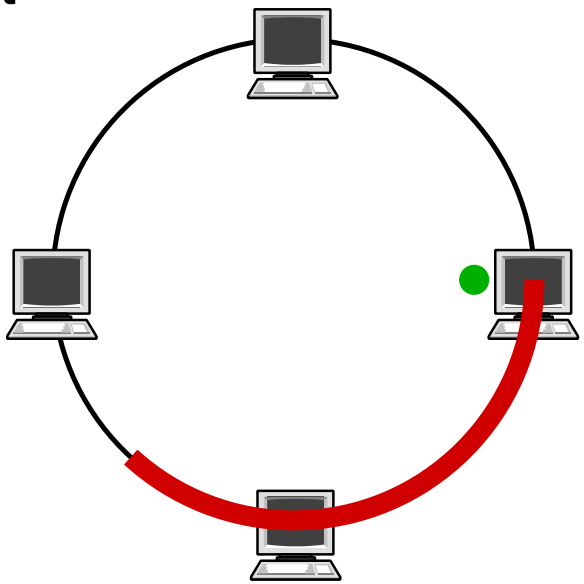
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

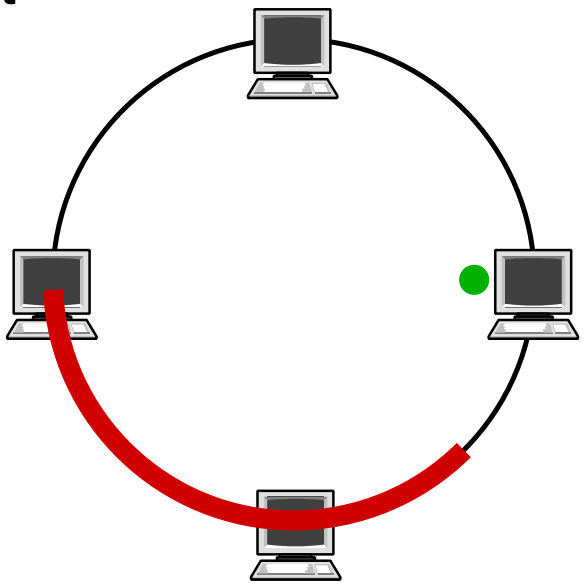


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

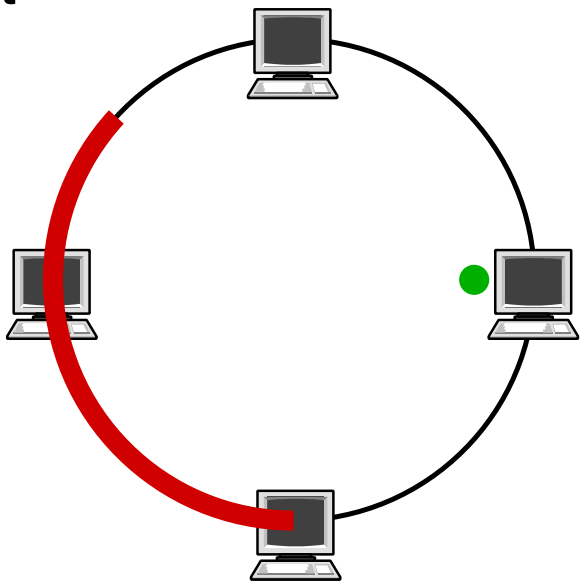
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

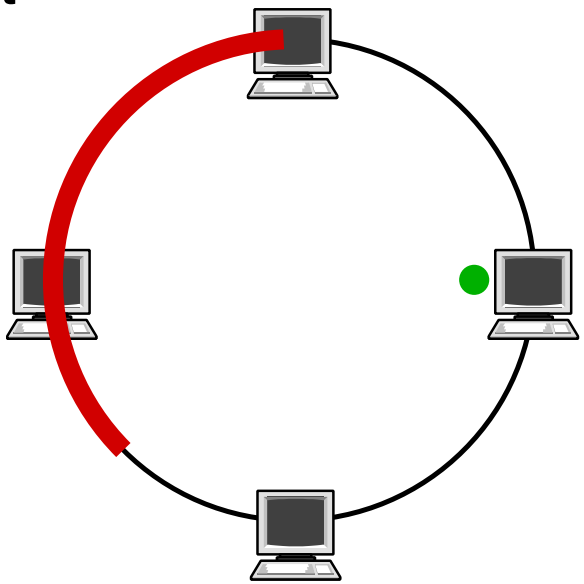


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

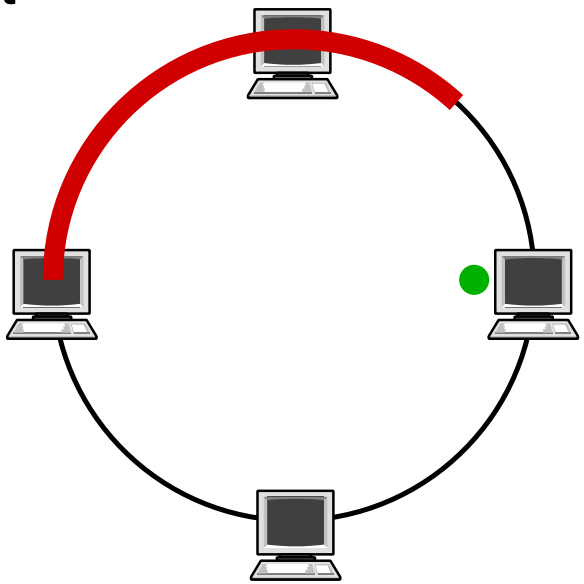
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

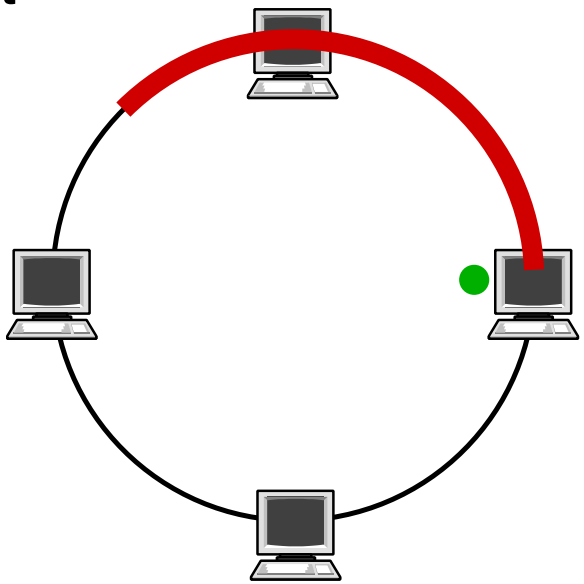
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

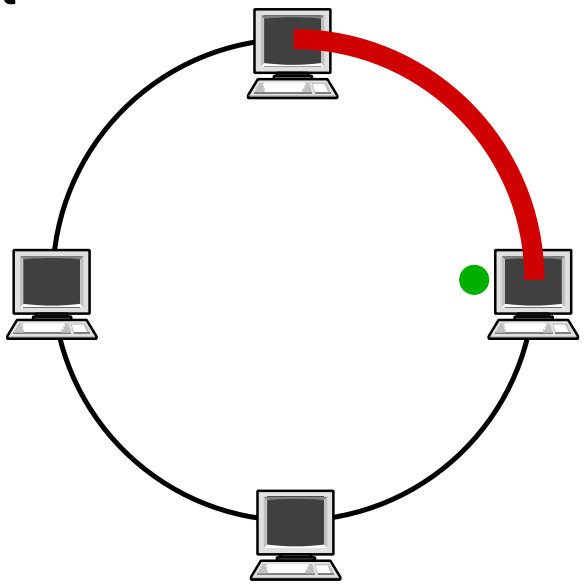
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

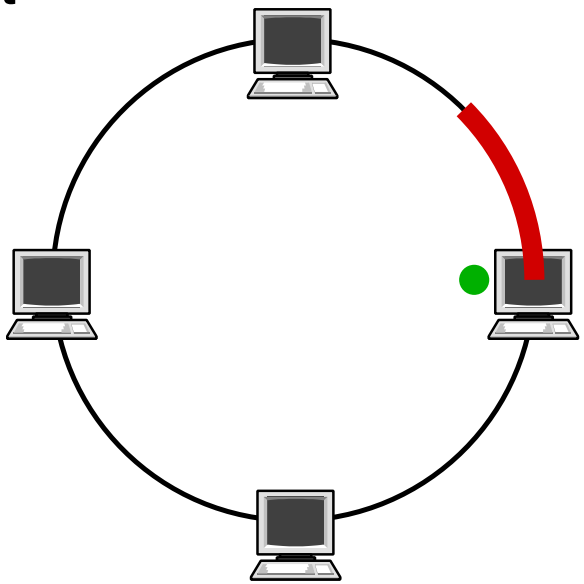


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

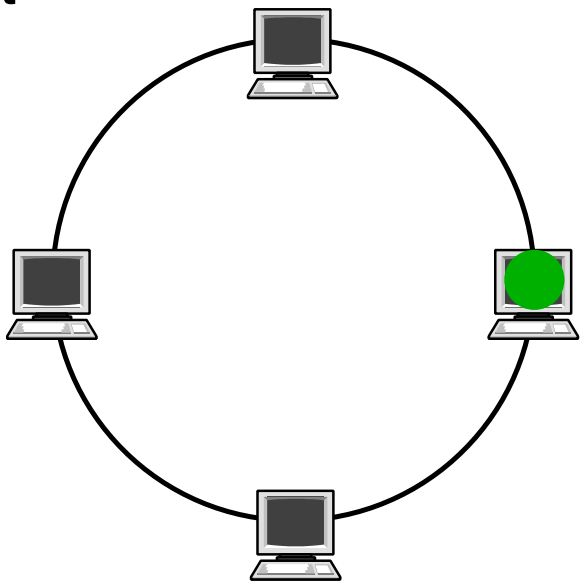
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie
- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben



★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

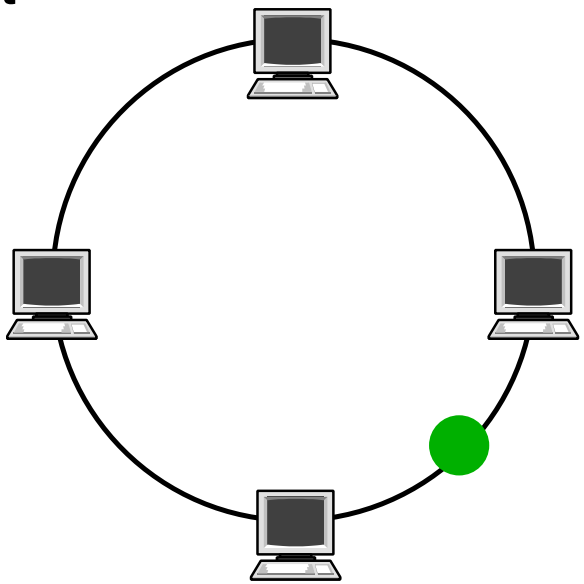


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie

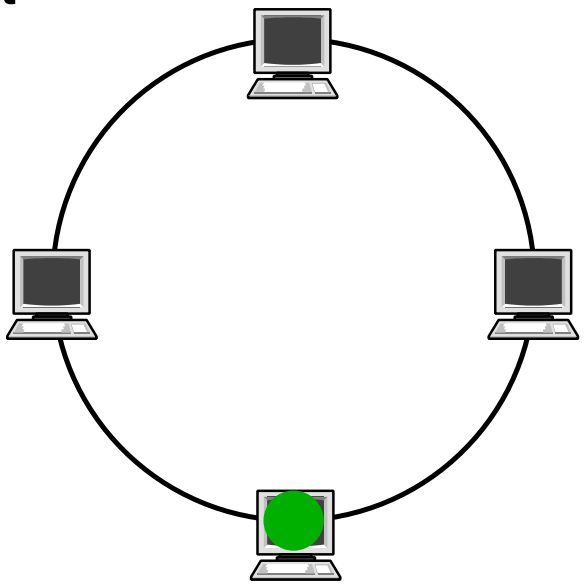


- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

★★

Beispiel: Token-Ring

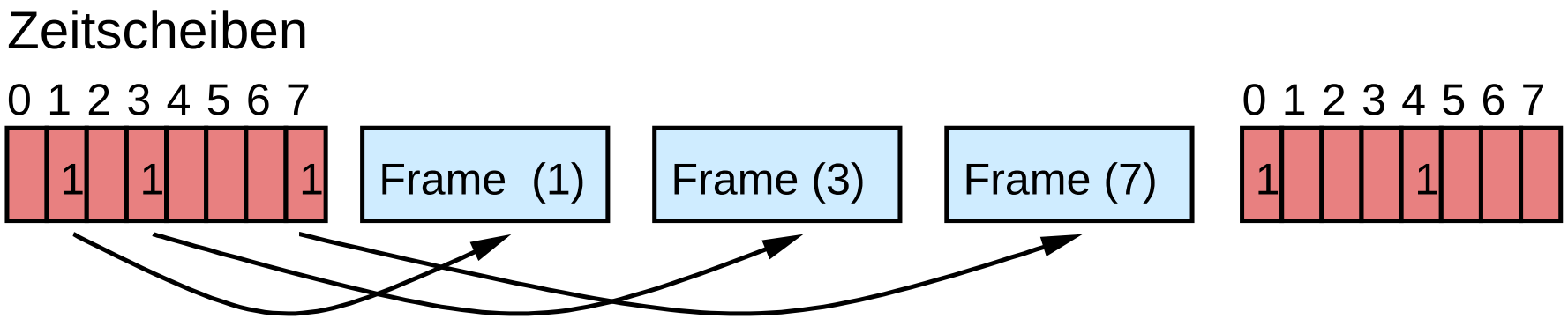
- Netze mit Ringtopologie, z.B. IBM Token-Ring, FDDI
- Das Token (spezieller Steuerframe) umkreist ständig den Ring
- Ein Knoten, der senden will, kann das Token „ergreifen“ und dann senden
  - Frame umkreist den Ring und wird vom Sender wieder entfernt
  - jeder Knoten reicht den Frame weiter
  - der Empfänger macht sich eine Kopie



- Das Token kann nur für bestimmte Zeit behalten werden
  - danach muß der Knoten das Token wieder freigeben

Bitmusterprotokoll

- Während der Konkurrenzphase werden alle Sendewünsche kollisionsfrei bekanntgegeben
- Jede Station erhält dazu eine eigene Zeitscheibe
  - Länge muß $\geq$ RTT/2 sein
  - Anzahl der Teilnehmer im Netz limitiert
- Im Anschluss kennen alle Stationen alle Sendewünsche
  - Abarbeitung in Reihenfolge der IDs



Binärer Countdown

- In Konkurrenzphase: Arbitrierung anhand der Sender-ID
- Gewinner kann anschließend kollisionsfrei senden
- Voraussetzungen:
  - Kanal bildet logisches ODER aller Signale
  - Bitzeit muss $\geq$ RTT/2 sein ($\Rightarrow$ geringe Übertragungsrate)
- Beispiel: CAN-Bus

Station 2	0 0 1 0	0	–	–	–
Station 4	0 1 0 0	0	–	–	–
Station 9	1 0 0 1	1	0	0	–
Station 10	1 0 1 0	1	0	1	0
	Ergebnis	1	0	1	0

Stationen 2 und 4 geben auf

Station 9 gibt auf

3.8.3 Kollisionsfreie dynamische Verfahren ...

★★

Diskussion

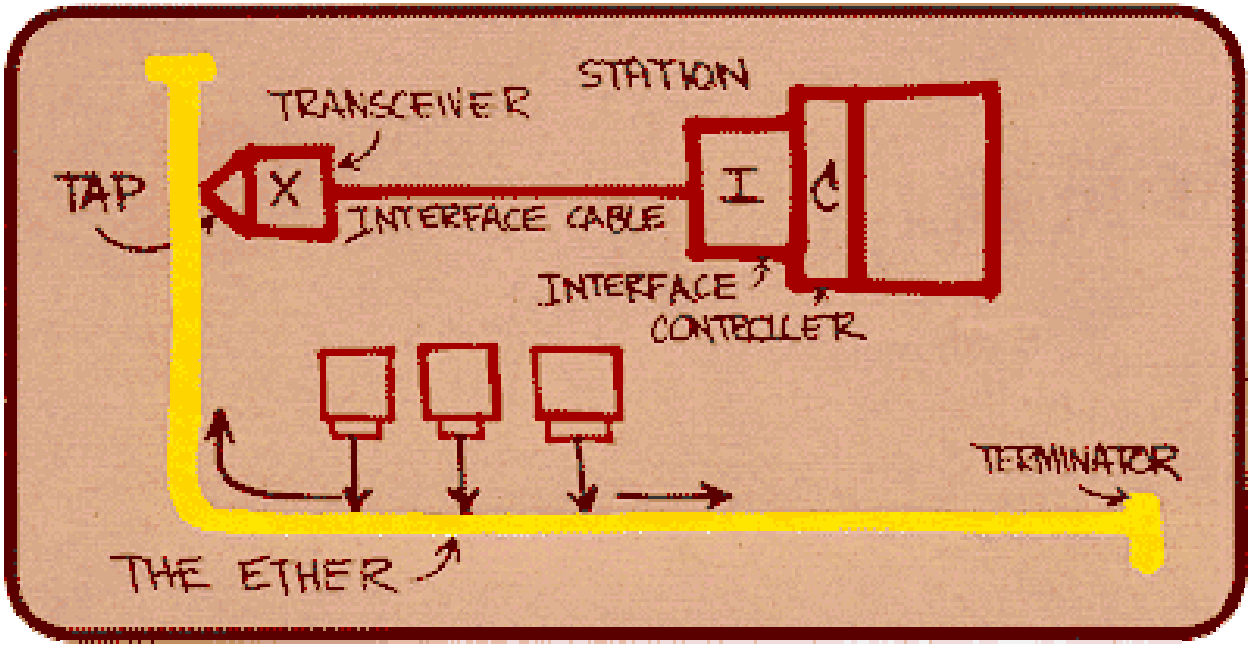
- Kollisionsfreie Verfahren gut geeignet für Echtzeit-Anwendungen
  - maximale Sendeverzögerung kann garantiert werden
- Beispiel Token-Ring: mit gegebener Token-Haltezeit THT kann jeder Knoten garantiert nach Ablauf der Zeit

  $$\text{TRT} \leq \text{Ringlatenz} + (\text{AnzahlKnoten} - 1) \cdot \text{THT}$$

  seinen Frame senden
- Mit CSMA-Verfahren sind keine Echtzeit-Garantien möglich
  - dafür kann ein Knoten bei unbelastetem Netz immer sofort senden

3.8.4 Ethernet

- Erfolgreichste LAN-Technologie der letzten Jahre
- Im Folgenden: Grundlagen, 10 Mb/s und 100 Mb/s Ethernet
- Ursprünglich Mehrfachzugriffsnetz: alle Rechner nutzen eine gemeinsame Verbindungsleitung

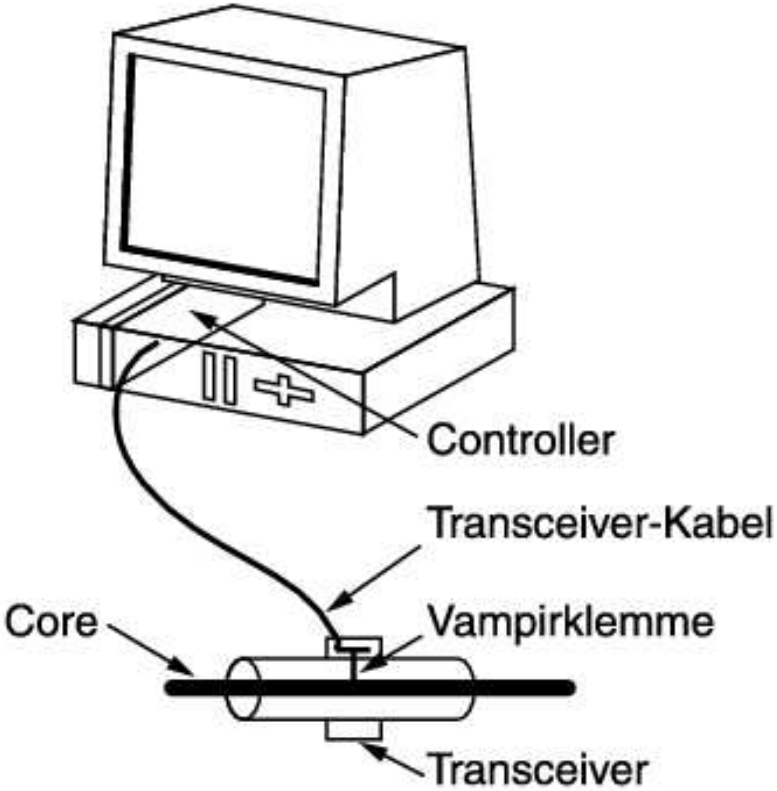


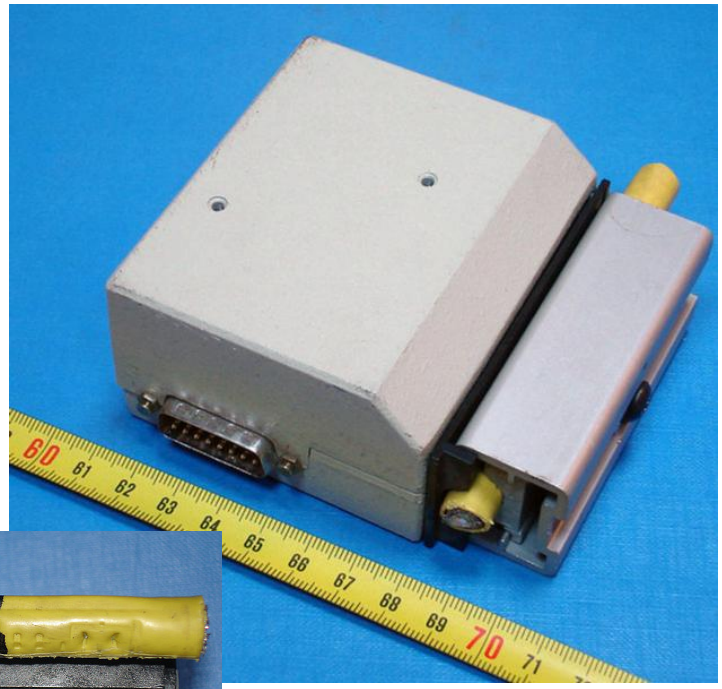
Bob Metcalfe
Xerox, 1976

- Heute: Punkt-zu-Punkt Verbindungen

Verkabelung

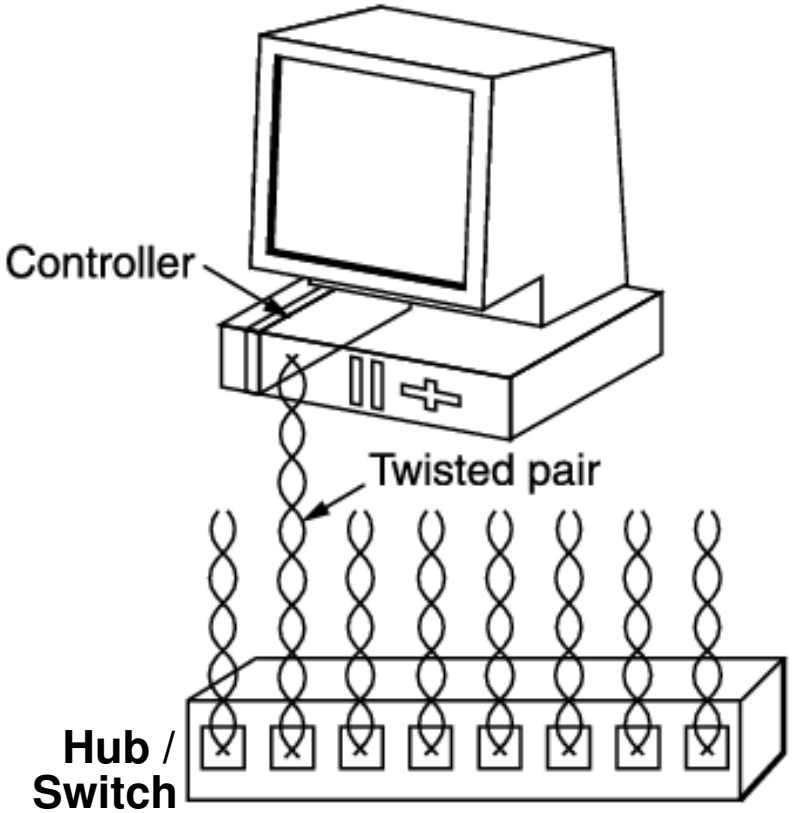
10Base5 (max. 500m)

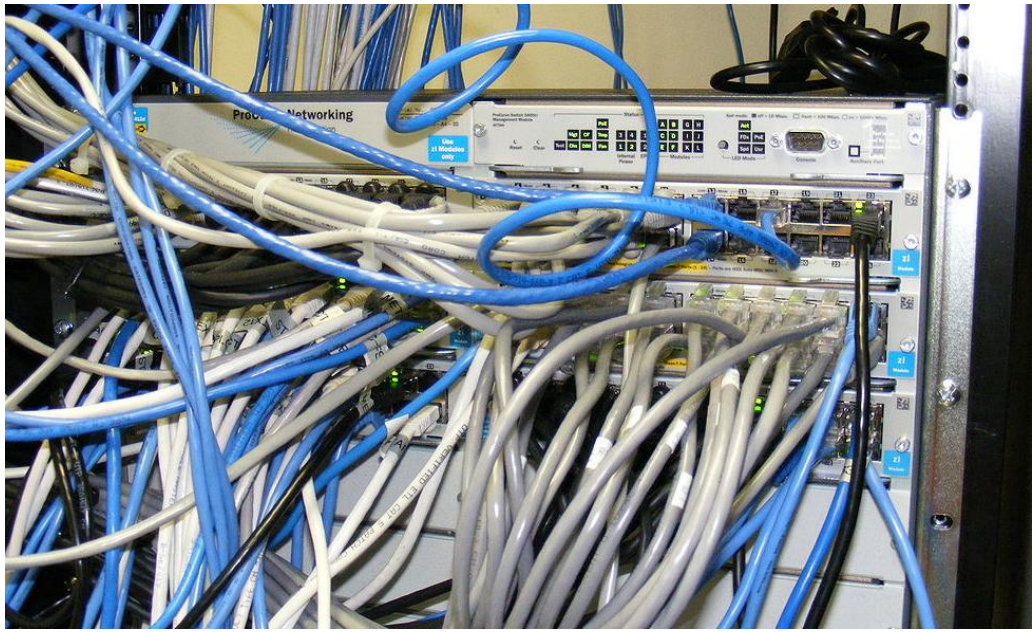




Verkabelung

10BaseT / 100BaseTx (100m)



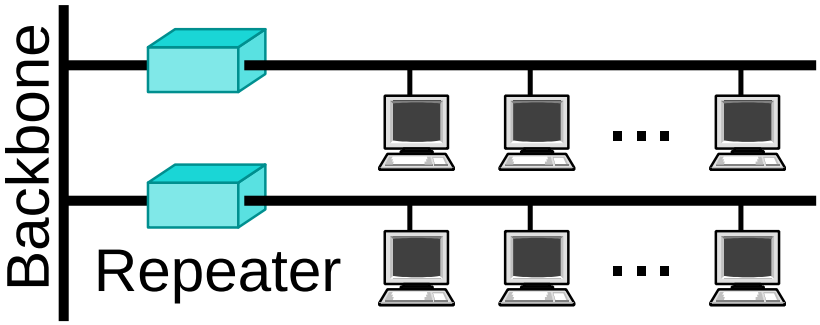


- **Hub**: „Verstärker“ und Verteiler (OSI-Schicht 1)
- **Switch**: Vermittlungsknoten (OSI-Schicht 2)

Physische Eigenschaften

10BASE-5 (10 Mb/s)

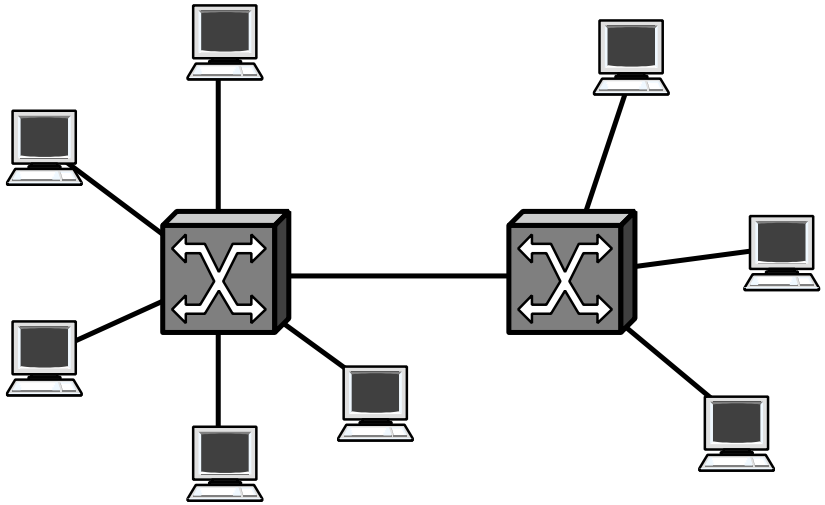
- Segmente aus Koaxialkabel, je max. 500m
- Segmente über **Repeater** (Hub mit 2 Ports) verbindbar



  - max. 4 Repeater zw. zwei Knoten erlaubt
- Manchester-Codierung

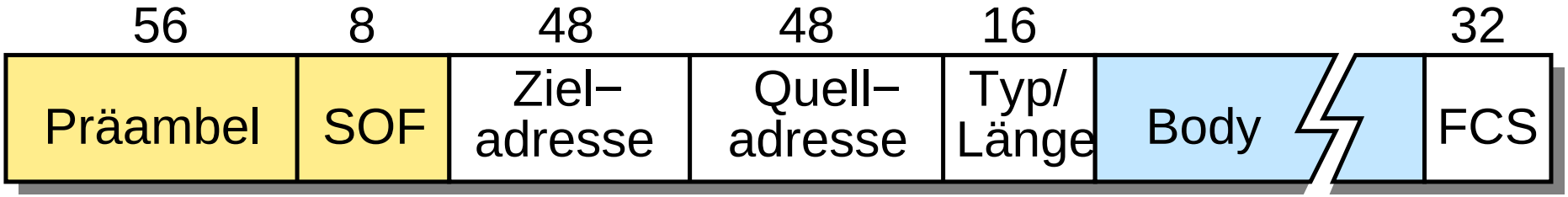
100BASE-TX (100 Mb/s)

- Twisted-Pair Kabel, je max. 100m
- Sternförmige Verkabelung mit Hubs / Switches



- 4B5B-Codierung

Frame-Format



- **Präambel/SOF**: Bitfolge 10101010 ... 10101011
  - zur Takt- und Frame-Synchronisation des Empfängers
  - letztes Byte (SOF, *Start of Frame*) markiert Frame-Anfang
- **Typ/Länge**:
  - Wert $<$ 1536 (0600_{16}): Framelänge
  - Wert $\geq$ 1536: *EtherType*, spezifiziert Protokoll im *Body*
- **FCS** (*Frame Check Sequence*): 32-Bit CRC Wert

Ethernet-Adressen (MAC-Adressen)

- Identifizieren die Netzwerkkarte
- 6 Byte (48 Bit) lang, weltweit eindeutig
- Schreibweise: byteweise hexadezimal, mit ‘:’ oder ‘-’ als Trennzeichen, z.B. 01:4A:3E:02:4C:FE
- jeder Hersteller erhält ein eindeutiges 24 Bit Präfix und vergibt eindeutige Suffixe
- Niedrigstwertiges Bit = 1: Multicast-Adresse
- Adresse ff:ff:ff:ff:ff:ff als Broadcast-Adresse

- Die Netzwerkkarte bestimmt, welche Frames sie empfängt

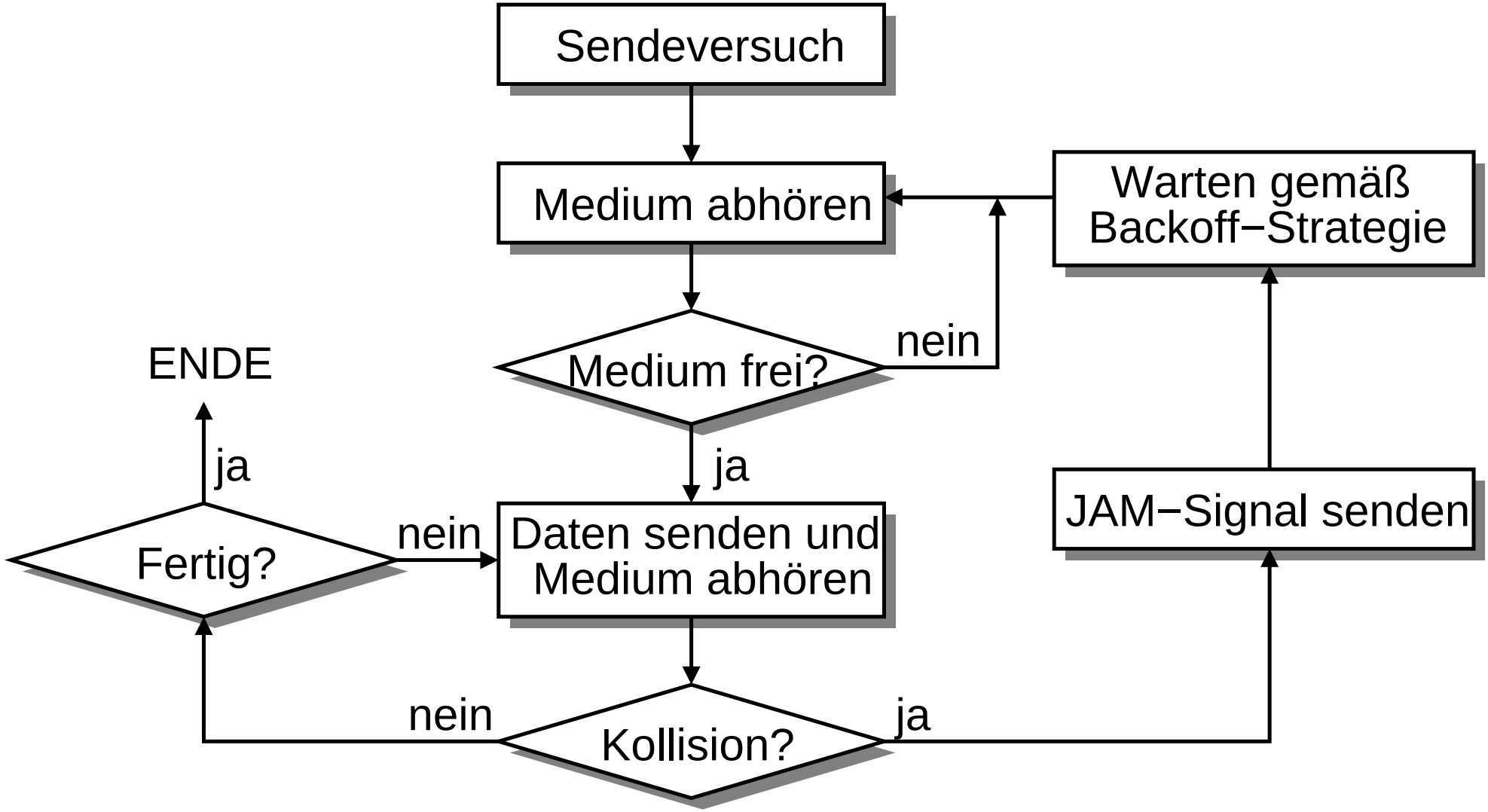
★★★

Begriffsdefinition

- **Zugangsprotokoll** zum gemeinsamen Übertragungsmedium beim Ethernet
  - ***C**arrier **S**ense **M**ultiple **A**ccess*
    - jede Netzwerkkarte prüft zunächst, ob die Leitung frei ist, bevor sie einen Frame sendet
    - wenn die Leitung frei ist, sendet die Netzwerkkarte ihren Frame
  - ***C**ollision **D**etection*
    - beim Senden erkennt der Sender Kollisionen mit Frames, die andere Netzwerkkarten evtl. gleichzeitig senden
    - bei Kollision: Abbruch des Sendens, nach einiger Zeit neuer Sendeversuch

★★★

CSMA/CD – Algorithmus



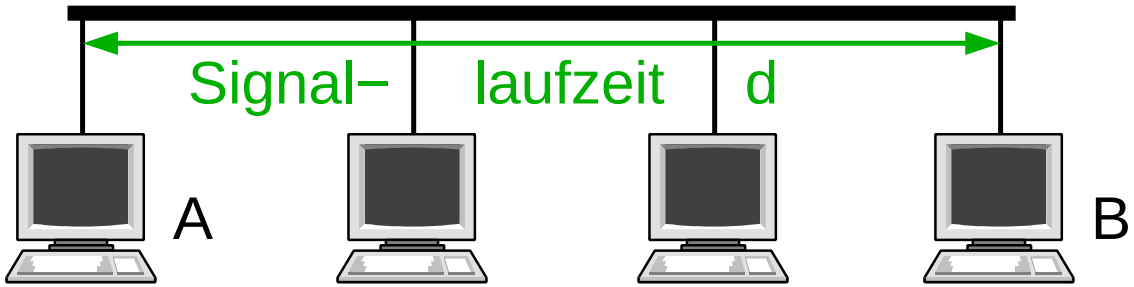
★★

Exponential Backoff-Strategie

- Aufgabe: Bestimmung der Wartezeit zwischen Kollision und erneutem Sendeversuch
- Ziel: erneute Kollision möglichst vermeiden
- Vorgehensweise:
  - c = Anzahl der bisherigen Kollisionen für aktuellen Frame
  - warte $s \cdot 51{,}2\ \mu$s (bei 10 Mb/s), wobei s wie folgt bestimmt wird:
    - falls $c \leq 10$: wähle $s \in \{ 0, 1, \ldots, 2^c\text{-}1 \}$ zufällig
    - falls $c \in [11, 16]$: wähle $s \in \{ 0, 1, \ldots, 1023 \}$ zufällig
    - falls $c = 17$: Abbruch mit Fehler
  - damit: neue Sendeversuche zeitlich entzerrt, kurze Wartezeit bei geringer Netzlast

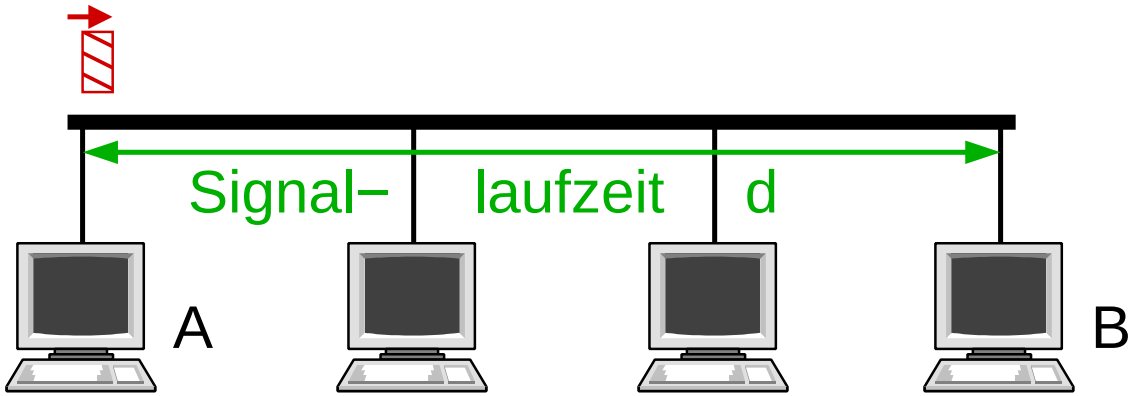
★★

Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



★★

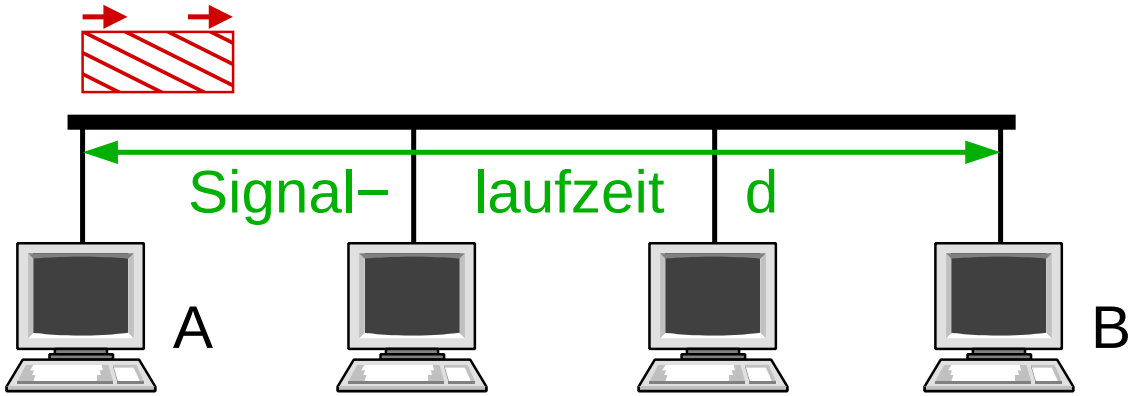
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



➥ $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden

★★

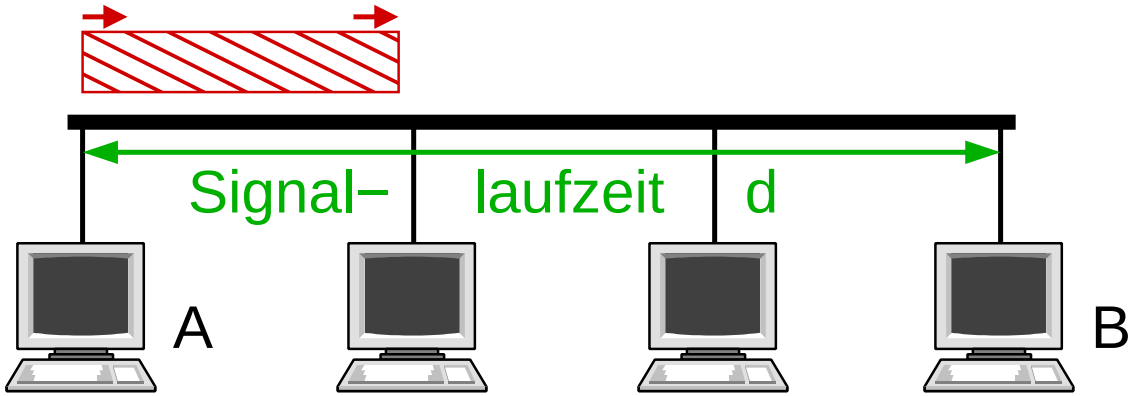
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



➥ $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden

★★

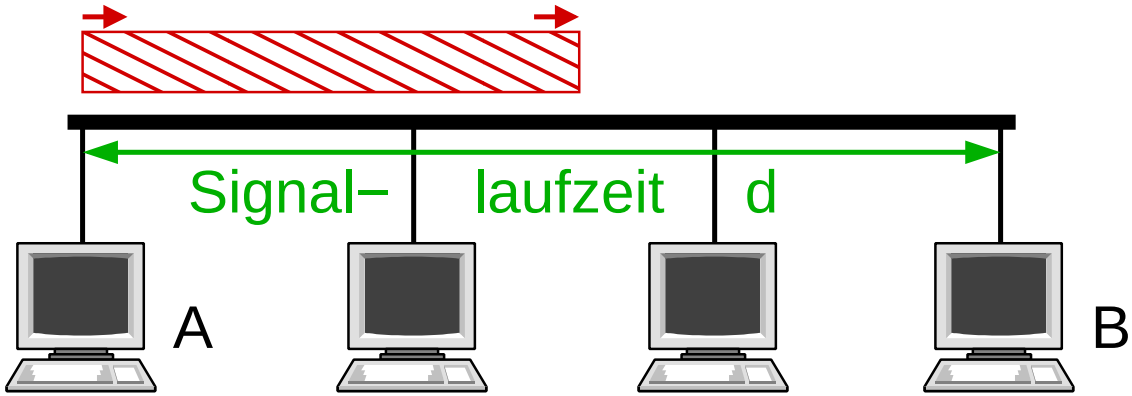
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



➥ $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden

★★

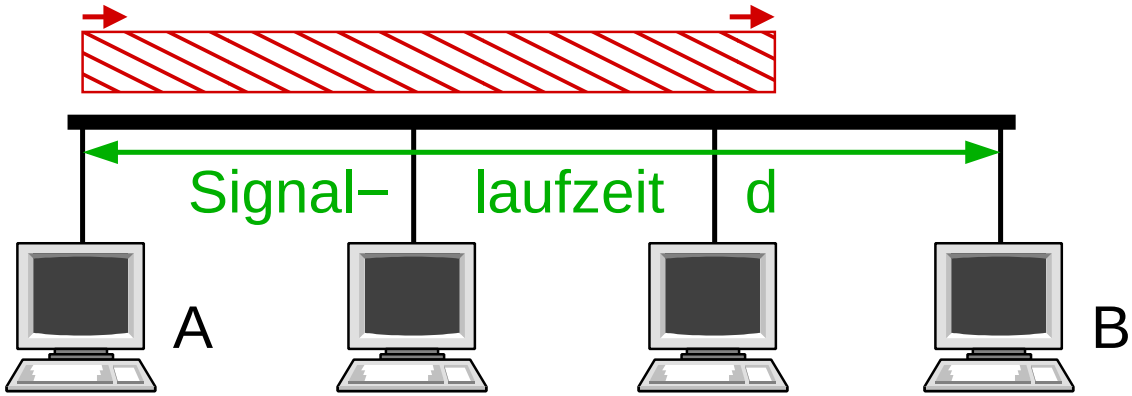
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



➥ $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden

★★

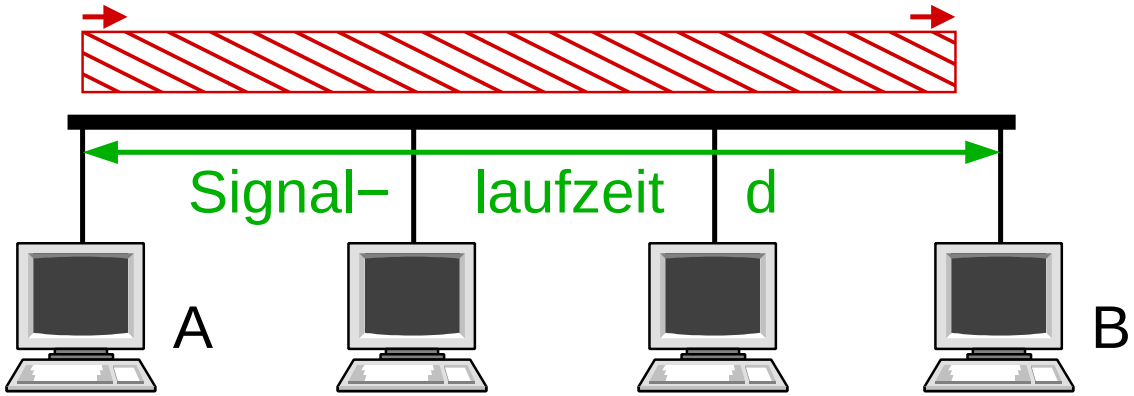
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



➥ $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden

★★

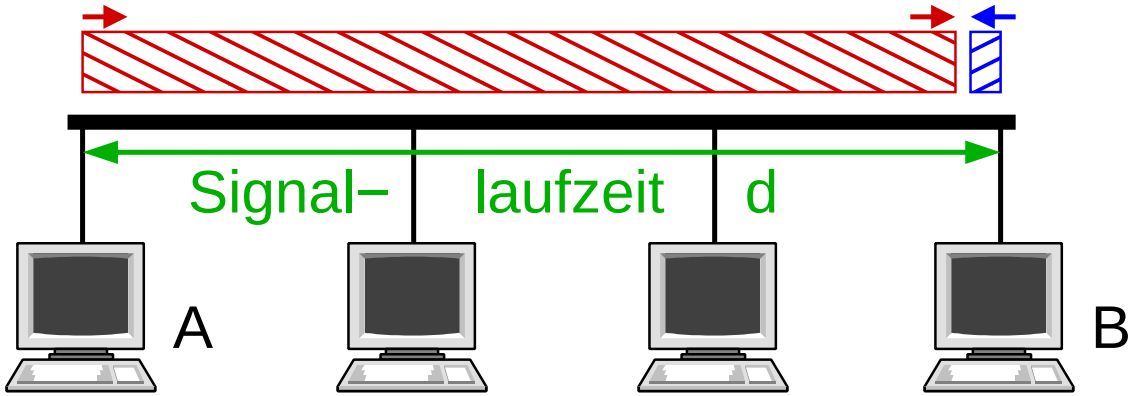
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: Das Medium ist bei B noch frei

★★

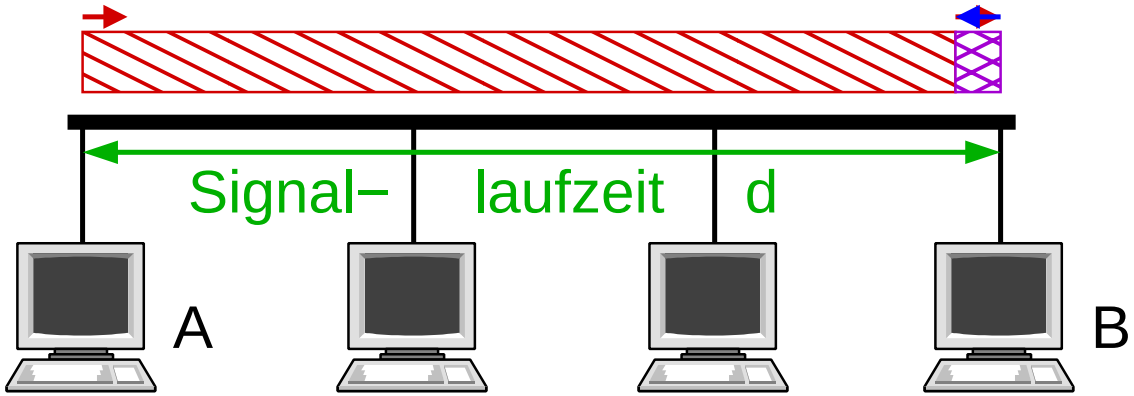
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden

★★

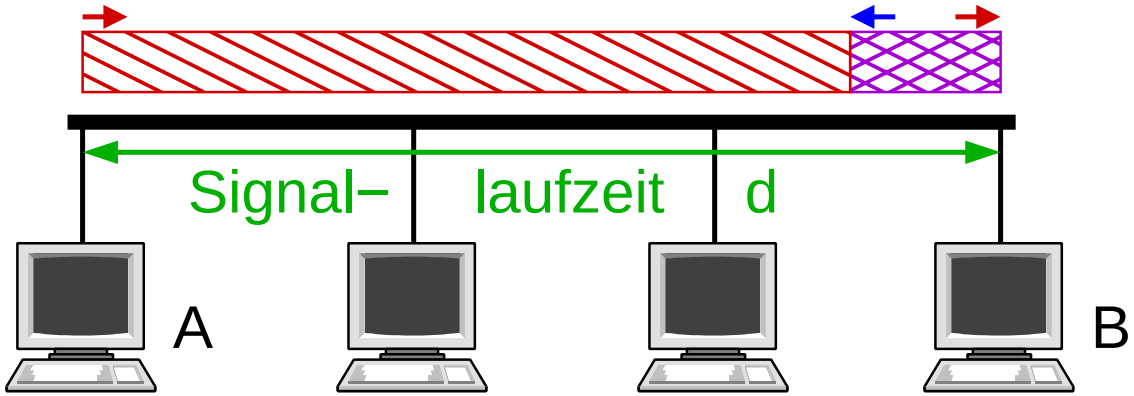
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

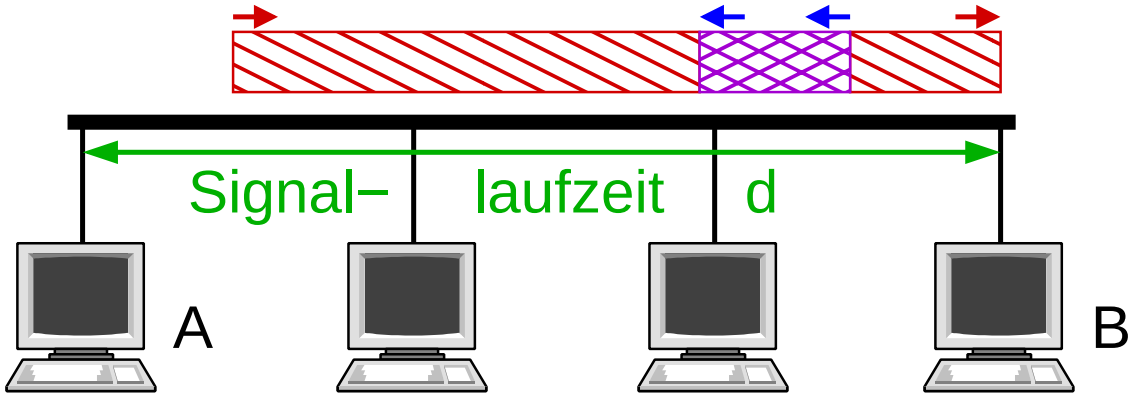
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

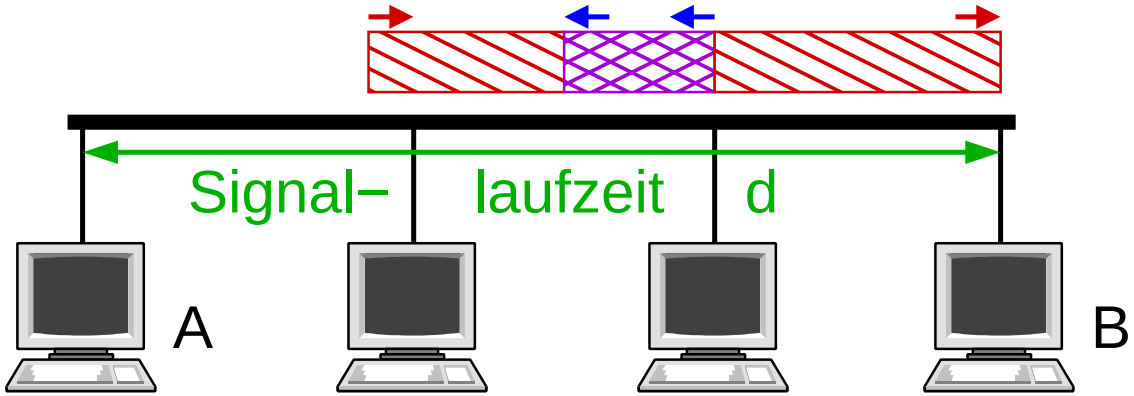
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

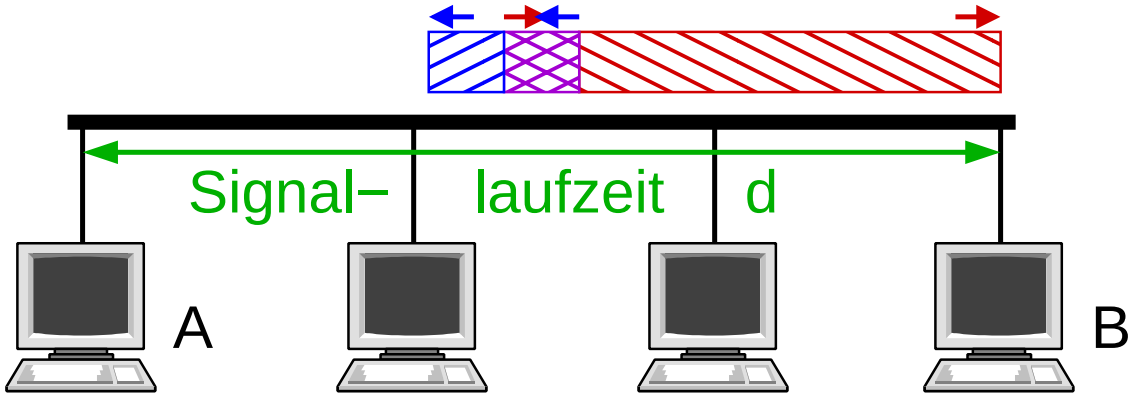
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

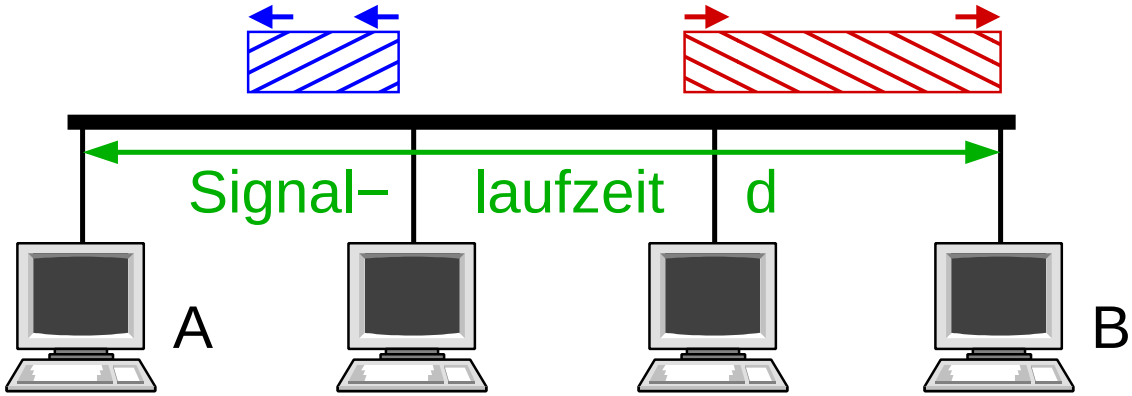
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

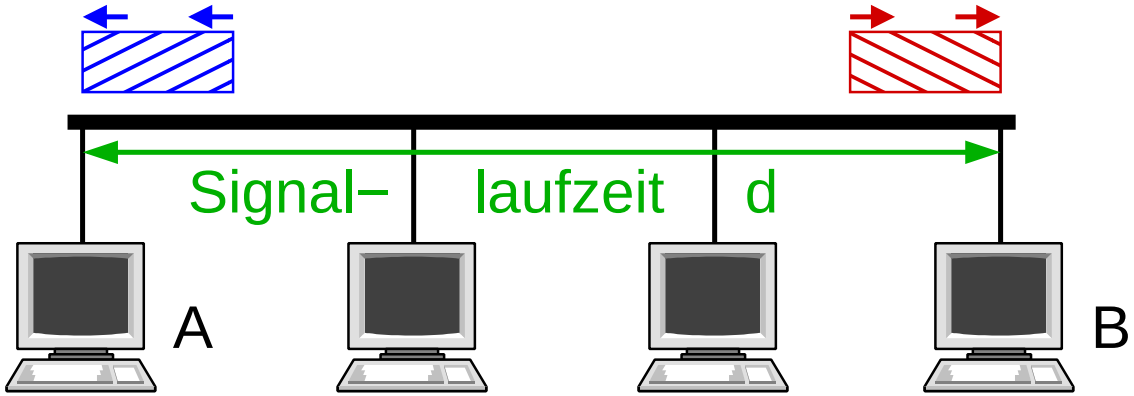
Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!

★★

Kollisionserkennung: Worst-Case Szenario



- $t = 0$: A beginnt, einen Frame zu senden
- $t = d - \epsilon$: B beginnt ebenfalls, einen Frame zu senden
- $t = d$: A's Frame kommt bei B an $\Rightarrow$ Kollision!
- $t = 2 \cdot d$: B's (Kollisions-)Frame kommt bei A an
  - wenn A zu diesem Zeitpunkt nicht mehr sendet, erkennt A keine Kollision

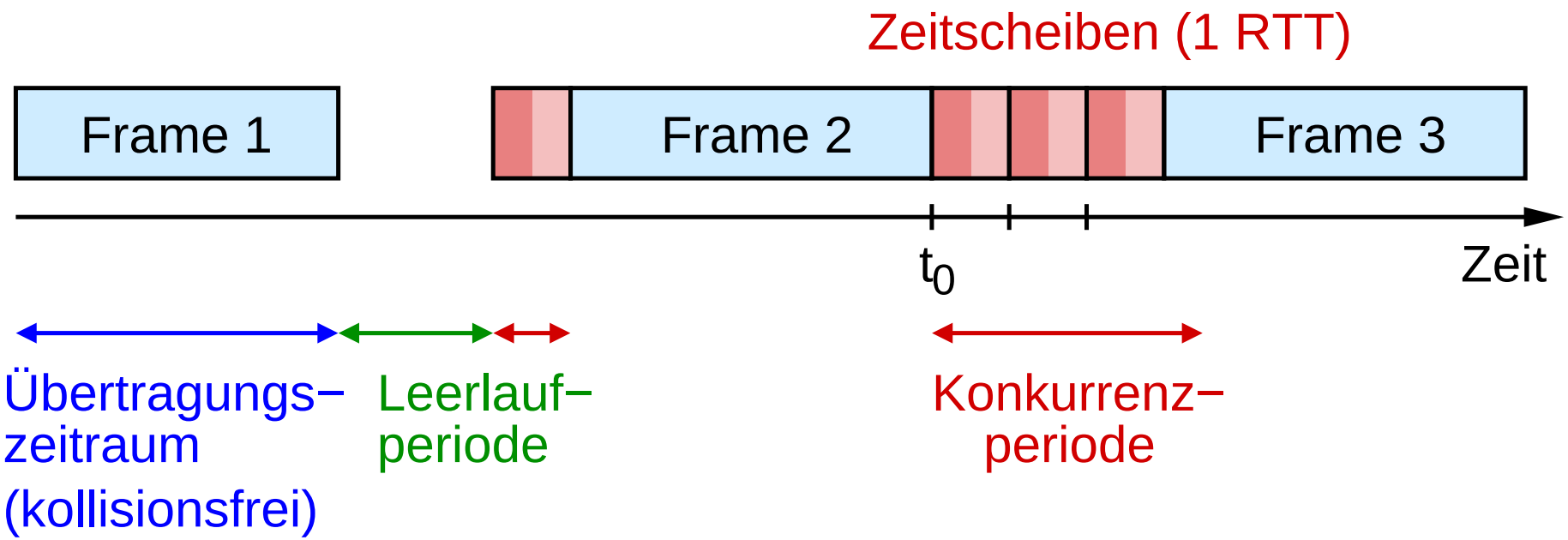
★★

Sichere Kollisionserkennung

- Um Kollisionen immer erkennen zu können, definiert Ethernet:
  - maximale RTT: 512 Bit-Zeiten
    - 51,2 μs bei 10 Mb/s, 5,12 μs bei 100 Mb/s
    - legt maximale Ausdehnung des Netzes fest, z.B. 200m bei 100BASE-TX mit Hubs
  - minimale Framelänge: 512 Bit (64 Byte), zzgl. Präambel
    - kleinere Frames werden vor dem Senden aufgefüllt
- Das stellt im Worst-Case Szenario sicher, daß Station A immer noch sendet, wenn B's Frame bei ihr ankommt
  - damit erkennt auch Station A die Kollision und kann ihren Frame wiederholen

Vorteil der Kollisionserkennung

- Kollisionen können nur innerhalb einer RTT nach Sendebeginn auftreten
  - bei Erkennung einer Kollision: Sendeabbruch
  - Rest der Frame-Übertragungszeit ist dann kollisionsfrei



3.9 Zusammenfassung

- Hardware: Knoten, Leitungen (Kupfer, Glasfaser, Funk)
- Codierung und Modulation
  - Umsetzen des Bitstroms in ein elektrisches Signal
  - wichtig: Taktwiederherstellung
- Framing: Erkennung des Anfangs / Endes eines Datenblocks
- Fehlererkennung (und -korrektur)
- Medienzugriffssteuerung (MAC)
  - Ethernet (CSMA-CD)
  - Token-Ring: garantierte maximale Sendeverzögerung

Nächste Lektion:

- Paketvermittlung, LAN-Switching

Rechnernetze I

SoSe 2024

4 LAN Switching

Inhalt

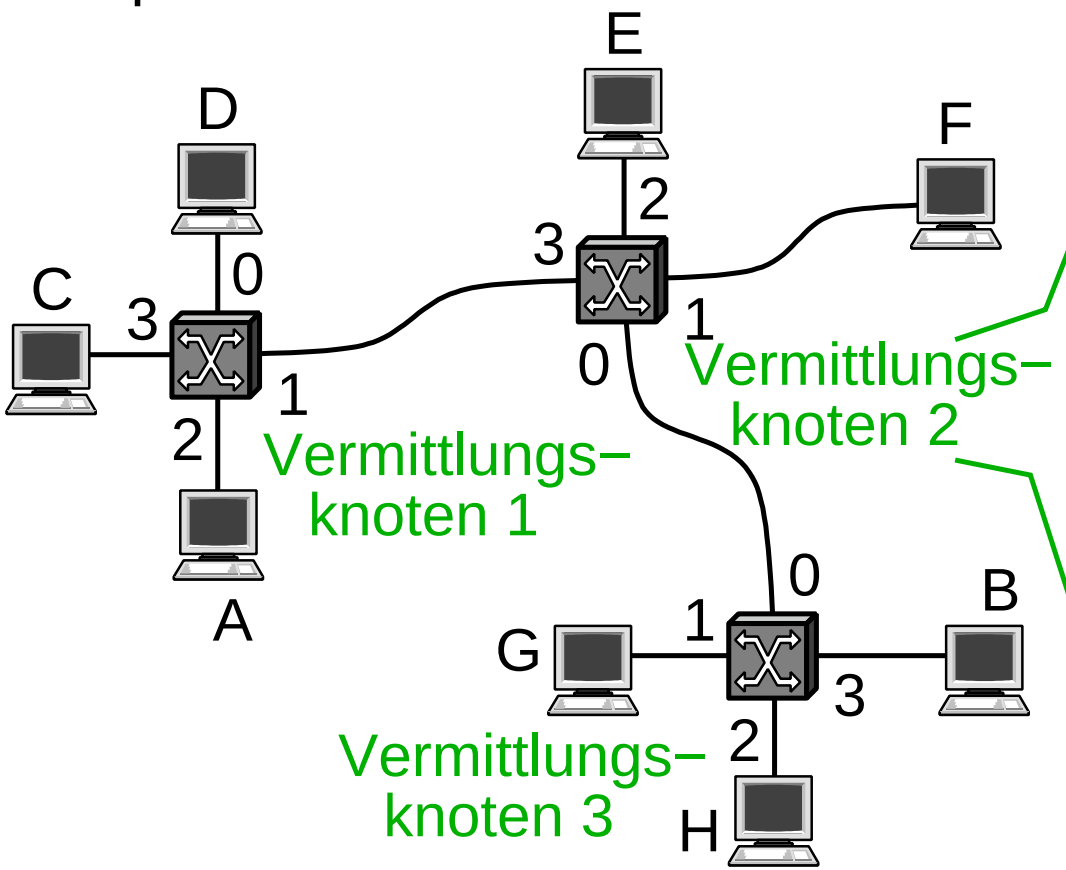
- Weiterleitungstechniken
- Switching: Einführung
- Implementierung von Switches
- Lernende Switches
- *Spanning-Tree*-Algorithmus
- Virtuelle LANs

- Peterson, Kap. 3.1, 3.2, 3.4
- CCNA, Kap. 5.2

★★

Weiterleitung von Datagrammen (verbindungslos)

- Jeder Vermittlungsknoten besitzt eine Weiterleitungstabelle
  - bildet Zieladresse auf Ausgangsport ab
- Beispiel:



Weiterleitungstabelle

Ziel	Port
A	3
B	0
C	3
D	3
E	2
F	1
G	0
H	0

★★

Weiterleitung von Datagrammen: Eigenschaften

- Knoten können jederzeit ein Paket an andere Knoten senden; Pakete können sofort weitergeleitet werden
  - kein Verbindungsaufbau
- Ein Knoten kann nicht feststellen, ob das Netz das Paket zustellen kann
- Pakete werden unabhängig voneinander weitergeleitet
- Ausfall einer Verbindung bzw. eines Vermittlungsknotens kann prinzipiell toleriert werden
  - Anpassung der Weiterleitungstabellen
- Eingesetzt z.B. im Internet (IP)
- (vgl. Kap. 1.4: Paketvermittlung)

★★

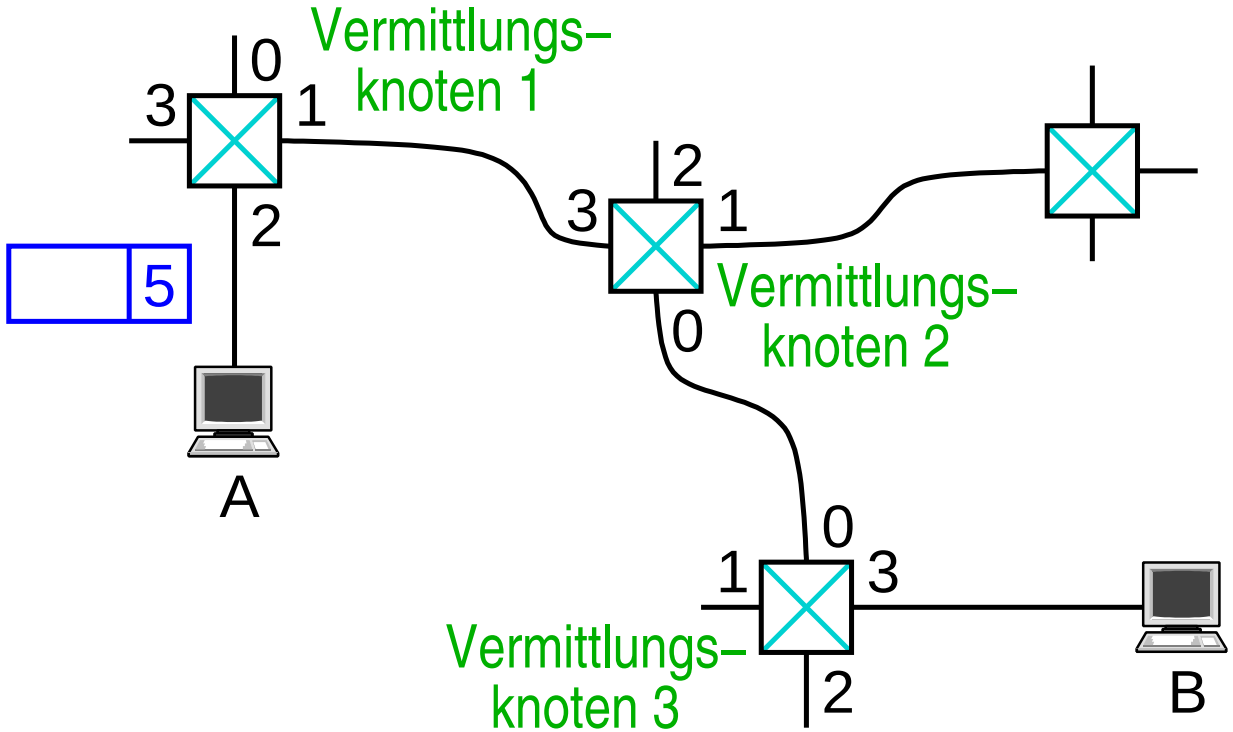
Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert)

- Kommunikation in zwei Phasen:
  - Aufbau einer virtuellen Verbindung (***Virtual Circuit***, **VC**) vom Quell- zum Zielrechner
    - statisch (*Permanent VC*)
    - dynamisch (*Switched VC*)
  - Versenden der Pakete über VC:
    - Pakete enthalten Bezeichner des VC
    - alle Pakete nehmen denselben Weg
- VC-Bezeichner (VCI, *Virtual Circuit Identifier*) nur auf den einzelnen Leitungen eindeutig
  - Weiterleitungstabelle im Vermittlungsknoten bildet Eingangs-Port und -VCI auf Ausgangs-Port und -VCI ab

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



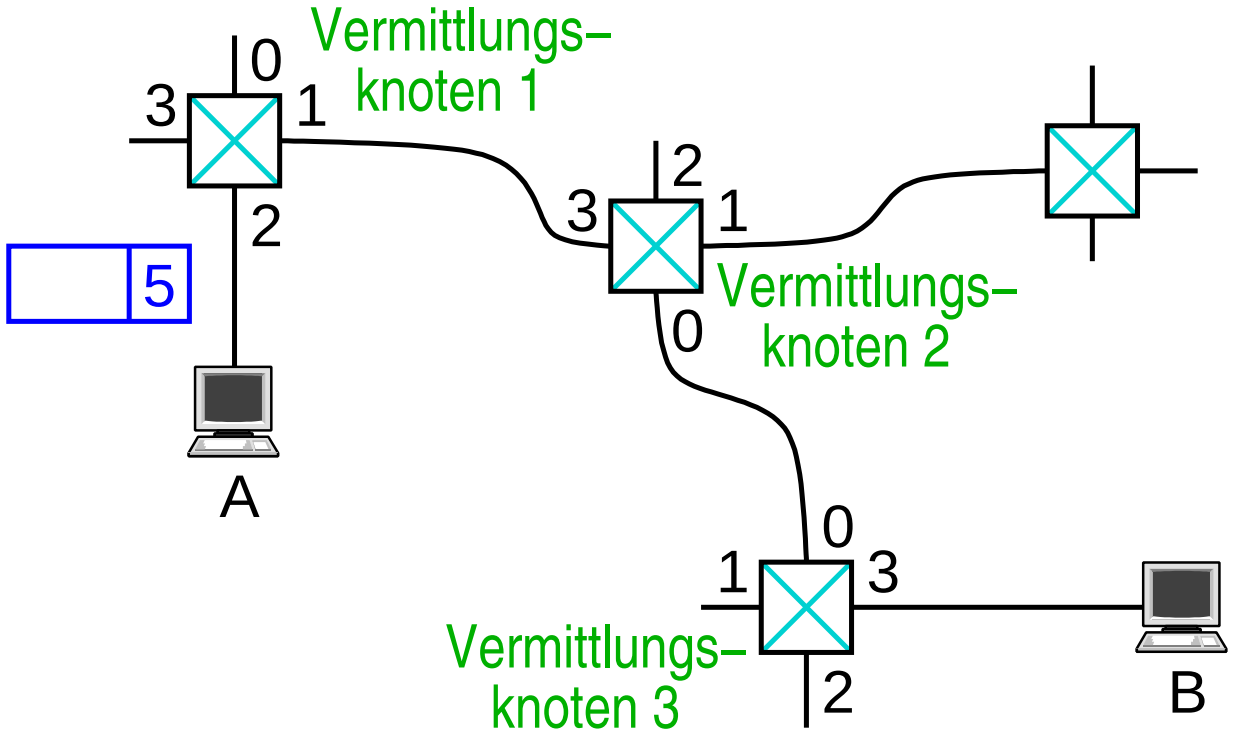
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



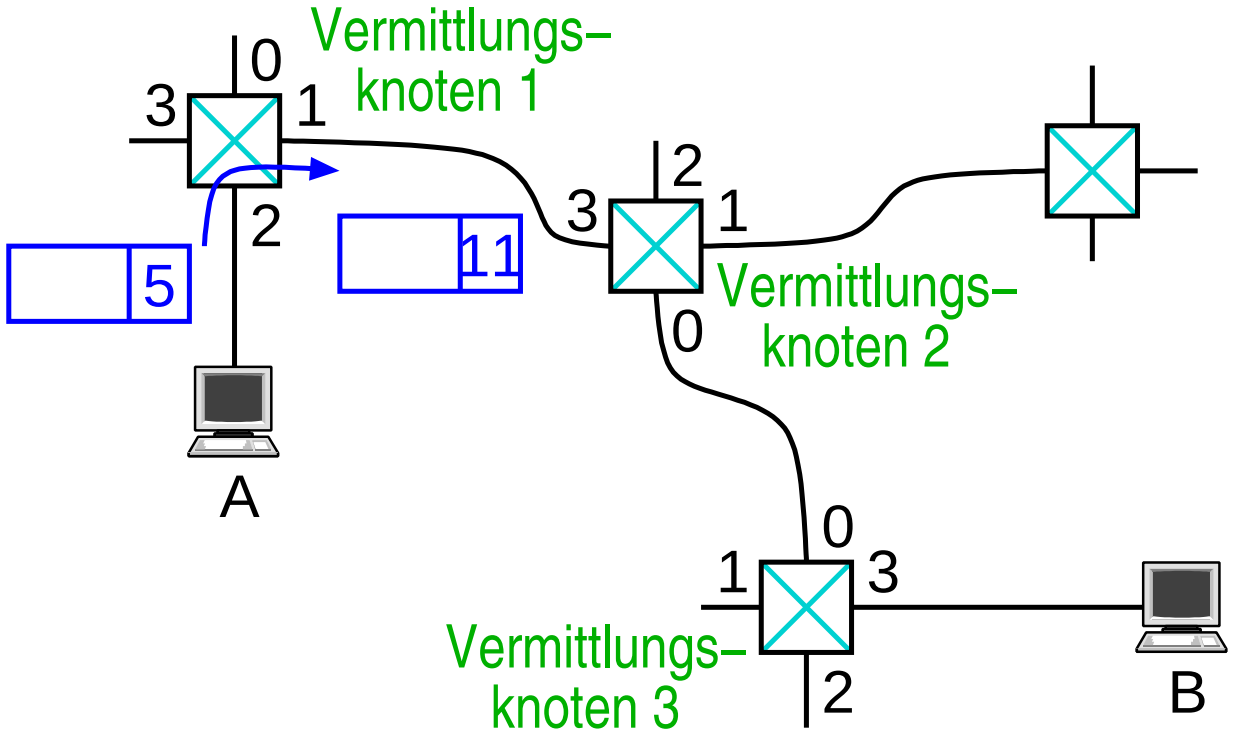
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



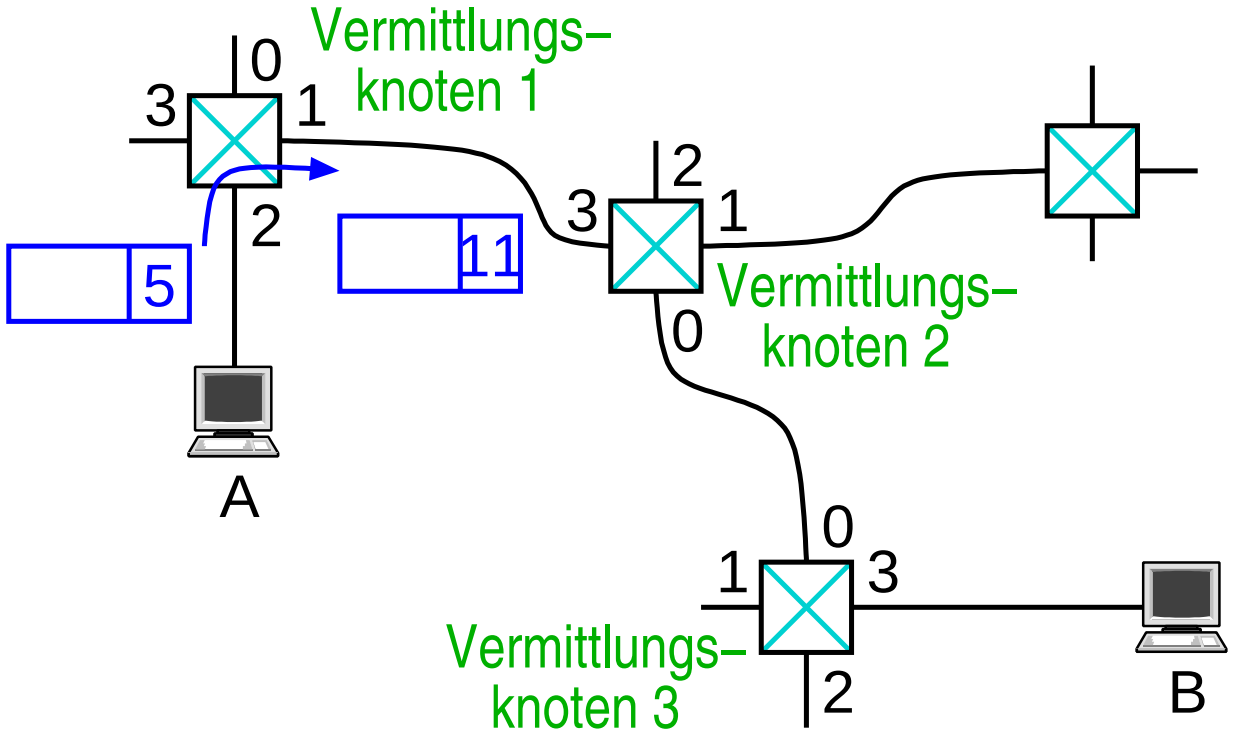
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



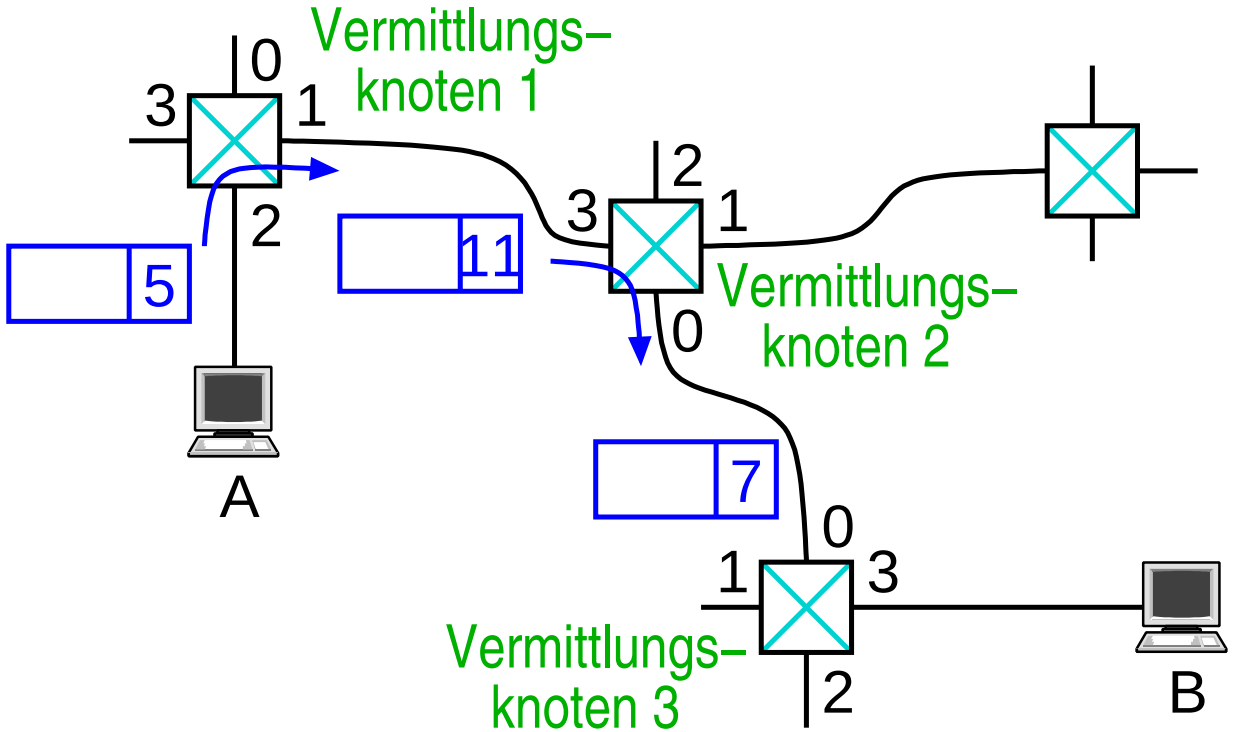
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



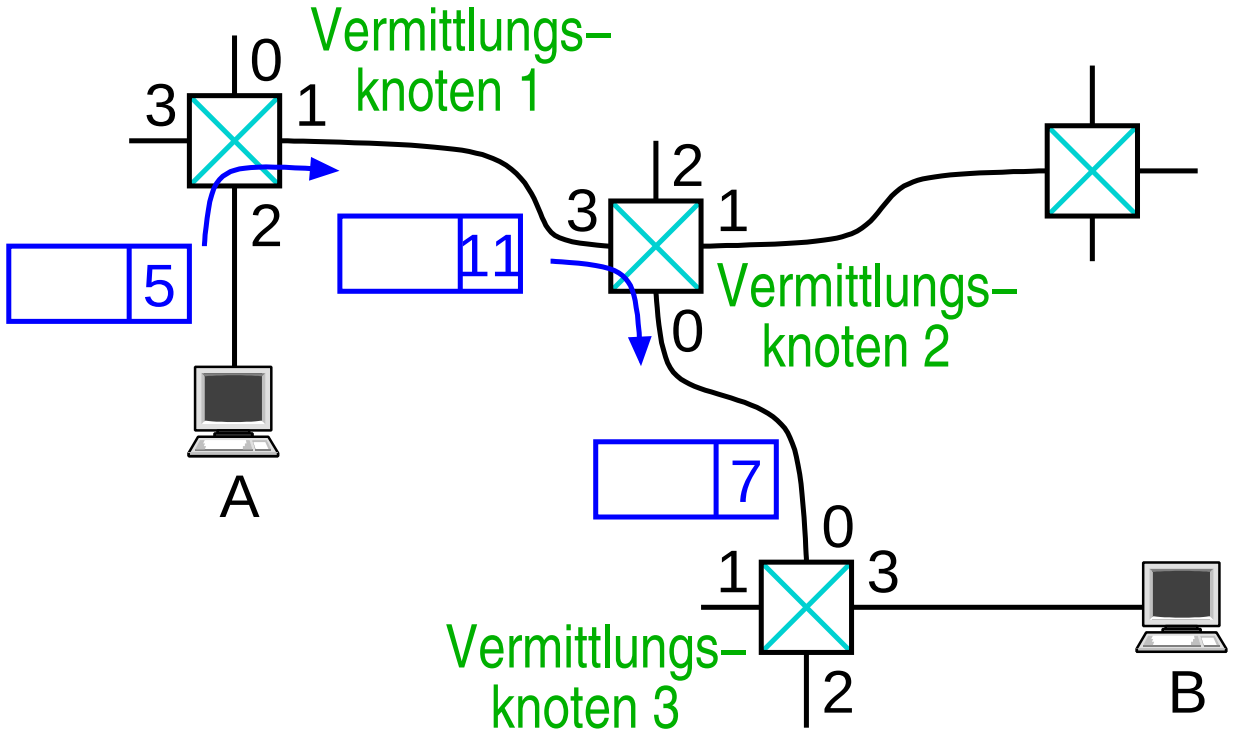
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



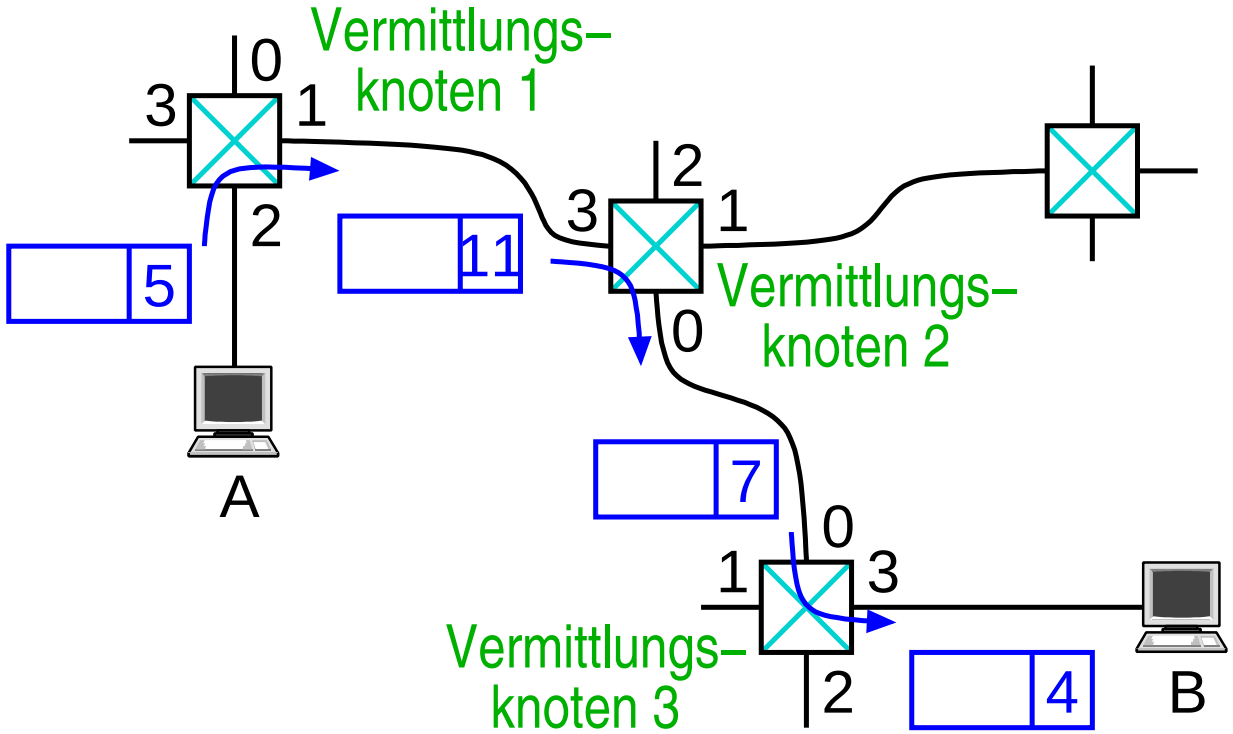
	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Virtuelle Leitungsvermittlung (verbindungsorientiert) ...

- Beispiel:
  A sendet an B



	Eingangsport	Eingangs–VCI	Ausgangsport	Ausgangs–VCI
Verm.kn. 1:	2	5	1	11
Verm.kn. 2:	3	11	0	7
Verm.kn. 3:	0	7	3	4

- Eingesetzt z.B. in Frame-Relay und MPLS (☞ **RN-II**)

★★

Vergleich der Weiterleitungstechniken

	Datagramm-Verm.	Virtuelle Leitungsv.
Verbindungsaufbau	nicht nötig	erforderlich
Adressierung	Pakete enthalten volle Sender- und Empfänger-Adresse	Pakete enthalten nur kurze VC-Bezeichner
Wegewahl	erfolgt unabhängig für jedes Paket	Weg wird bei Aufbau des VC festgelegt
Bei Ausfall eines Vermittlungsknotens	keine größeren Auswirkungen	alle VCs mit diesem Vermittlungsknoten sind unterbrochen
Dienstgütegarantien (QoS) und Überlastkontrolle	schwierig	Einfach, wenn vorab Resourcen für VC reserviert werden

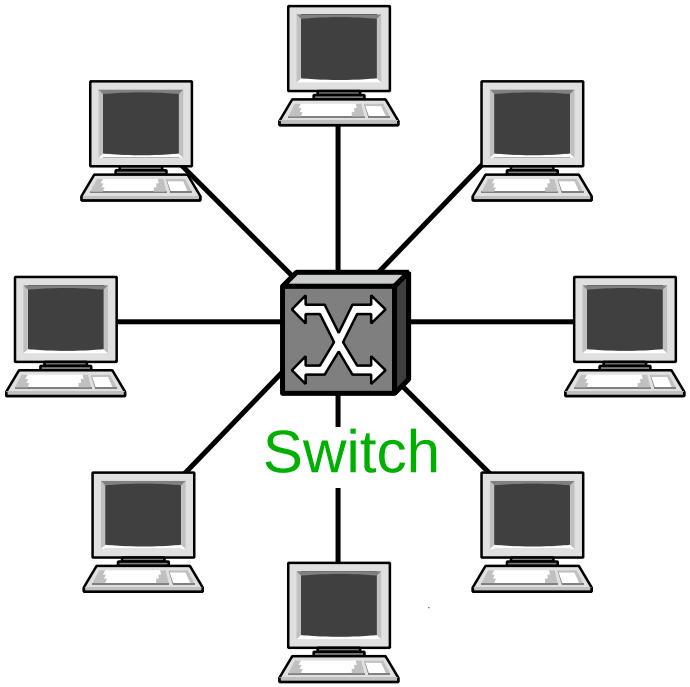
Begriffe

- **Switching / Forwarding (Weiterleitung):**
  - Weiterleiten v. Frames (Paketen) zum richtigen Ausgangsport
- **(LAN-)Switch / Bridge (Brücke):**
  - Vermittler im LAN (auf Ebene der Sicherungsschicht)
  - Bridge: Switch mit nur zwei Ports
- **Routing:**
  - (dynamischer) Aufbau von Tabellen zum Forwarding
  - Ziel: Finden von (guten/optimalen) Wegen zu anderen Netzen
- **Router:**
  - Knoten, der mit den Protokollen der Vermittlungsschicht Pakete weiterleitet
  - vereinigt Funktionalität von Routing und Forwarding

4.2 Switching: Einführung

OSI: 2

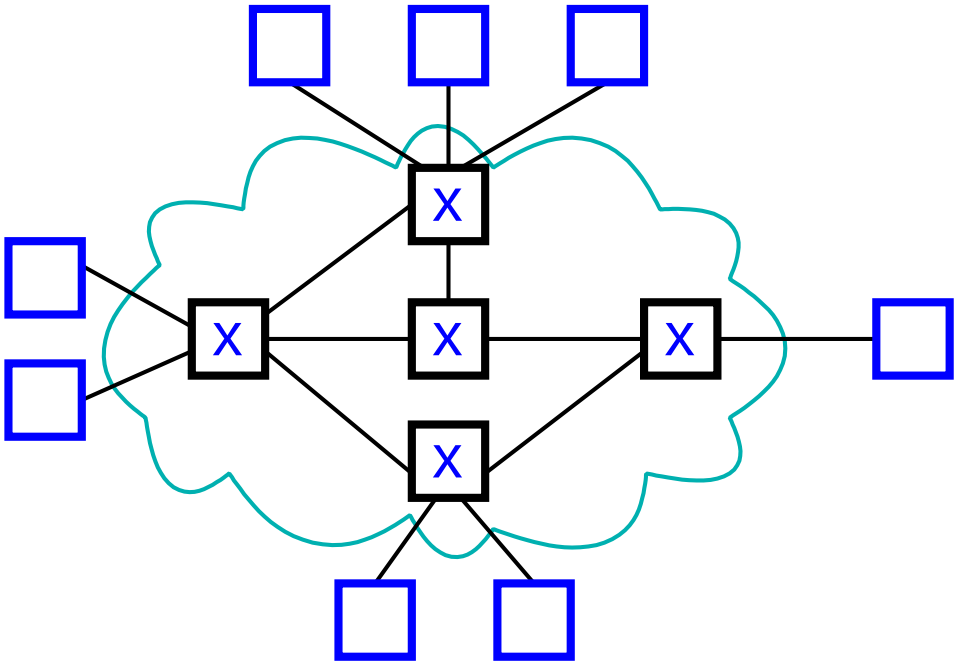
- Motivation: Ersetzen von Mehrfachzugriffsverbindungen im LAN durch Punkt-zu-Punkt-Verbindungen
- Vermittler (Switch):
  - mehrere Ein-/Ausgänge
  - leitet Frames aufgrund der Zieladresse im Header weiter
- Führt zu Sterntopologie:



4.2 Switching: Einführung ...

- Vorteil gegenüber Bustopologie:
  - Kommunikation zwischen zwei Knoten wirkt sich nicht (notwendigerweise) auf andere Knoten aus

- Beschränkungen können durch Zusammenschalten mehrerer Switches überwunden werden:
  - begrenzte Anzahl von Ein-/ Ausgängen pro Switch
  - Leitungslänge, geographische Ausdehnung



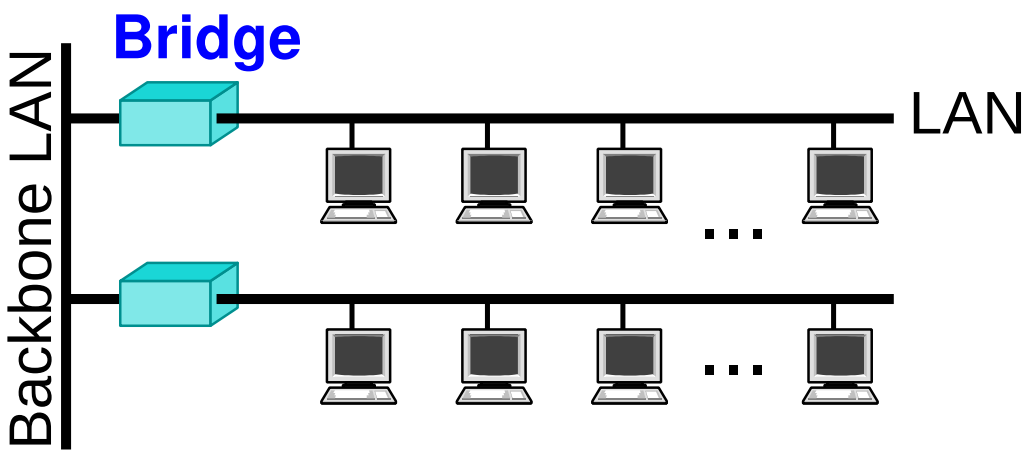
4.2 Switching: Einführung ...

- Weitere Beschränkungen von Switches
  - Heterogenität
    - die verbundenen Netze müssen u.a. dasselbe Adressierungsschema haben
    - z.B. Ethernet und Token-Ring ist möglich, Ethernet und ATM nicht
  - Skalierbarkeit:
    - Broadcasts
    - *Spanning-Tree*-Algorithmus (☞ **4.5**)
  - Transparenz:
    - Latenz
    - Verlust von Frames bei Überlast

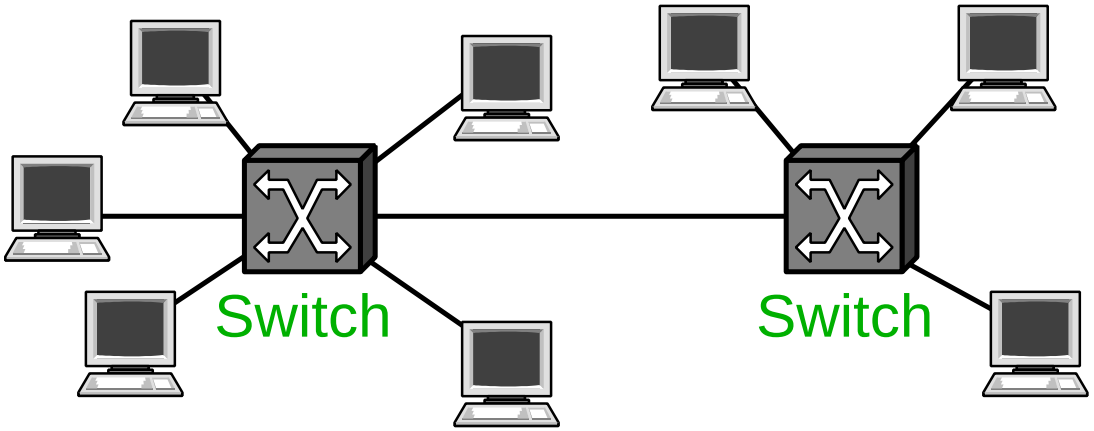
4.2 Switching: Einführung ...

- **LAN Switch**: Vermittlungsknoten auf der Sicherungsschicht
  - kann Zieladresse im Sicherungsschicht-Header analysieren
  - gibt Frames nur an die Ports weiter, wo es notwendig ist

- **Bridge**: Switch mit 2 Ports
  - Einsatz bei 10Base5 zur Überwindung von physikalischen Beschränkungen (Leitungslänge, Anzahl Repeater, ...)

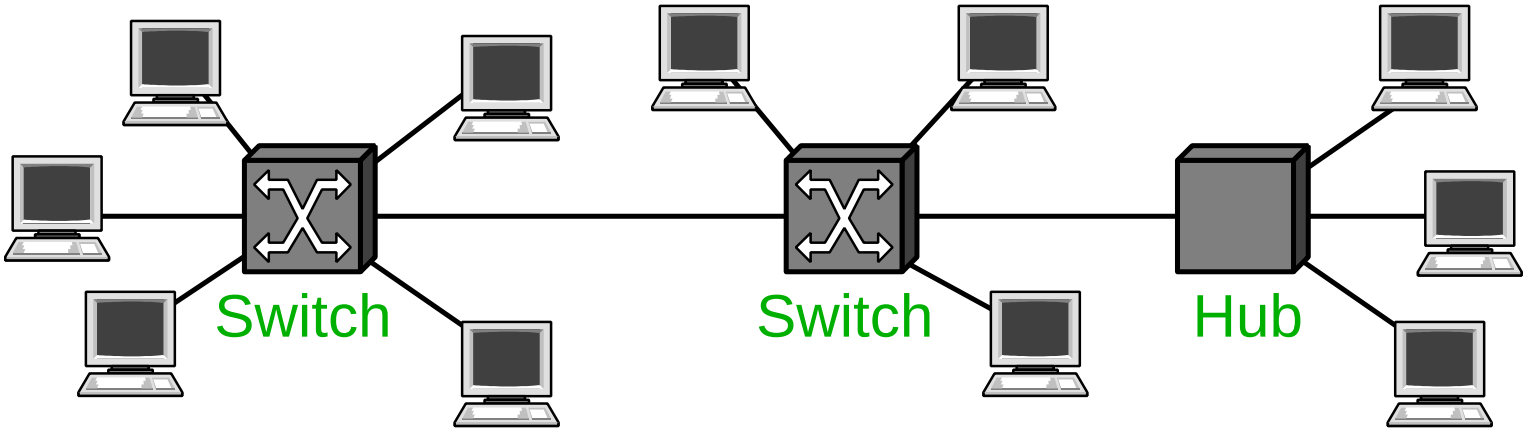


Ein (Ethernet-)LAN mit Switches



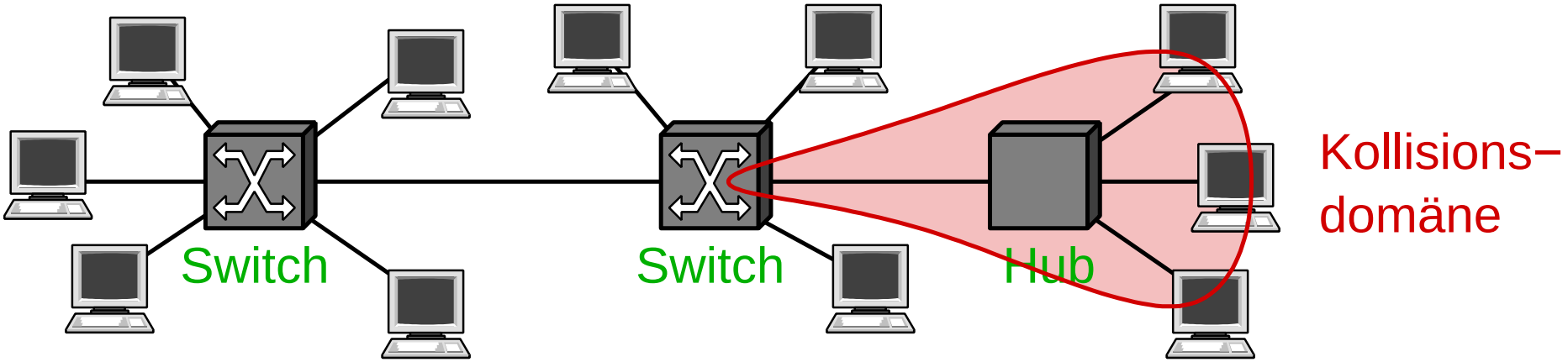
- Verwendung von Switches ist bei Ethernet ab 100 Mb/s üblich
  - ermöglicht Vollduplex-Betrieb
    - in diesem Fall treten keine Kollisionen mehr auf
    - aber: Switch muß ggf. Frames zwischenspeichern

Ein (Ethernet-)LAN mit Switches



- Verwendung von Switches ist bei Ethernet ab 100 Mb/s üblich
  - ermöglicht Vollduplex-Betrieb
    - in diesem Fall treten keine Kollisionen mehr auf
    - aber: Switch muß ggf. Frames zwischenspeichern
- Möglich auch: gemischter Betrieb mit Switches und Hubs
  - Auswirkung von Kollisionen sind auf den Bereich des Hubs eingeschränkt (**Kollisionsdomäne**)

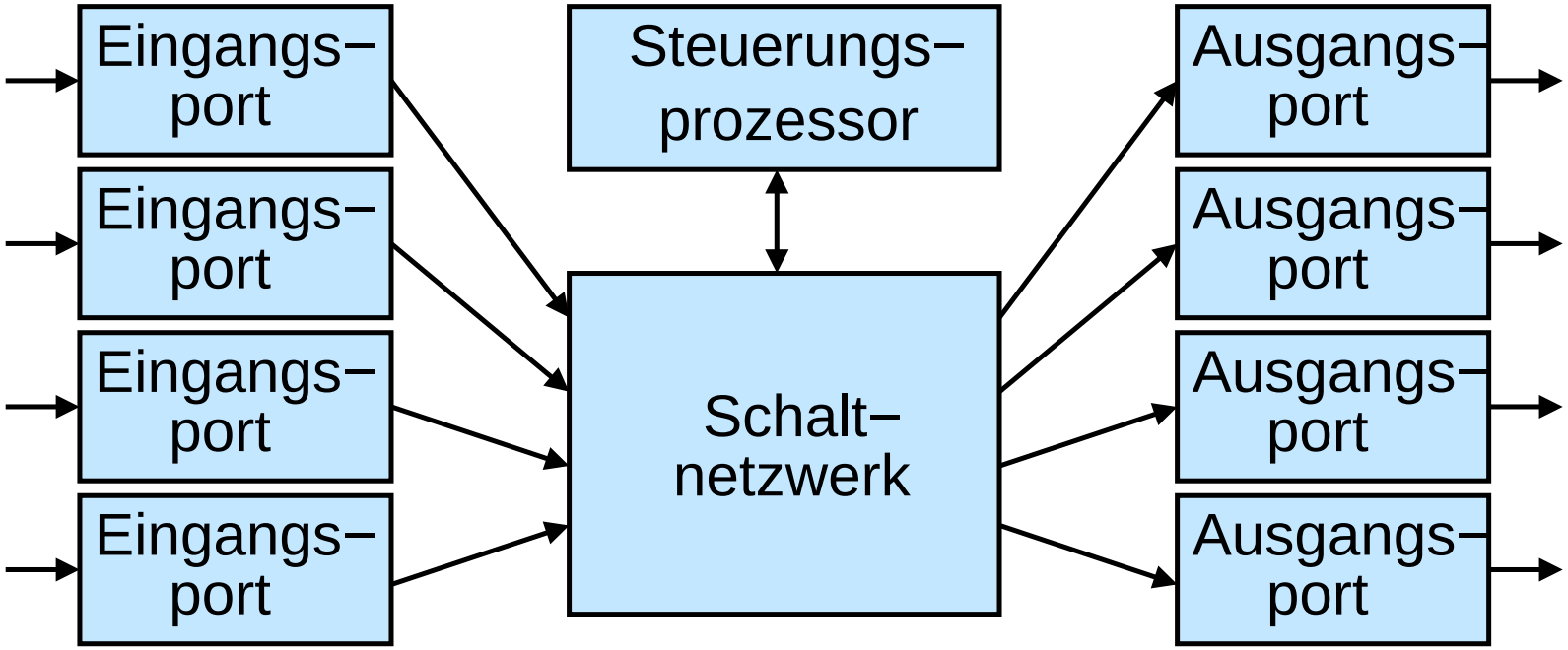
Ein (Ethernet-)LAN mit Switches



- Verwendung von Switches ist bei Ethernet ab 100 Mb/s üblich
  - ermöglicht Vollduplex-Betrieb
    - in diesem Fall treten keine Kollisionen mehr auf
    - aber: Switch muß ggf. Frames zwischenspeichern
- Möglich auch: gemischter Betrieb mit Switches und Hubs
  - Auswirkung von Kollisionen sind auf den Bereich des Hubs eingeschränkt (**Kollisionsdomäne**)

4.3 Implementierung von Switches

- Typischer Aufbau:

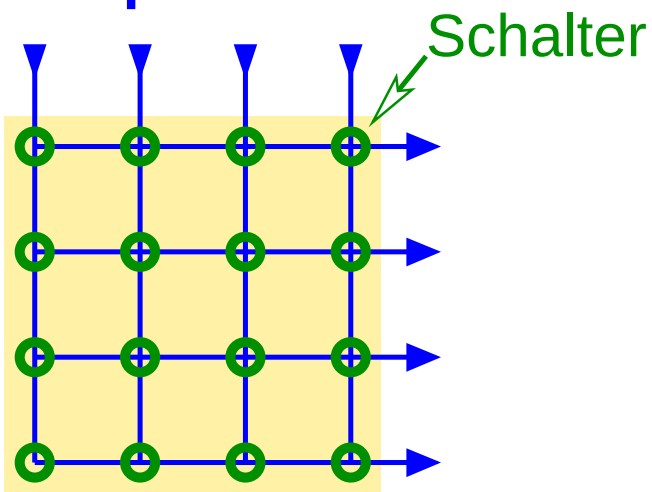


- Eingangsports analysieren Header, programmieren Schaltnetzwerk
- Pufferung in den (Ausgangs-)Ports und/oder im Schaltnetzwerk
- Steuerungsprozessor: u.a. Aufbau Weiterleitungstabelle, STP

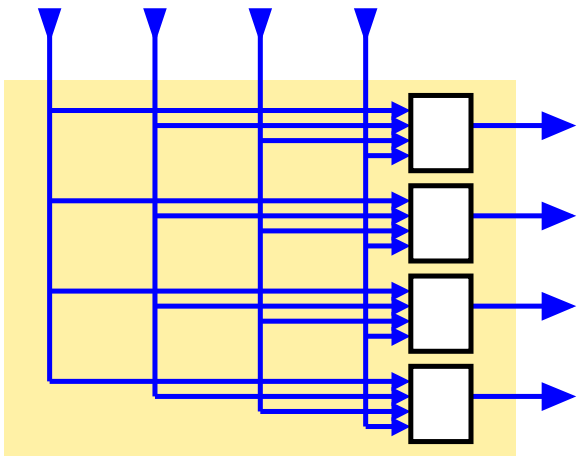
Realisierung des Schaltnetzwerks

- Gemeinsamer Bus / gemeinsamer Speicher
  - Bus- bzw. Speicherbandbreite begrenzt den Gesamtdurchsatz
- Crossbar
  - jeder Eingangsport kann an jeden Ausgangsport durchgeschaltet werden

Prinzip:



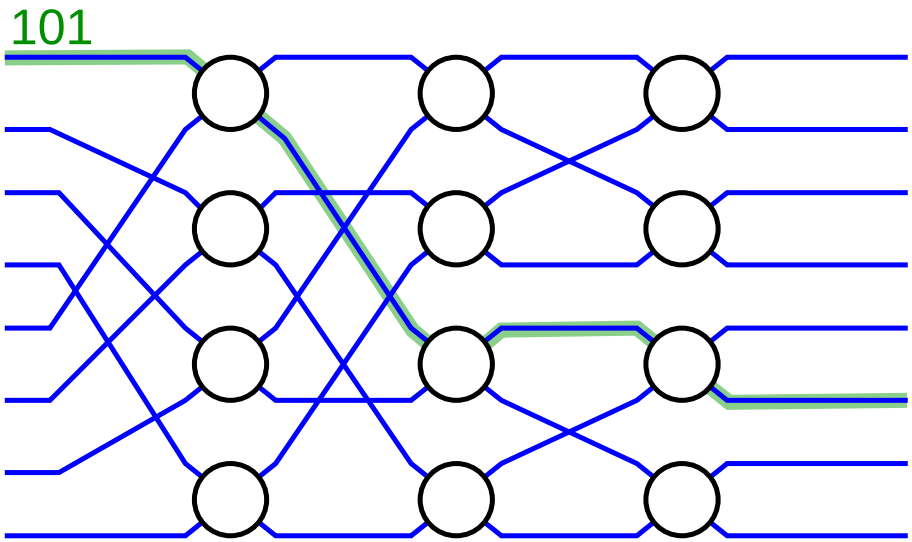
Mit Ausgangspufferung:



  - Problem: Speicherbandbreite der Ausgangspuffer

Realisierung des Schaltnetzwerks ...

- Eigenvermittelnde Schaltnetzwerke
  - Verwendung von 2x2-Schaltelementen, z.B. Banyan-Netzwerk:



  - Frames erhalten internen Header, der den Weg durch das Schaltnetz beschreibt
    - im Beipiel: 0 ≙ oberer Ausgang, 1 ≙ unterer Ausgang
  - Vorsortierung der Frames vermeidet interne Kollisionen

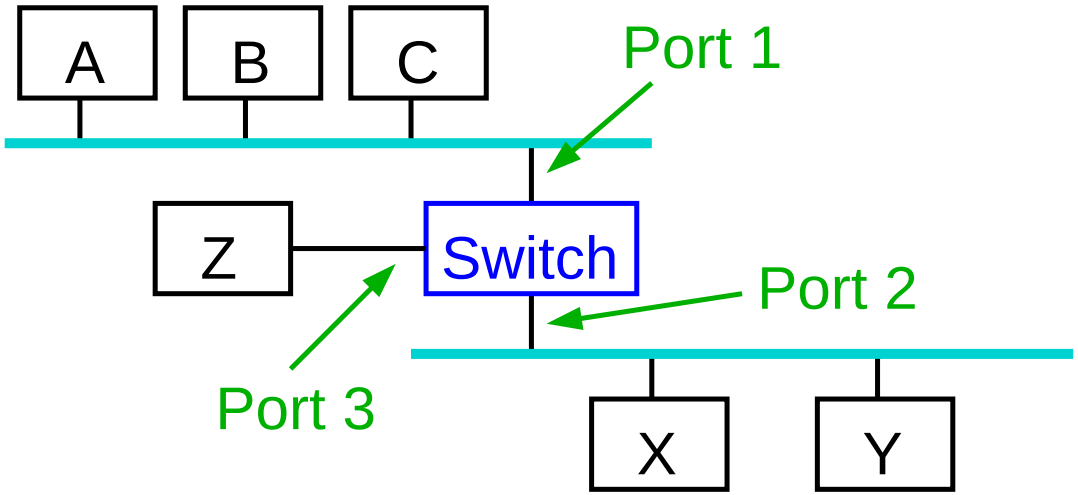
Queueing Strategien

- FIFO-*Queueing* (mit *Tail Drop*)
  - Frames werden in FIFO-Reihenfolge übertragen
  - bei vollem Puffer: neu ankommender Frame wird verworfen
  - ggf. mehrere Warteschlangen mit unterschiedlichen Prioritäten
    - beim Ethernet im VLAN-Header (802.1Q) angegeben
- *Fair Queueing*
  - *Round-Robin*-Abarbeitung der Warteschlangen
  - wegen unterschiedlicher Framegrößen:
    - simuliere bitweises *Round-Robin*
  - ggf. auch mit Gewichtung der Warteschlangen
    - jede Warteschlange erhält einen bestimmten Bandbreiten-anteil

★★★

Automatisches Erstellen der Weiterleitungstabelle

- Beispiel:



Host	Port
A	1
B	1
C	1
X	2
Y	2
Z	3

- Switch untersucht die Quelladresse jedes eingehenden Frames
  - falls nötig, Erzeugung bzw. Aktualisierung eines Tabelleneintrags
- Eintrag für eine Adresse wird gelöscht, wenn längere Zeit kein Frame mit dieser Quelladresse ankommt

★★★

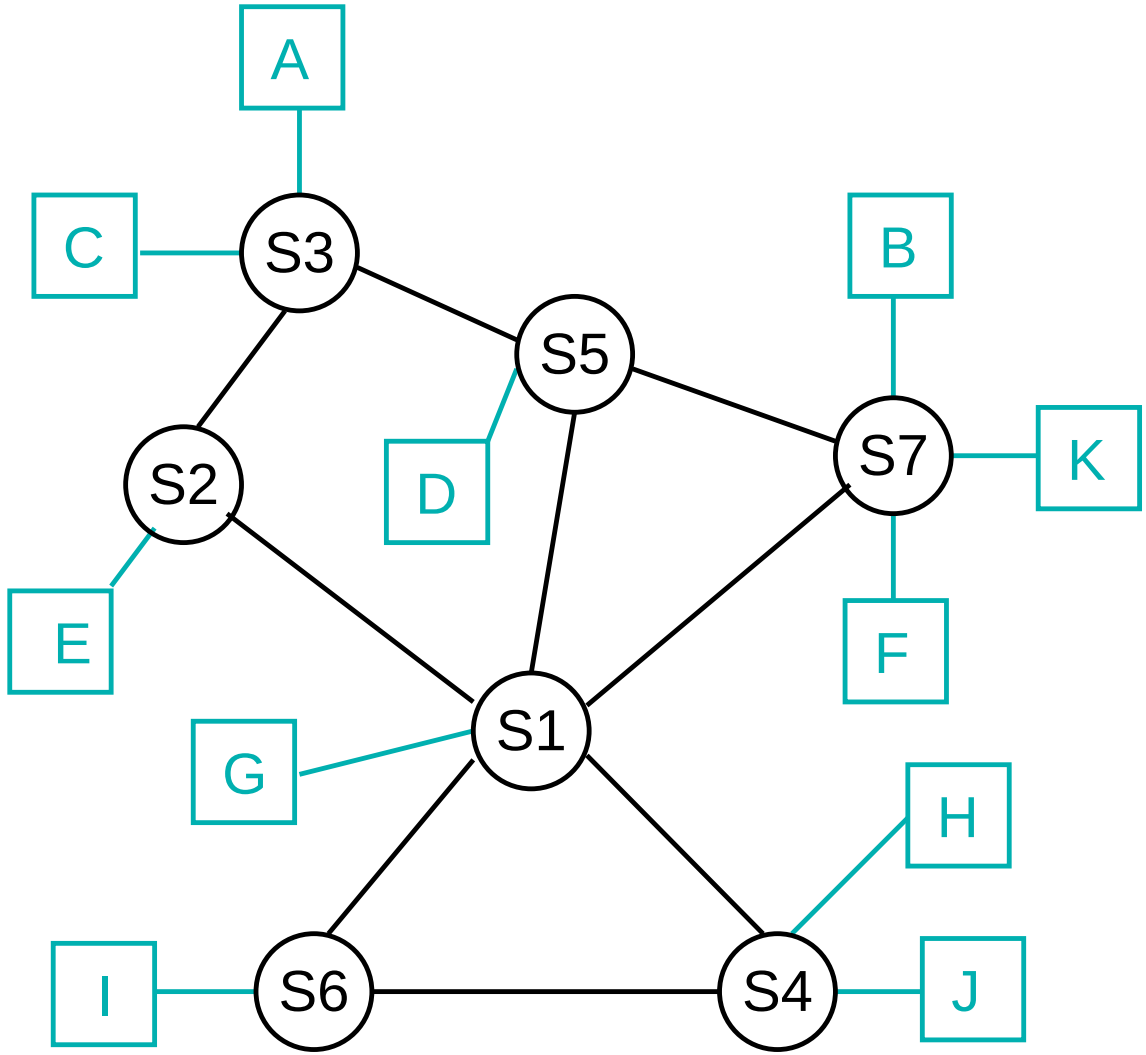
Verhalten beim Eintreffen eines Frames

- Quell- und Ziel-Port identisch:
  - Frame verwerfen
- Quell- und Ziel-Port verschieden:
  - Frame an Ziel-Port weiterleiten
- Ziel-Port unbekannt:
  - weiterleiten an alle Ports (außer den Empfangsport)
- Broadcast-Frames werden immer an alle Ports geleitet
- Weiterleitungstabelle kann begrenzte Größe haben
  - Vollständigkeit ist nicht notwendig
  - Tabelle dient nur als Cache für aktive Knoten

★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

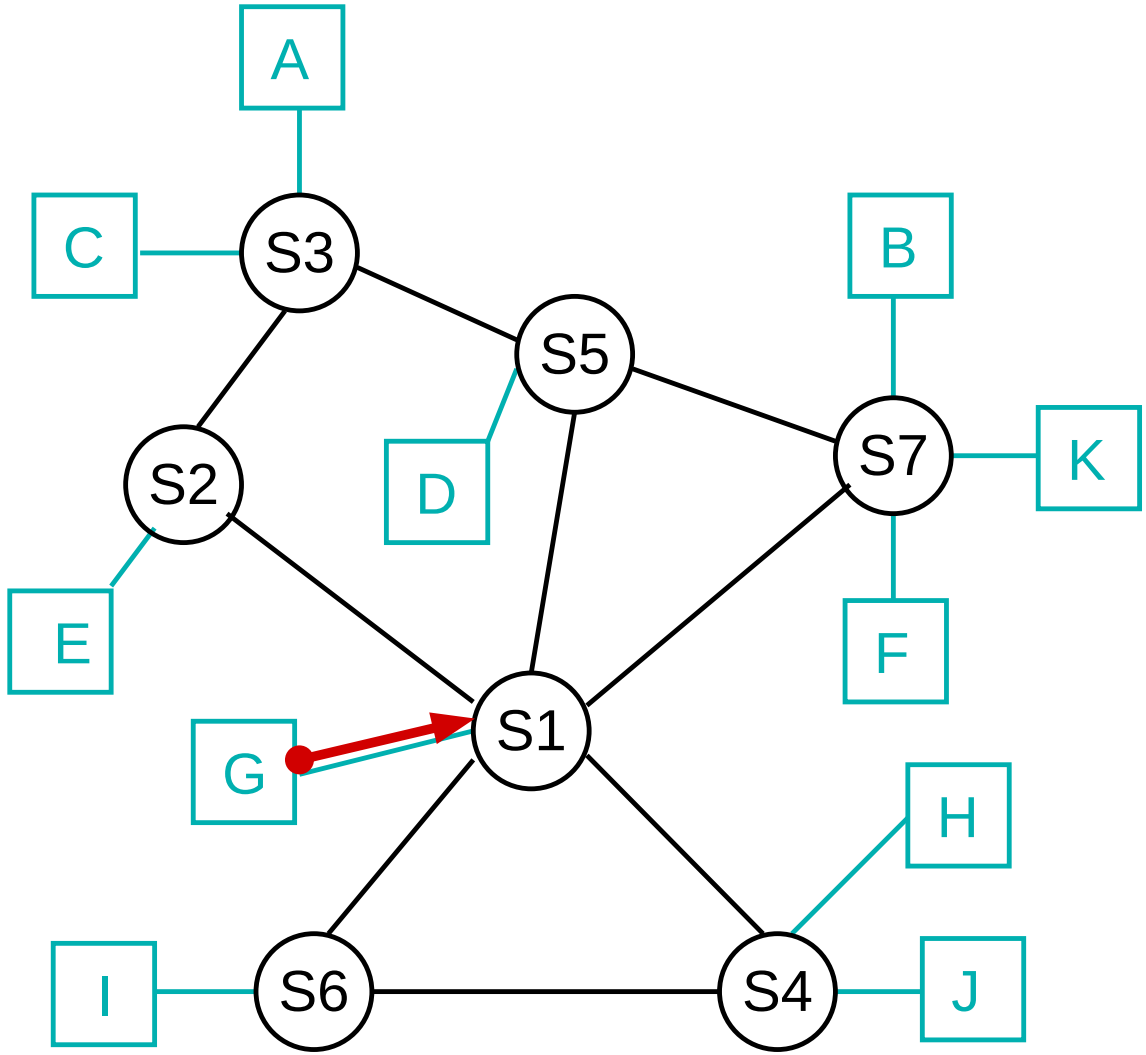
- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)



★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

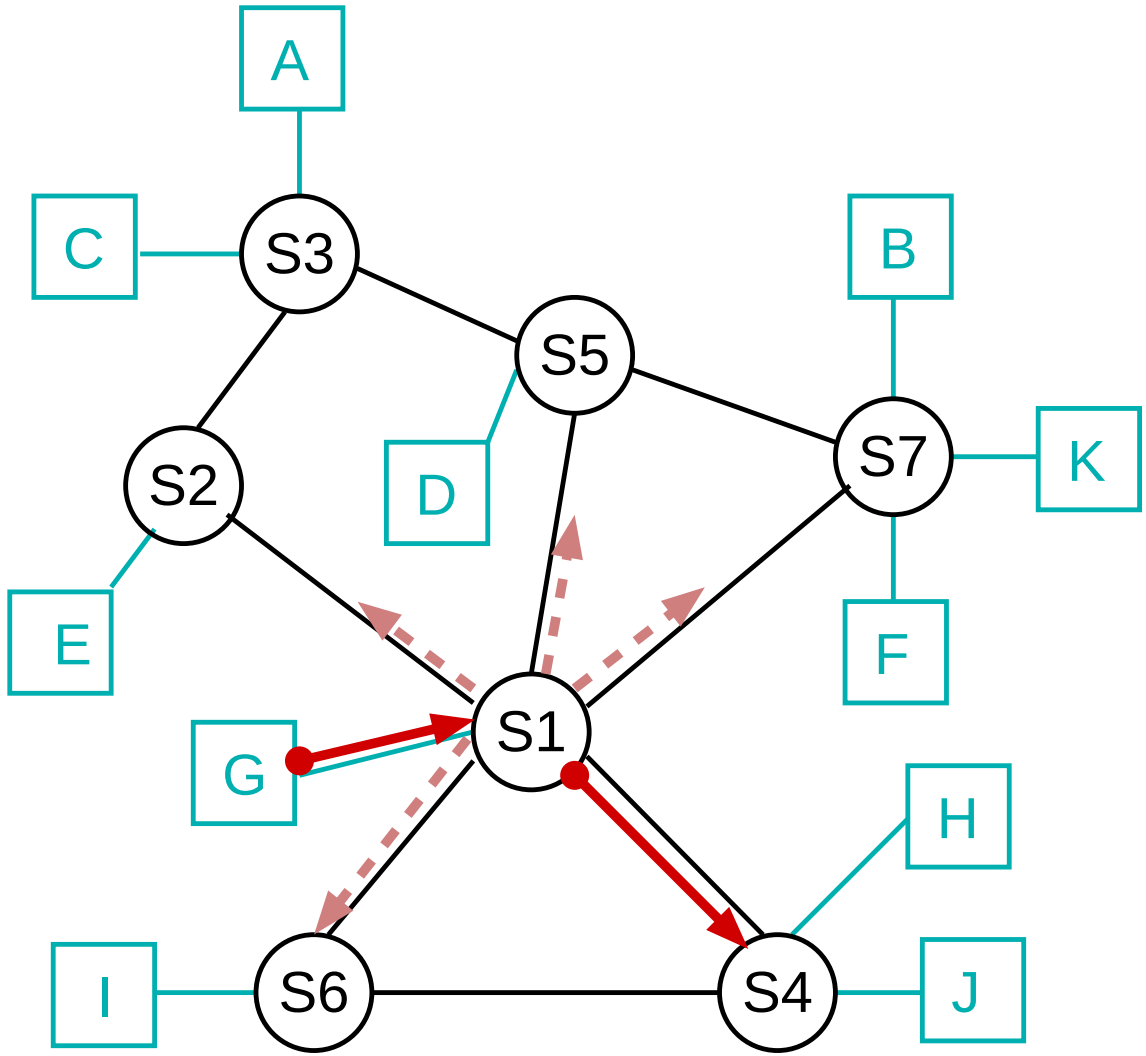
- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)



★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

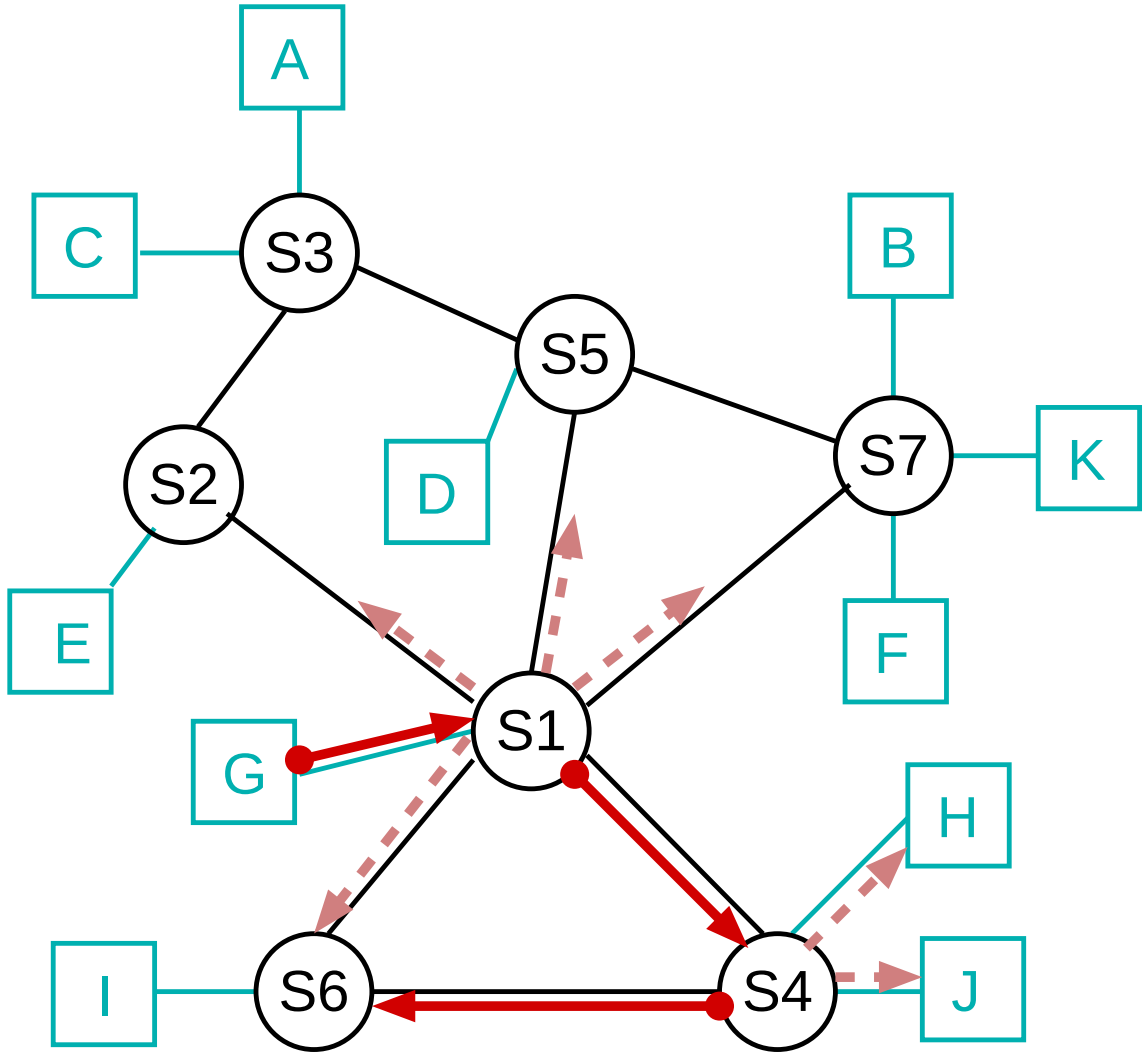
- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)



★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

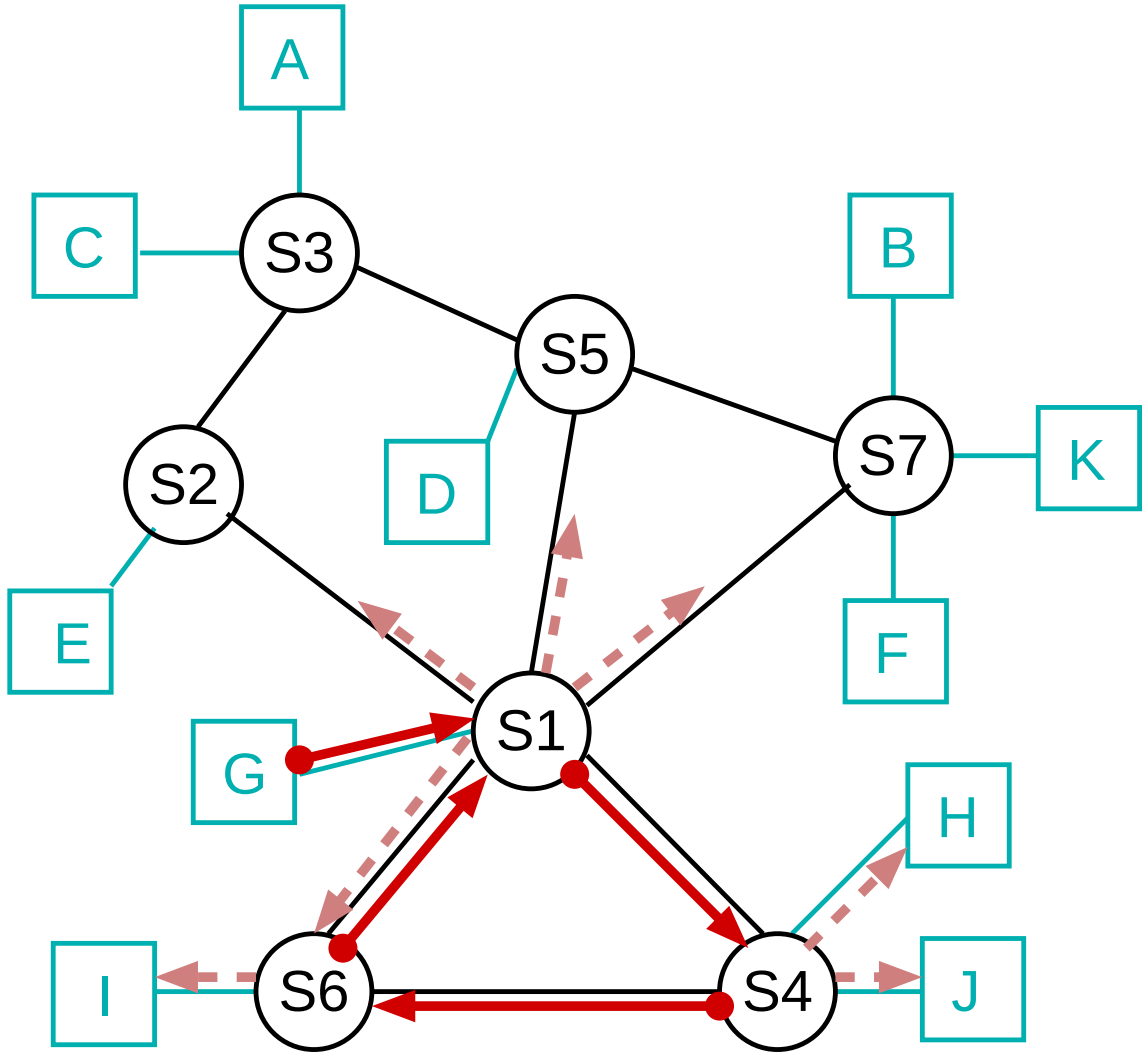
- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)



★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

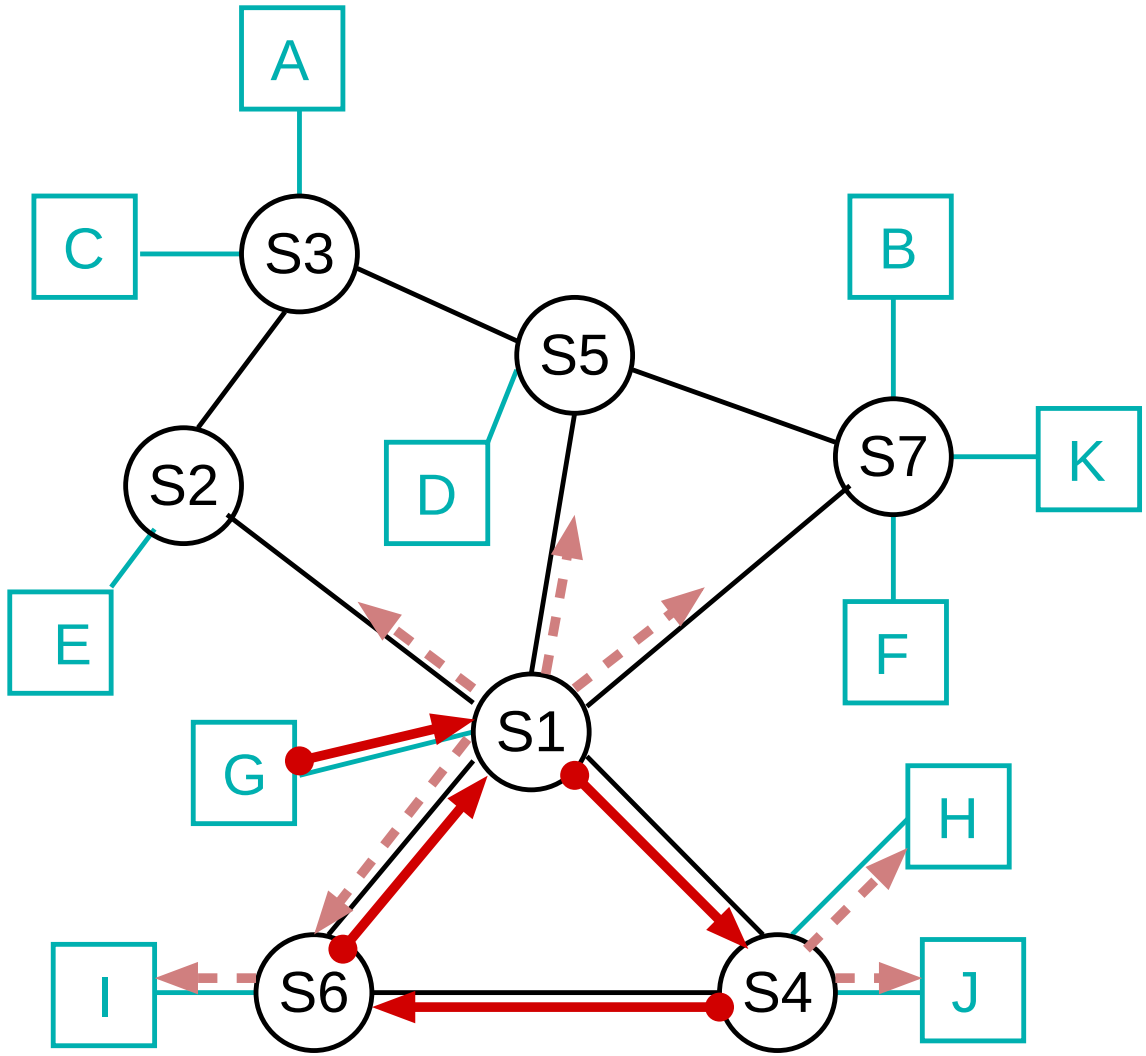
- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)



★★★

Problem bei lernenden Switches: Zyklen

- Z.B. S1 – S4 – S6
- Frame von G mit unbekanntem Ziel läuft ewig im Kreis (Broadcast-Sturm)

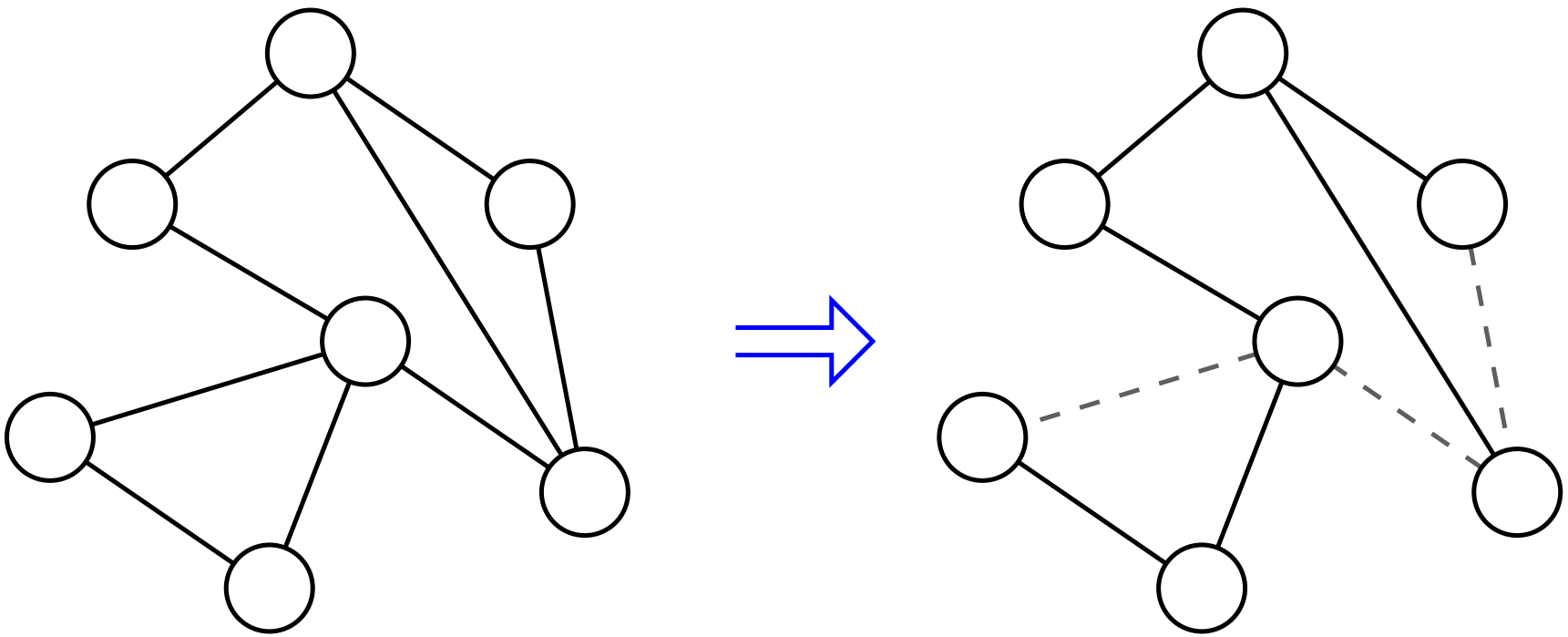


Abhilfe: *Spanning-Tree*-Algorithmus

- Reduziert das Netzwerk auf einen zyklenfreien Graphen (Baum)
- Einige Ports der Switches werden deaktiviert

Aufspannender Baum

- Zyklischer Graph und aufspannender Baum:



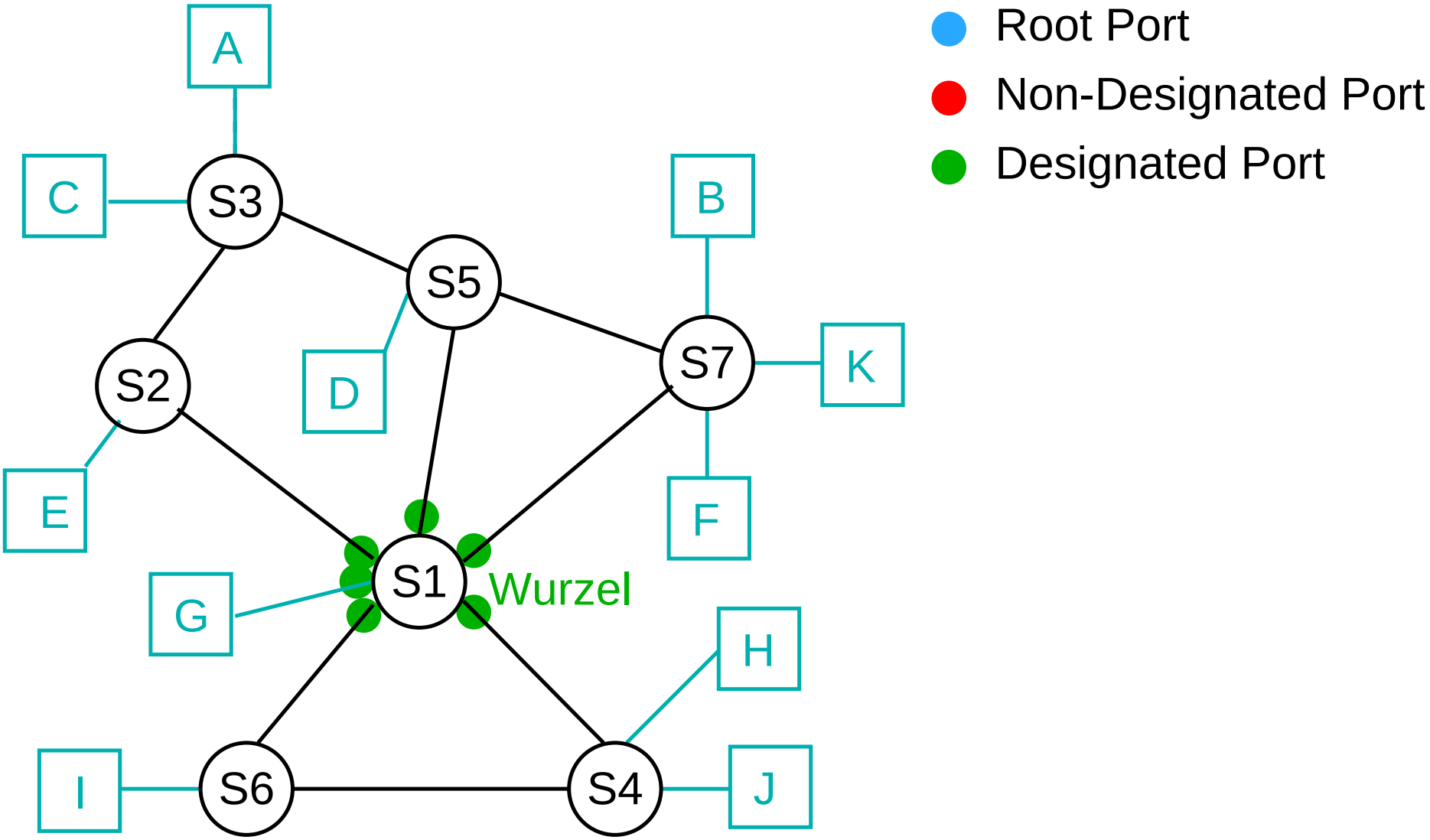
- der aufspannende Baum ist nicht eindeutig

★★

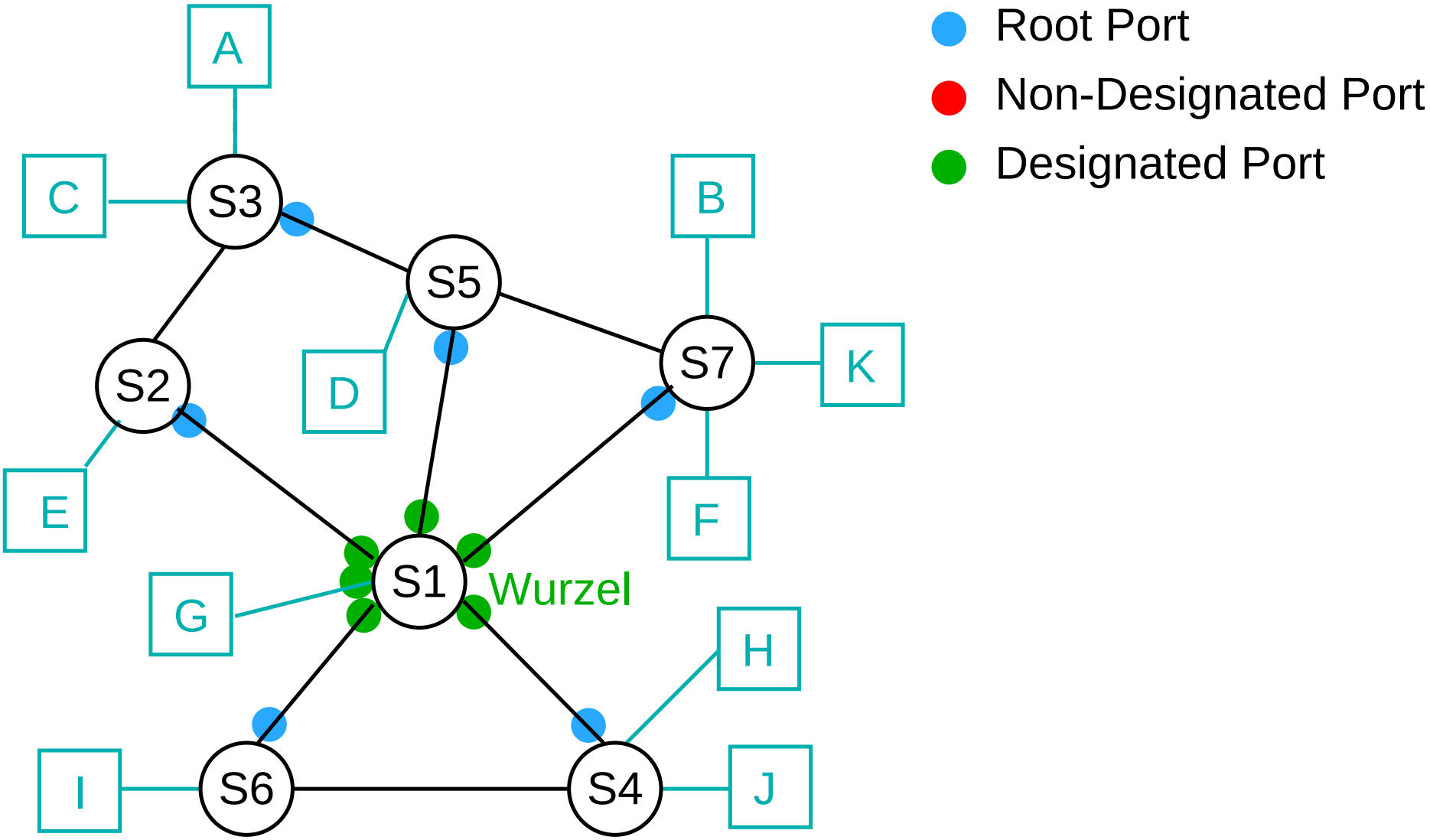
Idee des Algorithmus

- Jeder Switch hat eine eindeutige Kennung (z.B. S1, S2)
- Wähle den Switch mit der kleinsten Kennung als Wurzel
- Jeder Switch bestimmt seinen ***Root Port***
  - der Port mit der geringsten Entfernung zur Wurzel
  - bei Gleichheit entscheidet Port-Priorität bzw. Port-Nummer
- Wähle für jedes LAN-Segment den Port des Switches mit der geringsten Entfernung zur Wurzel als ***Designated Port***
  - bei Gleichheit entscheidet die Switch-Kennung
- Alle anderen Ports sind ***Non-Designated Ports***
  - diese Ports sind blockiert (*blocking*) und leiten keine Frames weiter

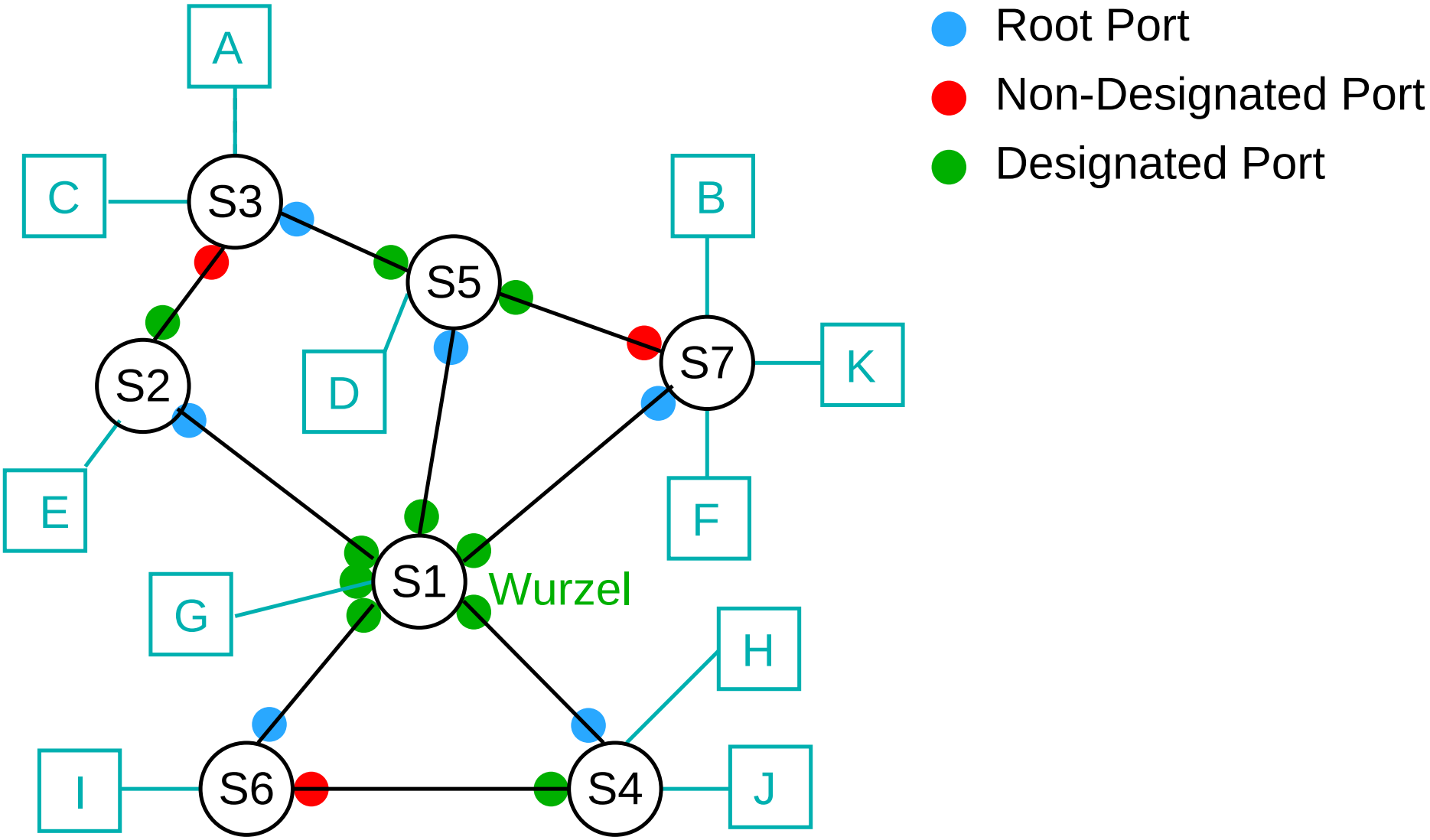
Aufspannender Baum des Beispielnetzes



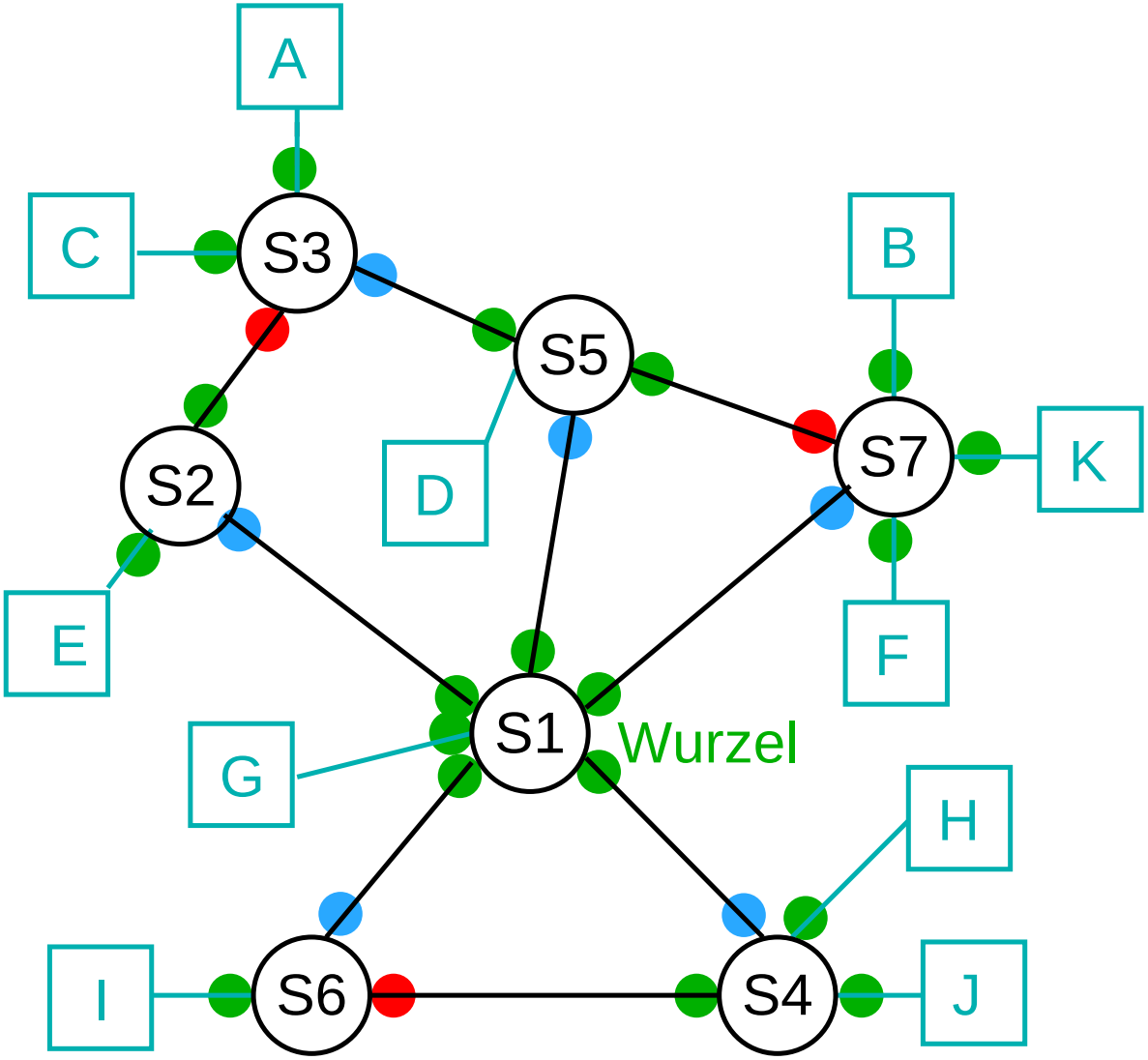
Aufspannender Baum des Beispielnetzes



Aufspannender Baum des Beispielnetzes

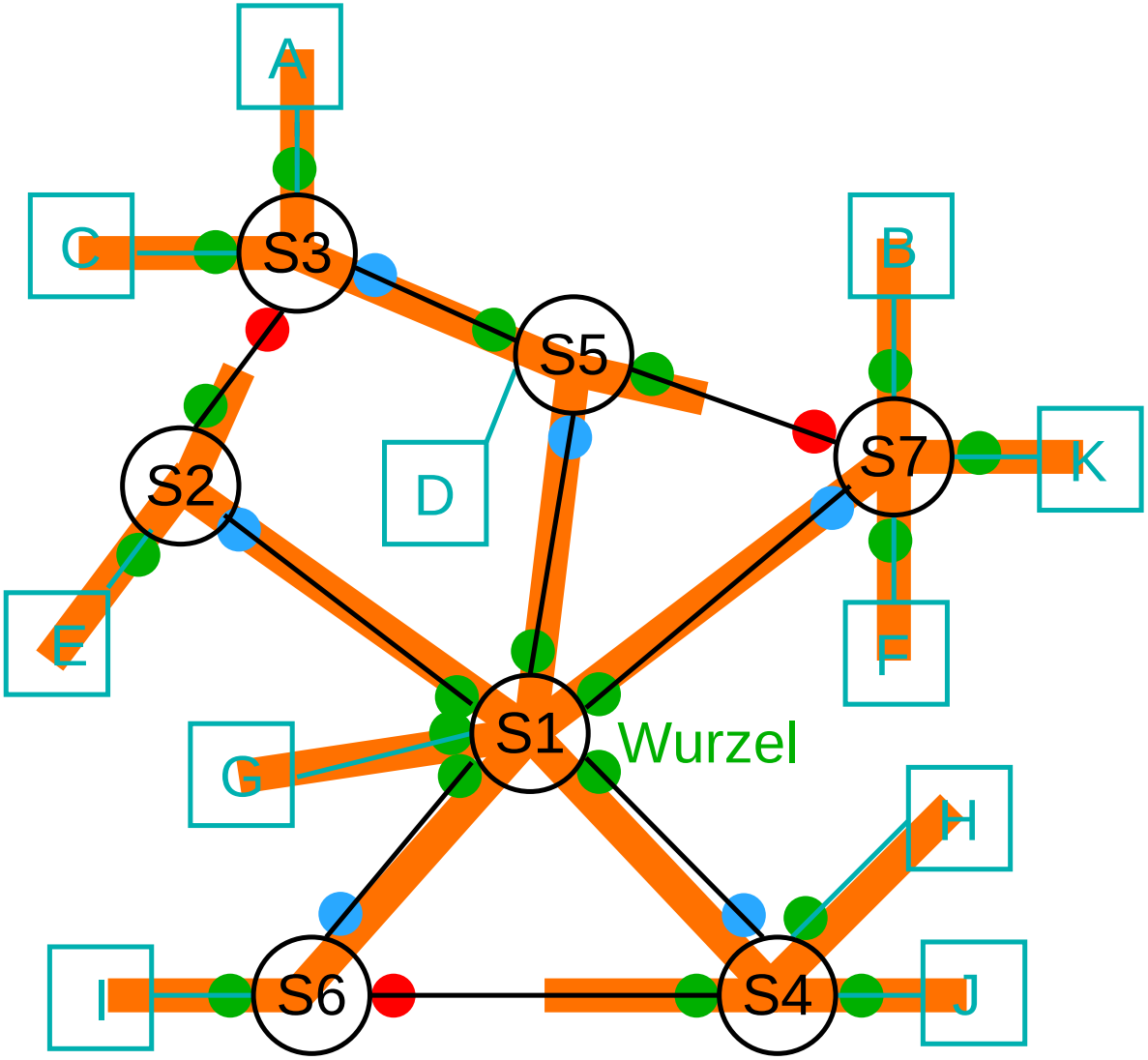


Aufspannender Baum des Beispielnetzes



- Root Port
- Non-Designated Port
- Designated Port

Aufspannender Baum des Beispielnetzes



- Root Port
- Non-Designated Port
- Designated Port

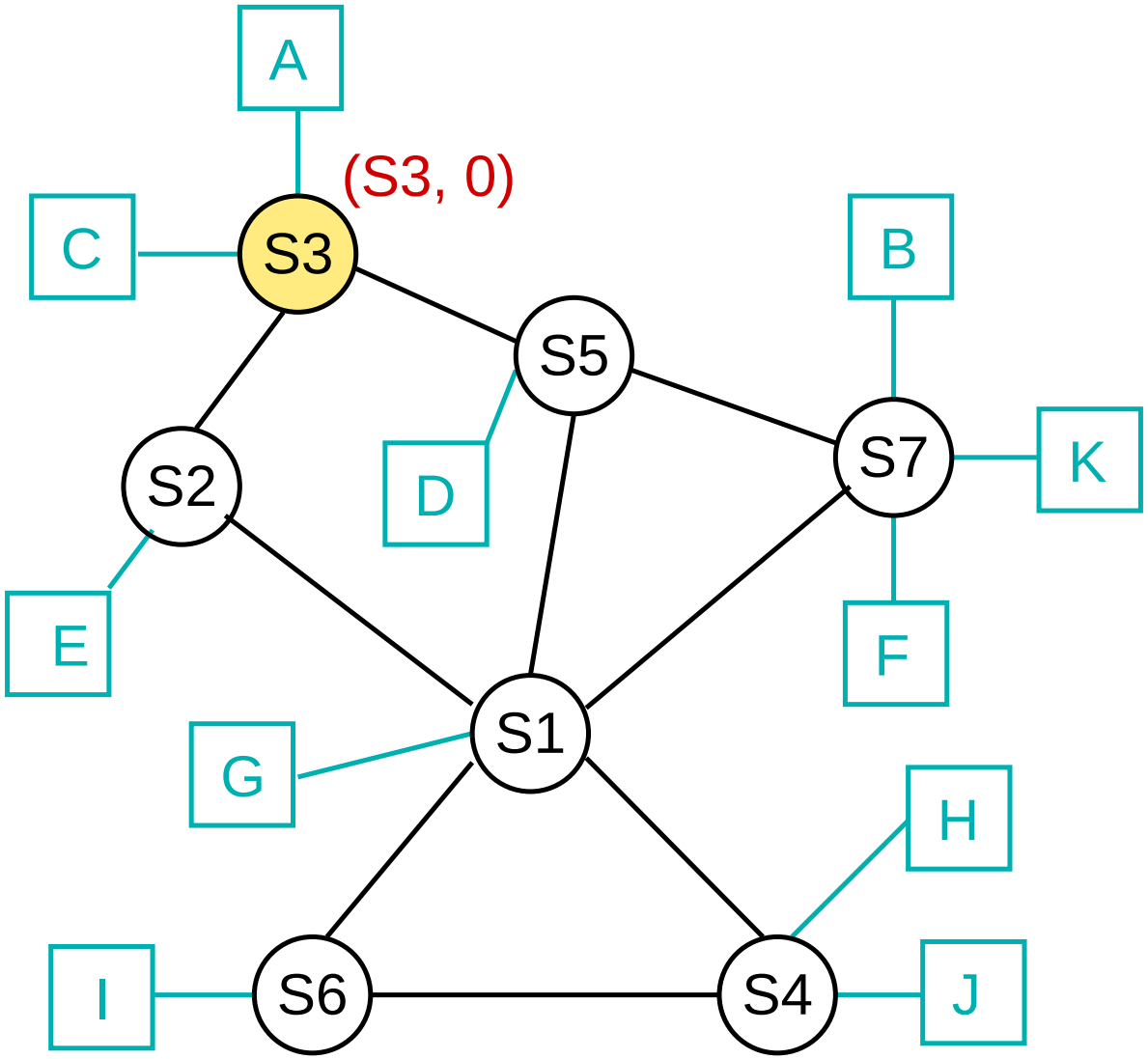
Spanning-Tree-Protokoll (STP)

- Die Knoten tauschen Konfigurations-Nachrichten aus:
  - Kennung des sendenden Switches
  - vermutete Wurzel-Kennung
  - eigene Entfernung zu dieser Wurzel
- Jeder Switch behält die beste Nachricht.
  Besser heißt dabei:
  - Wurzel-Kennung kleiner, oder
  - Wurzel-Kennung gleich, Entfernung kleiner, oder
  - Wurzel-Kennung und Entfernung gleich, Sender-Kennung kleiner
- Jeder Switch startet als Wurzel, bis dies widerlegt ist

Spanning-Tree-Protokoll (STP) ...

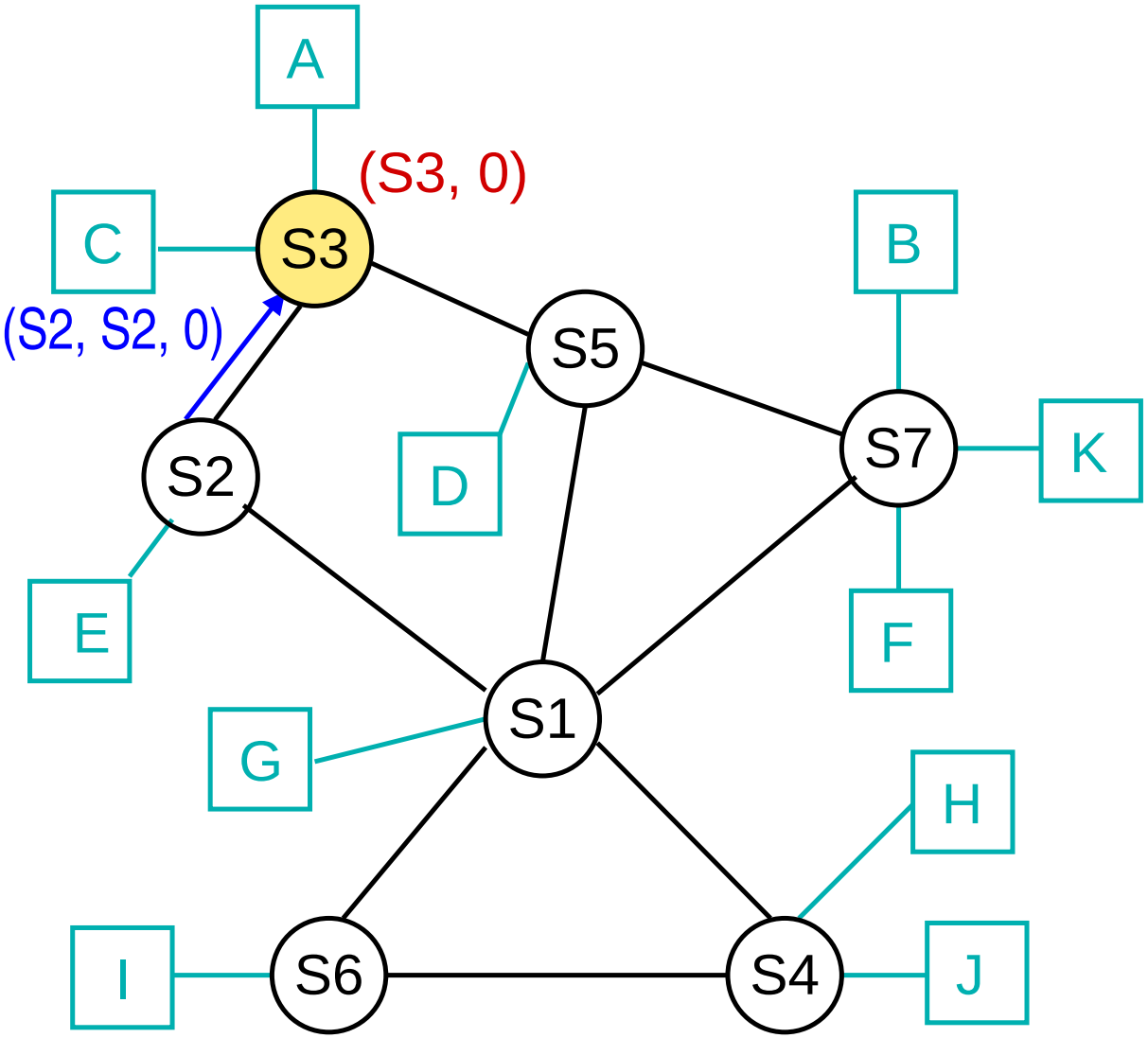
- Wenn ein Switch erfährt, daß er nicht die Wurzel ist, stellt er das Generieren von Nachrichten ein, leitet Nachrichten aber nach wie vor weiter
  - am Ende erzeugt nur noch die Wurzel Nachrichten
- Die Wurzel generiert weiter periodisch Konfigurations-Nachrichten
  - werden im Baum nur noch nach unten weitergegeben
  - automatische Rekonfiguration bei Ausfall der Wurzel
- Topologie-Änderungen werden von Switches zunächst an die Wurzel gesendet, diese gibt sie an alle weiter

Beispiel



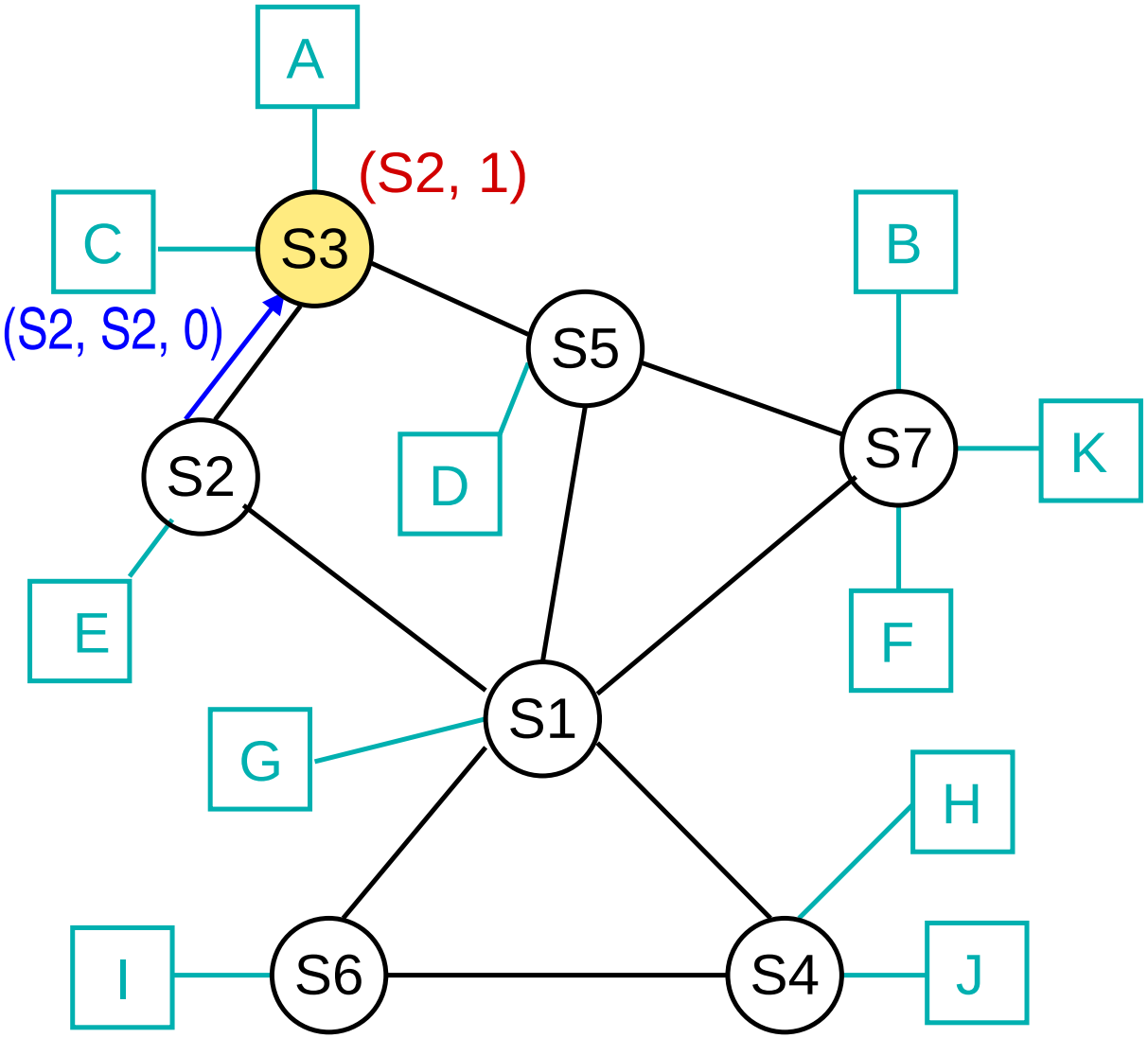
Beispiel

1. S2 → S3



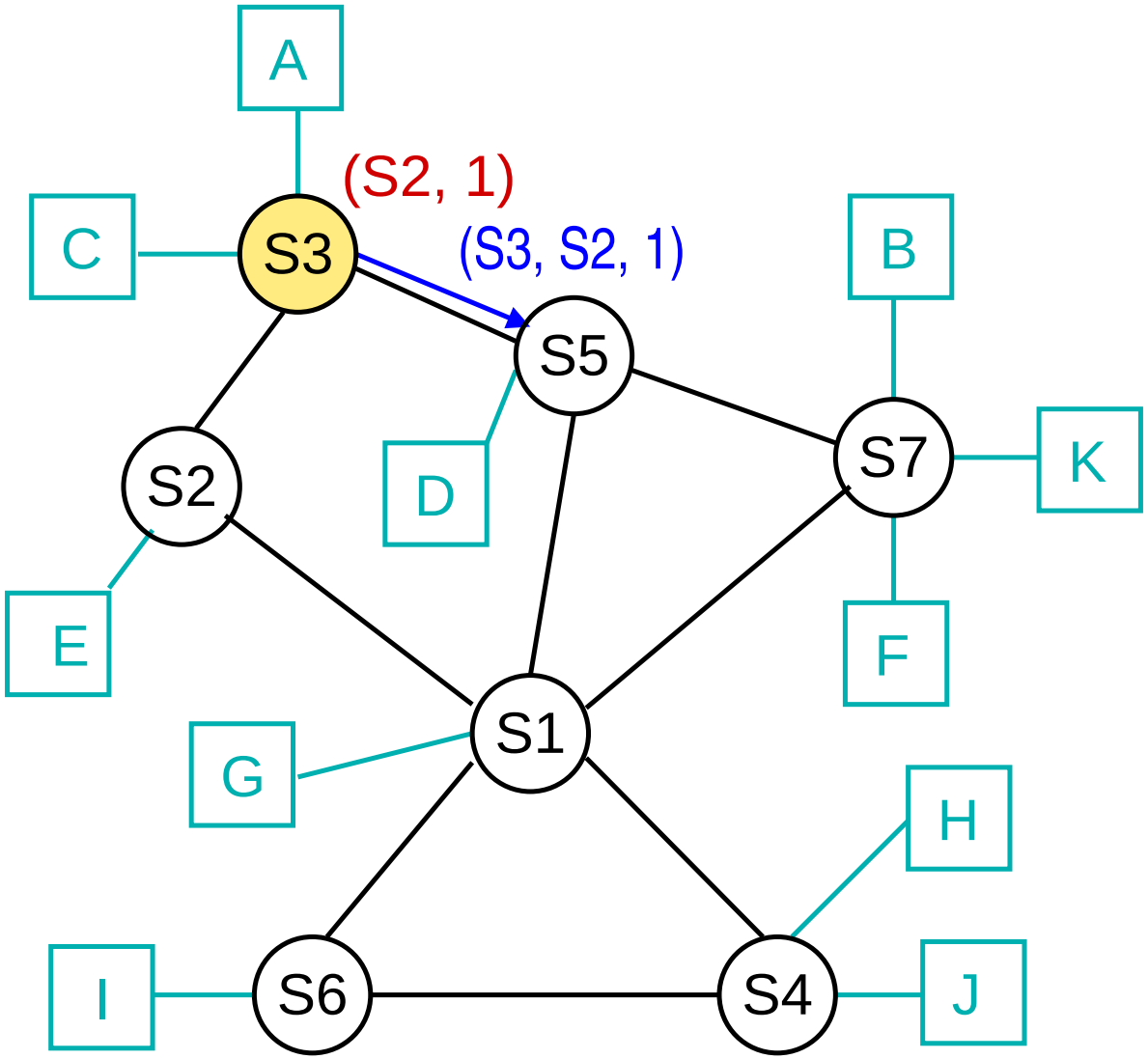
Beispiel

1. S2 → S3
2. S3: S2 ist Wurzel



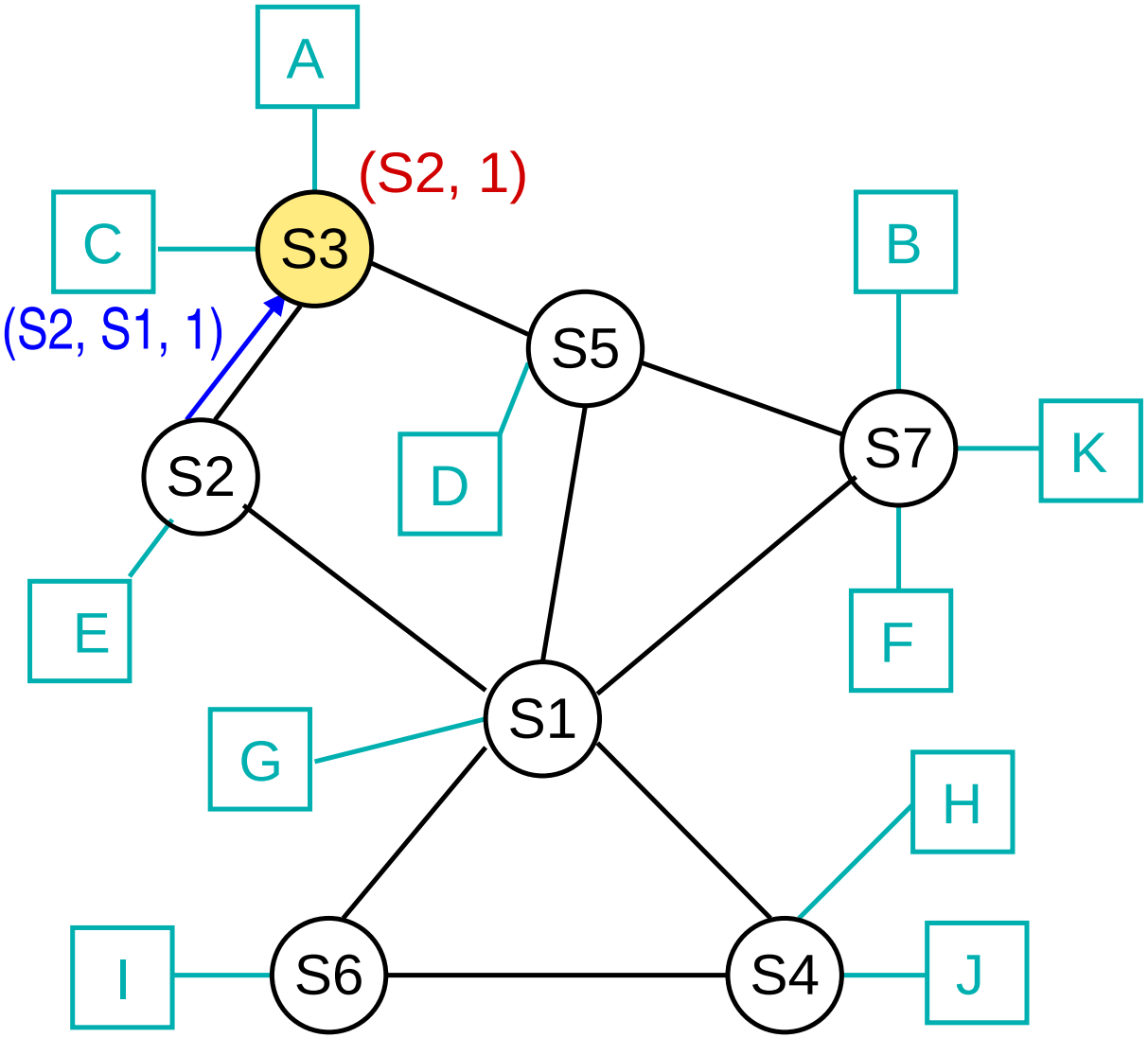
Beispiel

1. S2 → S3
2. S3: S2 ist Wurzel
3. S3 → S5



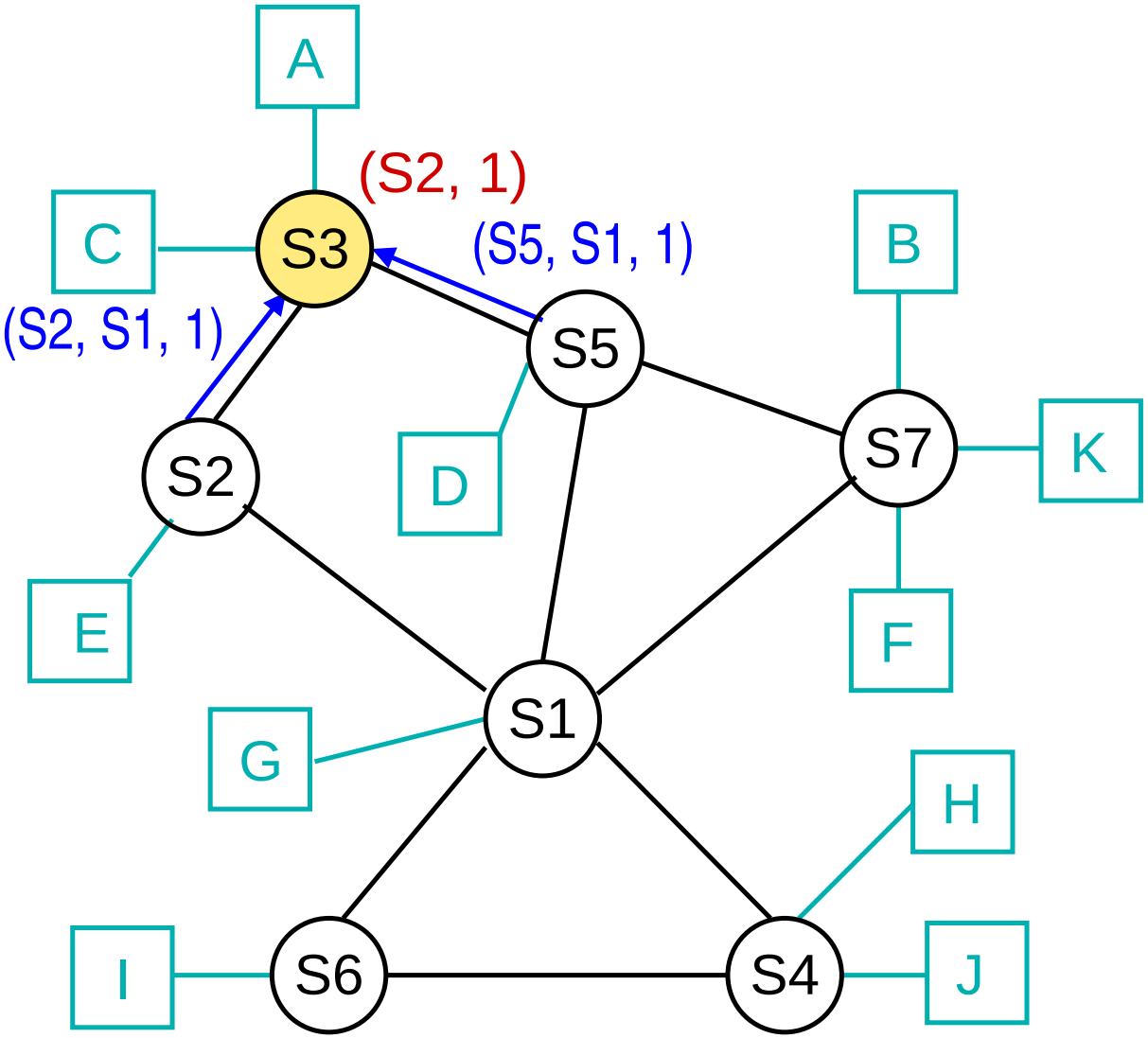
Beispiel

1. S2 → S3
2. S3: S2 ist Wurzel
3. S3 → S5
4. S2: S1 ist Wurzel
   S2 → S3



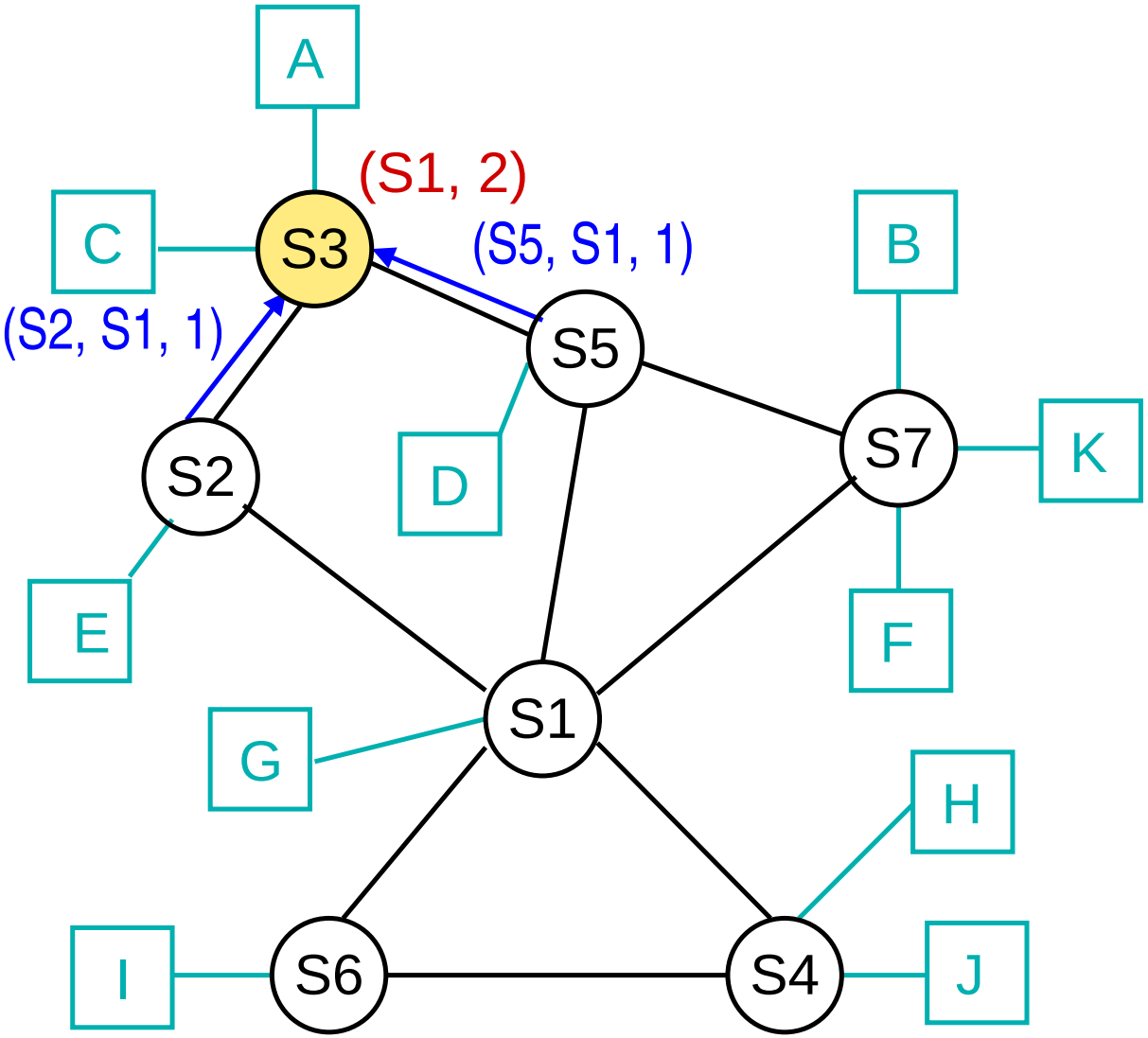
Beispiel

1. S2 → S3
2. S3: S2 ist Wurzel
3. S3 → S5
4. S2: S1 ist Wurzel
   S2 → S3
5. S5: S1 ist Wurzel
   S5 → S3



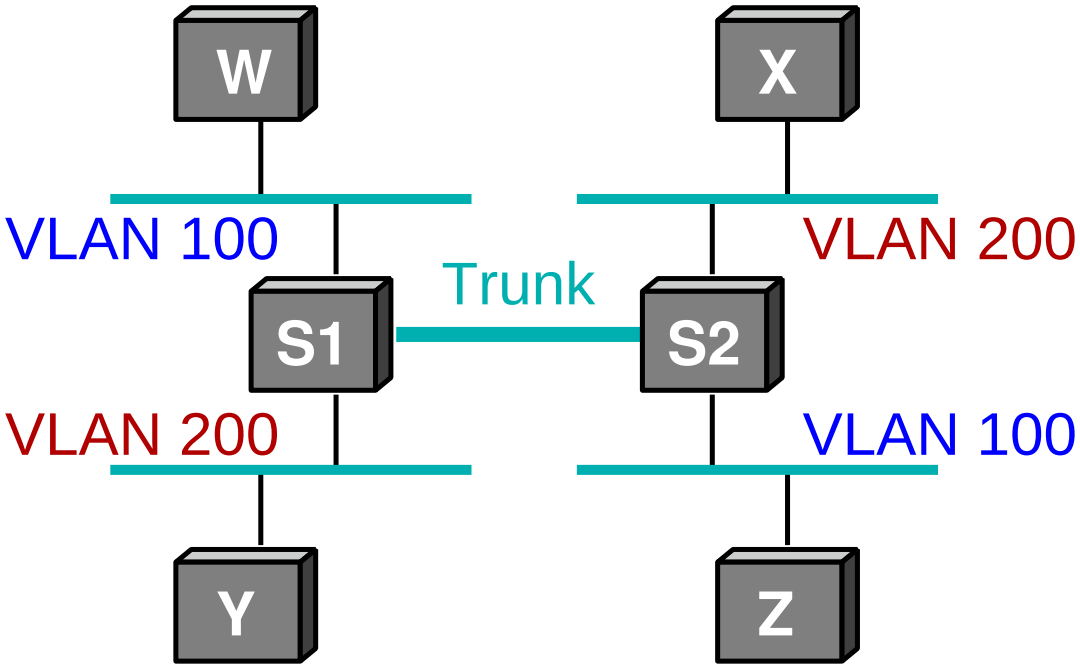
Beispiel

1. S2 → S3
2. S3: S2 ist Wurzel
3. S3 → S5
4. S2: S1 ist Wurzel
   S2 → S3
5. S5: S1 ist Wurzel
   S5 → S3
6. S3: S1 ist Wurzel
   S2, S5 näher an S1



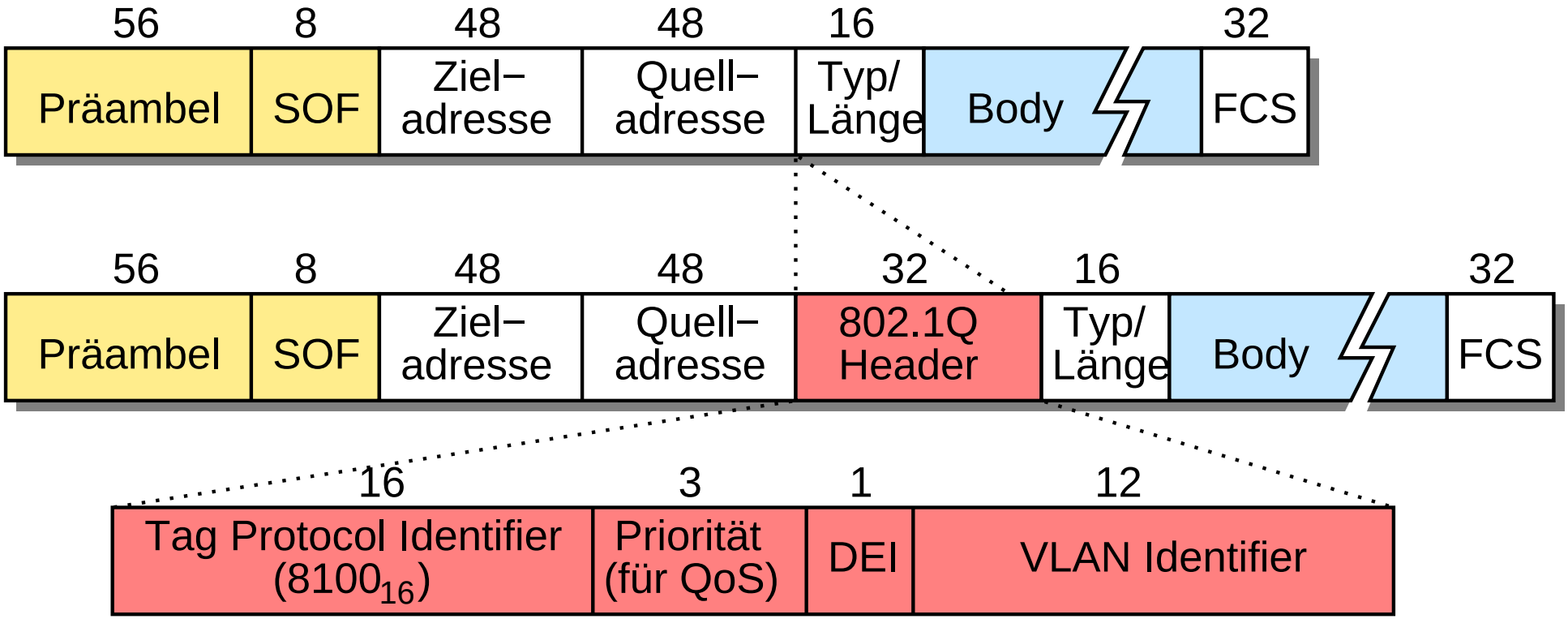
4.6 Virtuelle LANs (VLANs)

- Ziele:
  - bessere Skalierung
  - höhere Sicherheit
- Jedes LAN erhält einen Bezeichner (VLAN-ID)
- Auf Trunk-Leitung: Switch fügt Header mit VLAN-ID ein bzw. entfernt ihn wieder
  - bei Ethernet: VLAN-ID wird **in** den Frame-Header eingefügt



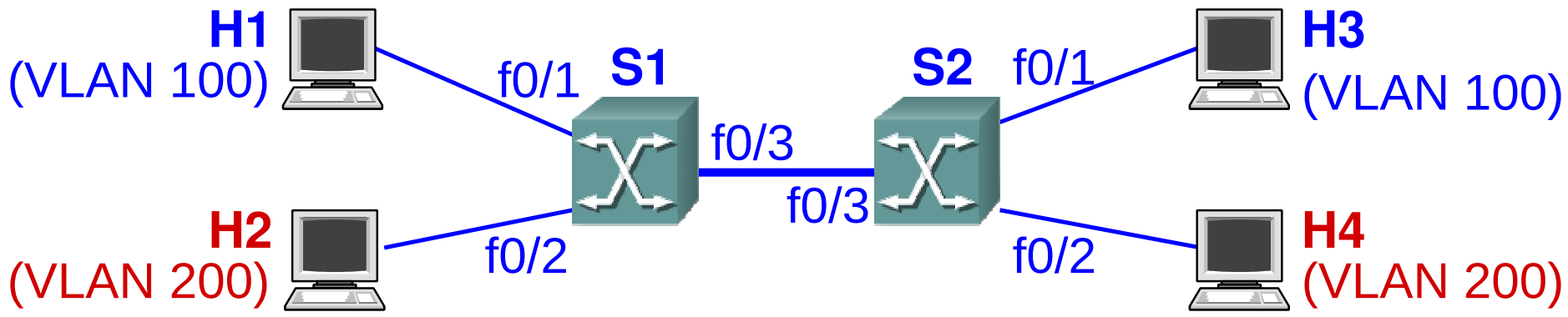
- Frames werden nur an das LAN mit der korrekten VLAN-ID weitergeleitet
- LANs mit verschiedenen VLAN-IDs sind logisch getrennt
  - Kommunikation nur über Router möglich

Ethernet-Frame mit VLAN-Tag (IEEE 802.1Q)



- *Tag Protocol Identifier* identifiziert „getagten“ Frame
- Prioritätsfeld erlaubt bevorzugte Weiterleitung im Switch
  - z.B. für Internet-Telefonie

Beispiel-Konfiguration




```
interface f0/1
   switchport mode access
   switchport access vlan 100
interface f0/2
   switchport mode access
   switchport access vlan 200
interface f0/3
   switchport mode trunk native vlan 100
```

Sende / akzeptiere nur Frames ohne Tag.

Füge bei eingehendem Frame Tag 100 an; sende Frame nur, falls er Tag 100 hat.

Frames ohne Tag gehen ins VLAN 100.

4.7 Zusammenfassung

- Weiterleitungstechniken
  - Datagrammvermittlung, virtuelle Leitungsvermittlung
- LAN-Switches
  - lernen Weiterleitungstabellen selbst
  - zur Vermeidung von Zyklen: *Spanning Tree Protokoll*
  - erlauben die Realisierung von virtuellen LANs

Nächste Lektion:

- *Internetworking*
- Das Internet-Protokoll (IP)

Rechnernetze I

SoSe 2024

5 Internetworking

Inhalt

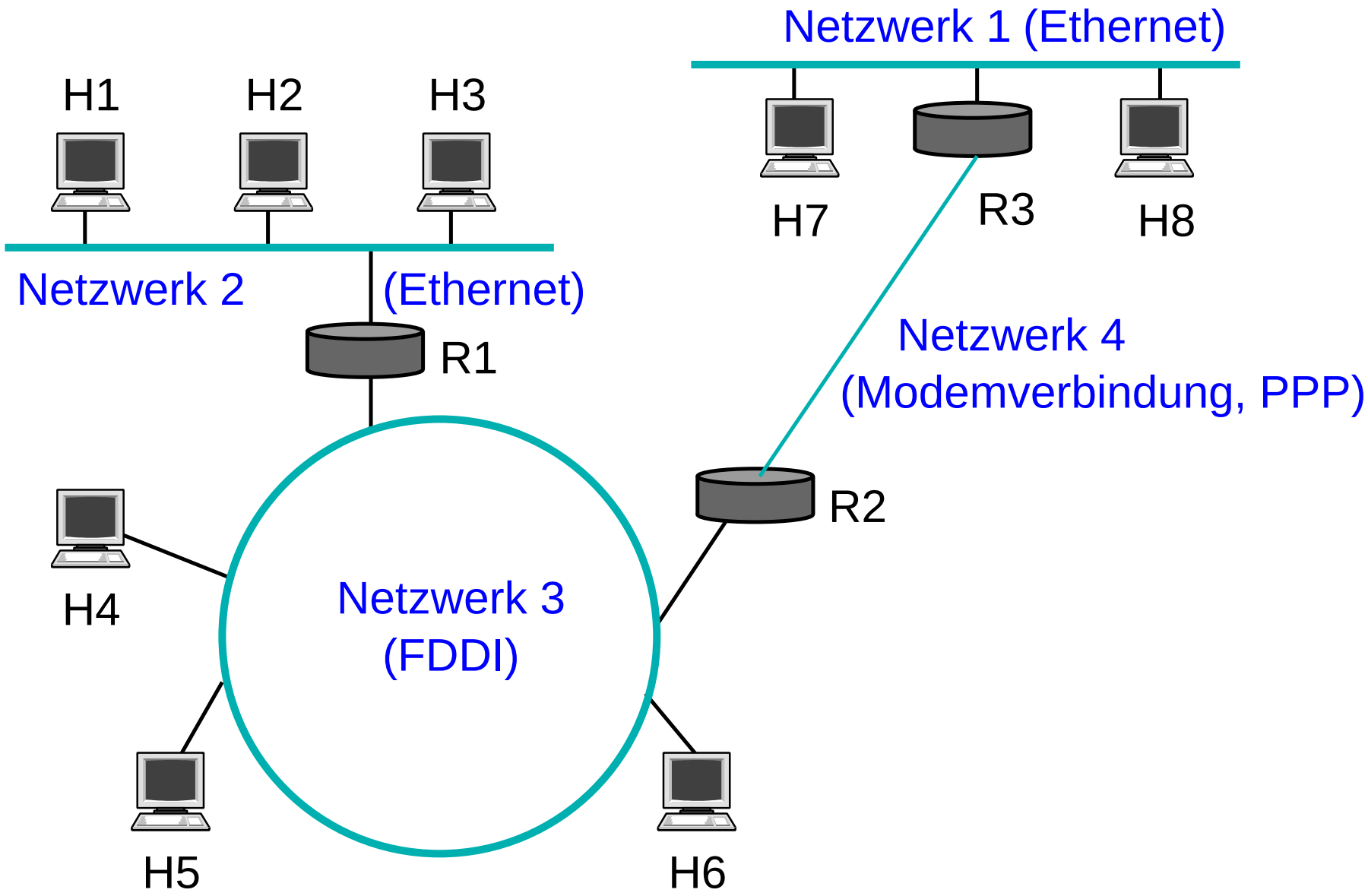
- IP
  - Grundlagen, Adressierung und Weiterleitung, Aufbau eines IP-Pakets, Fragmentierung / Reassembly
- ICMP
- Adreßübersetzung: APR, NDP
- Automatische IP-Konfiguration: DHCP
- NAT
- Tunneling
- Übergang von IPv4 auf IPv6

- Peterson, Kap. 4.1
- CCNA, Kap. 6, 7, 8, 5.3

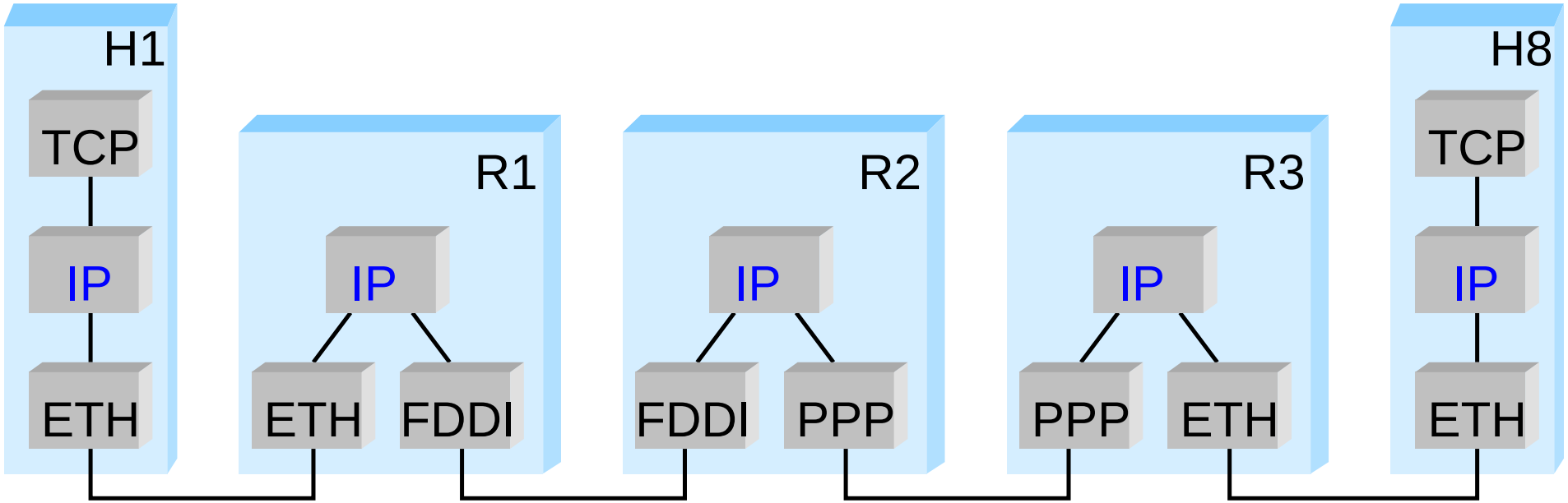
5 Internetworking ...

- Was ist ein Internetwork?
  - Zusammenschluß von einzelnen (physischen) Netzen über Router zu einem logischen Netz
    - Netz von Netzen
- Was macht ein Internetwork aus?
  - **Heterogenität**
    - Verbindung unterschiedlichster Netzwerktypen (auch zukünftiger!)
  - **Skalierung**
    - Integration von sehr vielen Rechnern und Netzen
    - Internet: $\geq$ 1 Milliarde Rechner
- Internetwork $\neq$ Internet

Beispiel für ein Internetwork



IP (*Internet Protocol*) als Internetwork-Protokoll



- Auf jedem Rechner und jedem Router läuft IP
  - IP kann auf unterschiedlichsten Netztechnologien aufsetzen

★★★

IP Dienstmodell (was bietet IP?)

- Adressierungsschema
- Datagramm-Zustellung

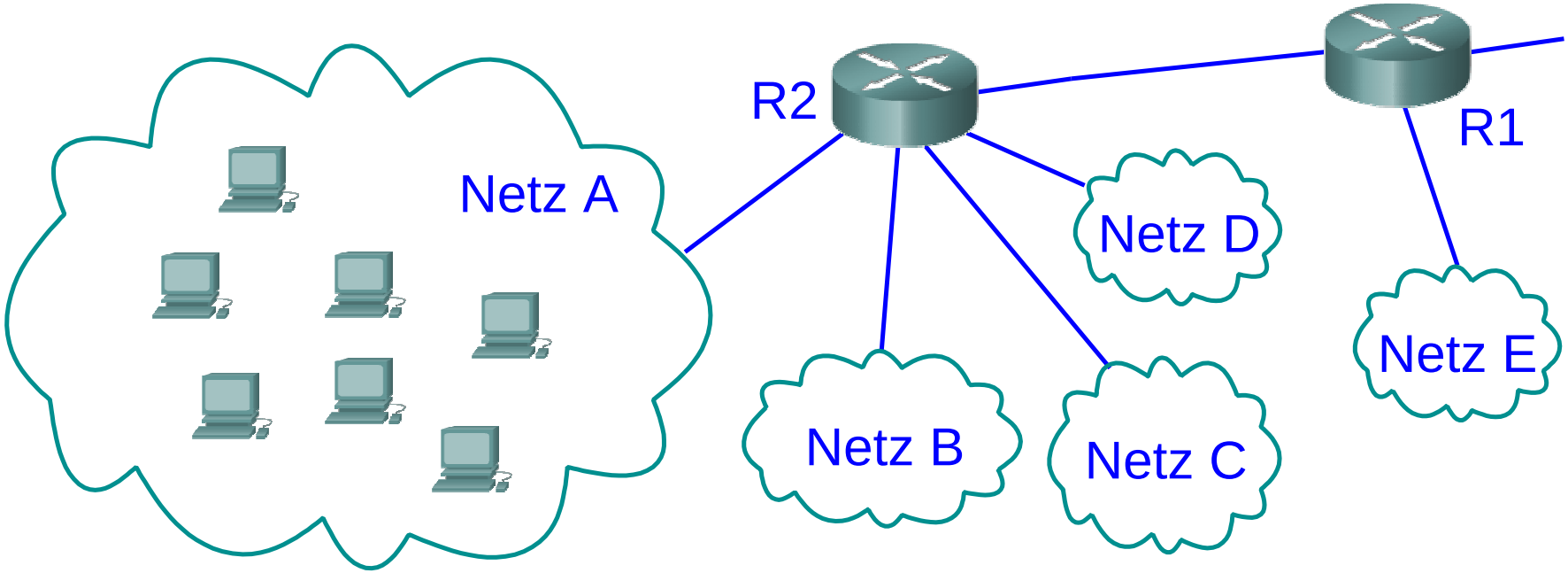
- Um Heterogenität und Skalierbarkeit zu unterstützen: kleinster gemeinsamer Nenner
  - IP bietet nur das, was mit jeder Netzwerktechnologie realisiert werden kann
    - „*run over everything*“
  - „*Best Effort*“-Modell:
    - IP „bemüht sich“, gibt aber keinerlei Garantien
    - Verlust, Duplikate, Vertauschung von Paketen möglich
    - höhere Schichten bieten bessere Dienste

IP-Versionen: IPv4 und IPv6

- IPv4 ist seit 1980 standardisiert
- Motivation für IPv6: Wachstum des Internets
  - größerer Adreßraum für IP-Adressen notwendig
- Arbeit an IPv6 seit ca. 1991
  - längere IP-Adressen ⇒ neuer IP-Header ⇒ Anpassung aller IP-Software
  - daher: auch andere Probleme von IPv4 adressiert, u.a.
    - Unterstützung von Dienstgüte-Garantien
    - Sicherheit
    - automatische Konfiguration
    - erweitertes Routing (z.B. mobile Hosts)

Ziel: Effiziente Weiterleitung von IP-Paketen

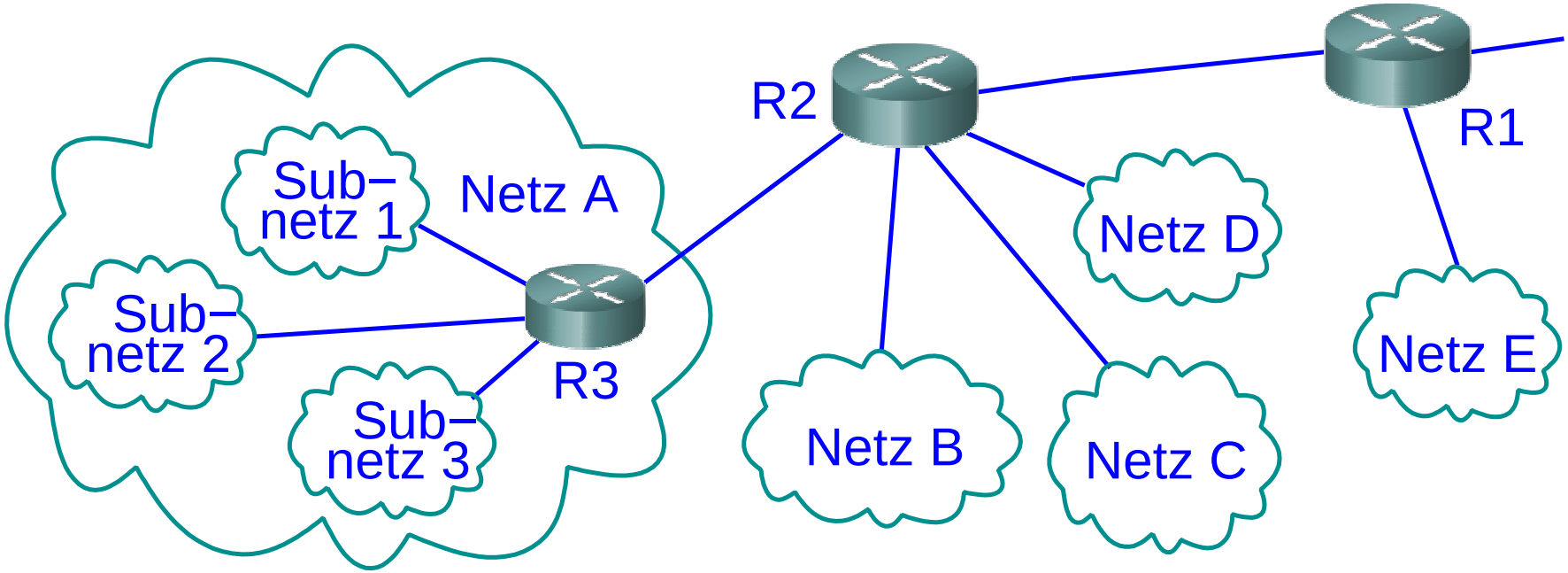
- Typische Situation:



- Router müssen Pakete nur in das richtige Netz weiterleiten
  - Weiterleitungstabellen sollten nur Information über Netze enthalten, nicht über einzelne Hosts
  - Router muss aus IP-Adresse zugehöriges Netz bestimmen

Ziel: Effiziente Weiterleitung von IP-Paketen

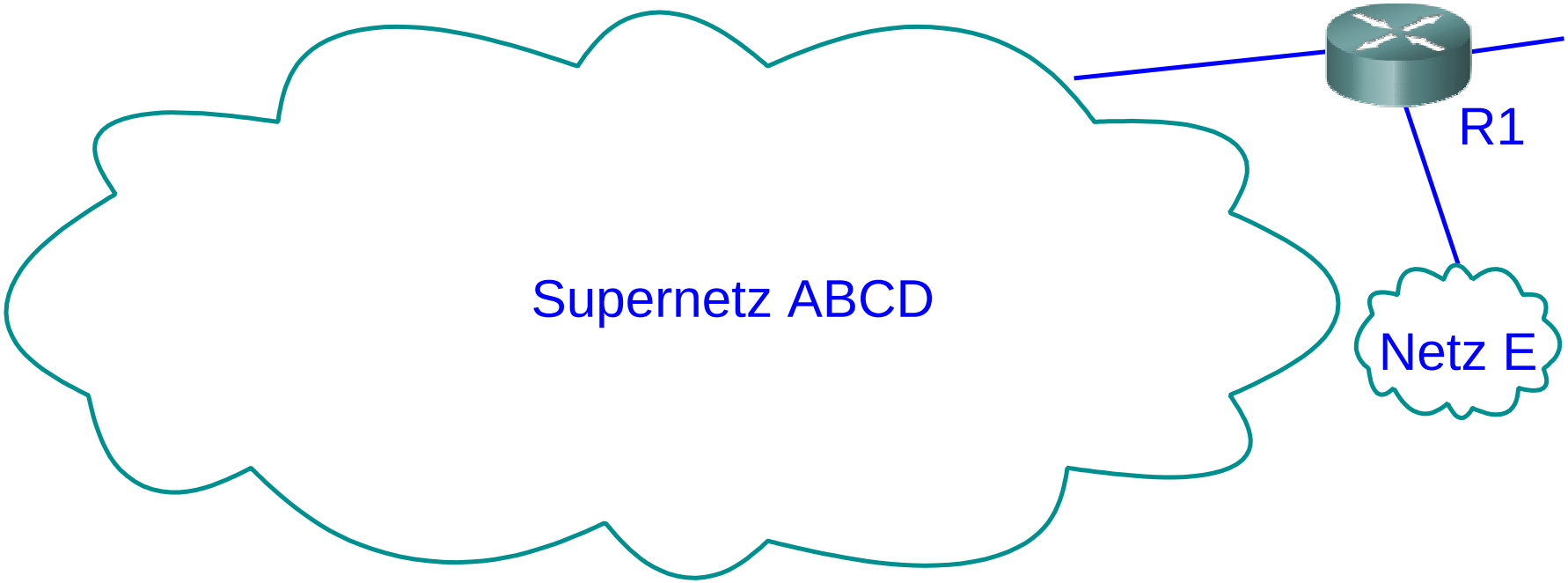
- Typische Situation:



- Router müssen Pakete nur in das richtige Netz weiterleiten
  - Weiterleitungstabellen sollten nur Information über Netze enthalten, nicht über einzelne Hosts
  - Router muss aus IP-Adresse zugehöriges Netz bestimmen

Ziel: Effiziente Weiterleitung von IP-Paketen

- Typische Situation:

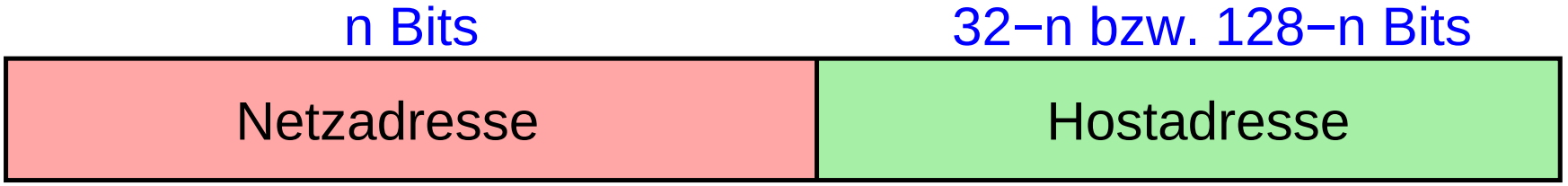


- Router müssen Pakete nur in das richtige Netz weiterleiten
  - Weiterleitungstabellen sollten nur Information über Netze enthalten, nicht über einzelne Hosts
  - Router muss aus IP-Adresse zugehöriges Netz bestimmen

★★★

Aufgaben bei der Adressierung

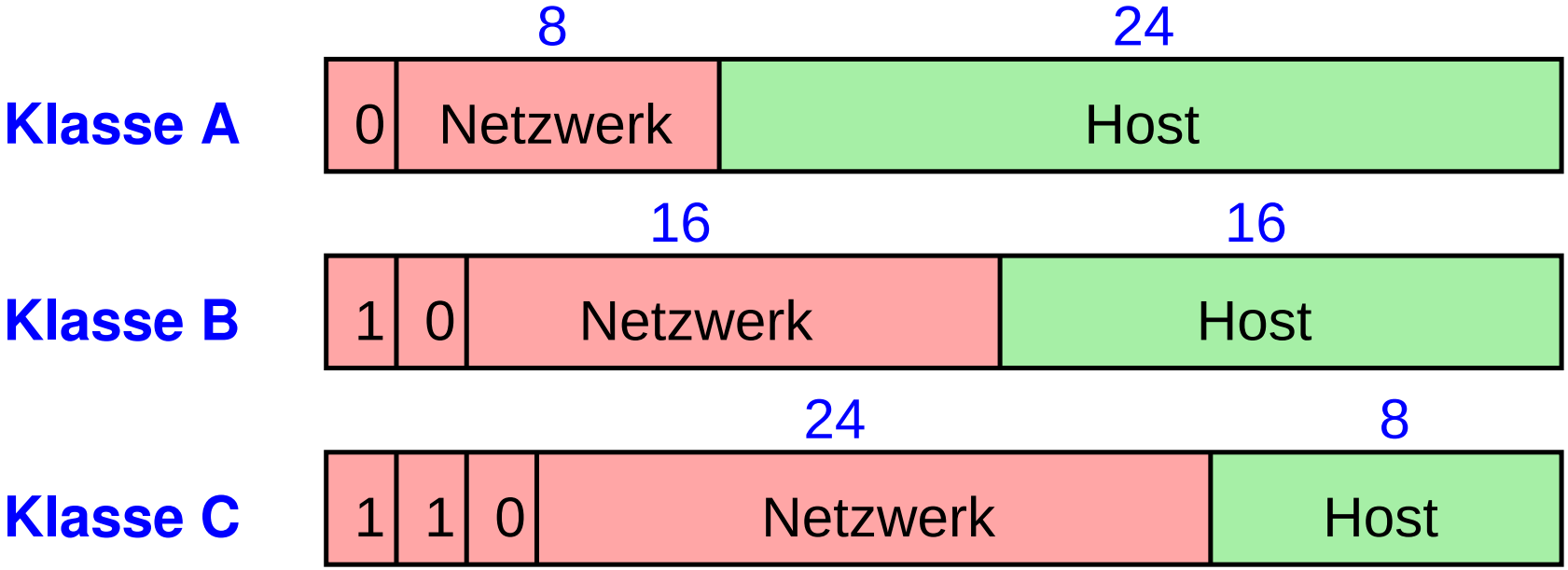
- Identifikation von Hosts
  - durch numerische Adresse (IPv4: 32 Bit, IPv6: 128 Bit)
  - hierarchischer Aufbau:



- Identifikation von Netzen
  - durch Netzadresse und Präfixlänge n
  - in IPv4 ursprünglich:
    - n geht aus der Adresse eindeutig hervor (Adressklassen)
  - heute in IPv4 und IPv6: explizite Angabe von n (klassenlose Adressierung, CIDR)

IPv4 Adressen

- Adressklassen:



- Schreibweise: byteweise dezimal, durch Punkt getrennt
  - z.B. 131.159.31.17
- Bei klassenloser Adressierung ggf. mit Angabe der Präfixlänge
  - z.B. 131.159.31.17/16 oder 131.159.30.0/24

IPv6 Adressen

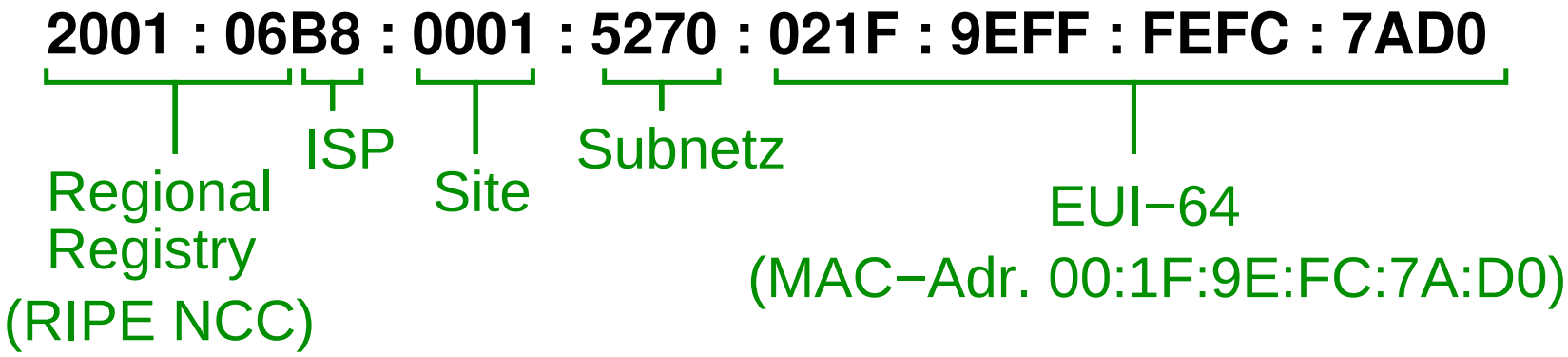
- Typische Struktur:

48	16	64
Global Routing Prefix	Subnet ID	Interface ID

- Schreibweise:
  - 16-Bit-Teile hexadezimal, getrennt durch ':'
    - z.B. 47CD:0000:0000:0000:0000:1234:A456:0124
  - Kurzform
    - ohne führende Nullen, eine Nullfolge durch '::' ersetzt
    - z.B. 47CD::1234:A456:124
- Ggf. mit Angabe der Präfixlänge, z.B. 2000::/3

Adreßvergabe in IPv6

- Routing-Präfix: hierarchisch, i.W. nach Regionen
  - IANA vergibt Präfixe an *Regional Registries*, diese vergeben längere Präfixe an Provider, diese noch längere an Kunden
  - ermöglicht Aggregation von Routing-Information
- Interface-ID: manuell vergeben oder EUI-64 (∼ MAC-Adresse)
- Beispielstruktur einer IPv6-Adresse:



Gültigkeitsbereiche von IP-Adressen

- **Global**
  - weltweit eindeutig
  - Pakete mit diesen Adressen werden im globalen Internet weitergeleitet
- **Link Local**
  - nur innerhalb eines physischen LANs eindeutig
  - Router leiten Pakete mit diesen Adressen nicht weiter
- **Private** (IPv4) bzw. **Unique Local** (IPv6)
  - nur innerhalb eines privaten Netzes eindeutig
    - z.B. eine Organisation
  - Pakete mit diesen Adressen werden nicht im globalen Internet weitergeleitet

Arten von IP-Adressen

- **Unicast**: Adresse für genau eine Netzwerk-Schnittstelle
  - aber: in IPv6 hat eine Schnittstelle i.d.R. mehrere Adressen
- **Multicast**: Adresse für eine Gruppe von Empfängern
- **Broadcast** (nur IPv4): alle Schnittstellen innerhalb eines Netzes
  - Adresse 255.255.255.255: Broadcast im lokalen Netz
- **Anycast**: nächstgelegene Schnittstelle aus einer Menge
  - mehrere Hosts mit identischer Adresse und gleicher Funktion
  - Router leiten Pakete zum nächstgelegenen Host weiter
  - Anwendung z.B. für DNS-Server

Spezielle Adreß-Bereiche in IP

Bedeutung	IPv4	IPv6
Global Unicast	0.0.0.0 - 223.255.255.255	2000::/3
Link Local Unicast	169.254.0.0/16	FE80::/10
Unique Local Unicast		FC00::/7
Private Adressen	10.0.0.0/8 172.16.0.0/12 192.168.0.0/16	
Multicast	224.0.0.0/4	FF00::/8
Loopback	127.0.0.0/8	::1

5.2.2 IP-Weiterleitung

★★

Grundlagen

- Jedes IP-Datagramm enthält IP-Adresse des Ziels
  - Netzadresse kennzeichnet das physisches Netz des Ziels
- Hosts mit gleicher Netzadresse kommunizieren direkt über ihr lokales Netz
- Jedes physische Netz, das Teil des Internets ist, ist mit mindestens einem **Router** verbunden
  - Router hat mehrere Netzwerk-Schnittstellen
    - jede Schnittstelle hat ihre eigene IP-Adresse
    - ***Gateway***: Schnittstelle eines Routers im lokalen Netz
- Aufgabe bei der Weiterleitung:
  - an welche Schnittstelle muß ein IP-Paket mit gegebener Zieladresse weitergeleitet werden?

★★★

Routing-Tabelle (Weiterleitungstabelle)

- Weiterleitung wird durch Routing-Tabelle gesteuert
  - in Routern und auch in normalen Hosts
- Prinzipieller Aufbau der Tabelle:

Netzadresse$_1$	*Präfixlänge*$_1$	*Next Hop*$_1$
Netzadresse$_2$	*Präfixlänge*$_2$	*Next Hop*$_2$
...	...	...

- Netzadresse und Präfixlänge zusammen identifizieren ein Netz
  - bei IPv4 statt Präfixlänge ggf. auch Subnetzmaske (☞ **S. 187**)
- *Next Hop* = Router bzw. Schnittstelle, an den/die das Paket weitergegeben werden soll, falls Ziel im angegebenen Netz liegt

★★★

Vorgehensweise bei der Weiterleitung

- Algorithmus:
  - suche Eintrag i mit größter *Präfixlänge*$_i$, für den gilt:
    - Zieladresse und *Netzadresse*$_i$ stimmen in den ersten *Präfixlänge*$_i$ Bits überein
    - d.h. Zieladresse liegt in dem durch *Netzadresse*$_i$ und *Präfixlänge*$_i$ gegebenen Netz
  - falls Eintrag gefunden: Weiterleiten an *NextHop*$_i$
  - sonst: Verwerfen des Pakets

- Typisch: zusätzlicher Tabellen-Eintrag für Default-Route

0.0.0.0	*0*	*Next Hop*$_{\text{default}}$

  - dieser Eintrag „paßt“ auf jede Zieladresse

★★★

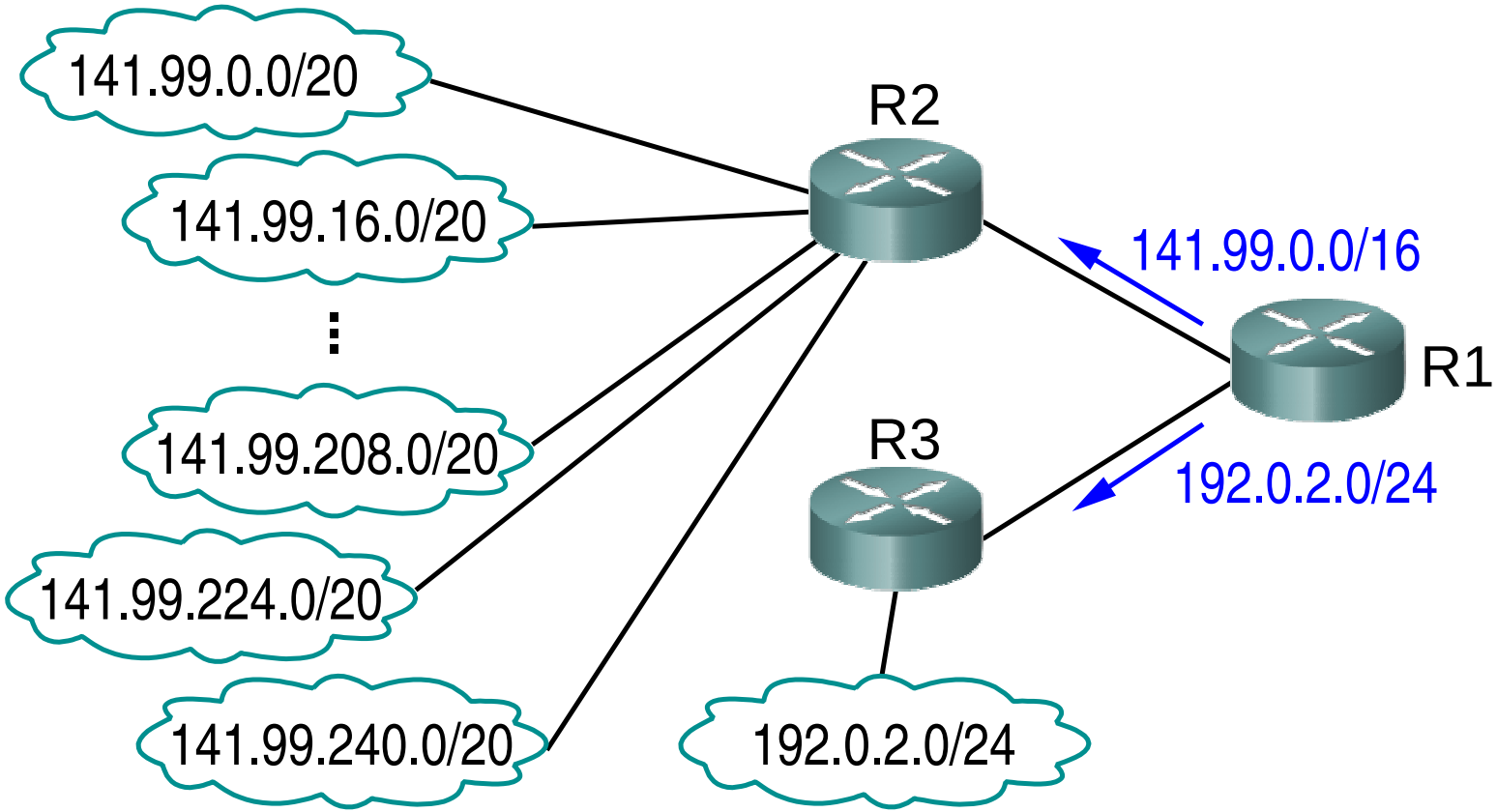
Beispiel

	Netzadresse	Subnetzmaske	Next Hop
0	0.0.0.0	0.0.0.0	10.0.0.1
1	141.99.0.0	255.255.0.0	10.1.0.1
2	141.99.179.0	255.255.255.0	Interface 1
3	141.99.128.0	255.255.192.0	10.3.4.1

- IP-Paket mit Ziel 141.99.178.6
  - 0: 141.99.178.6 AND 0.0.0.0 = **0.0.0.0** $(n = 0)$
  - 1: 141.99.178.6 AND 255.255.0.0 = **141.99.0.0** $(n = 16)$
  - 2: 141.99.178.6 AND 255.255.255.0 = **141.99.178.0**
  - 3: 141.99.178.6 AND 255.255.192.0 = **141.99.128.0** $(n = 18)$
- Weiterleitung an Router 10.3.4.1!

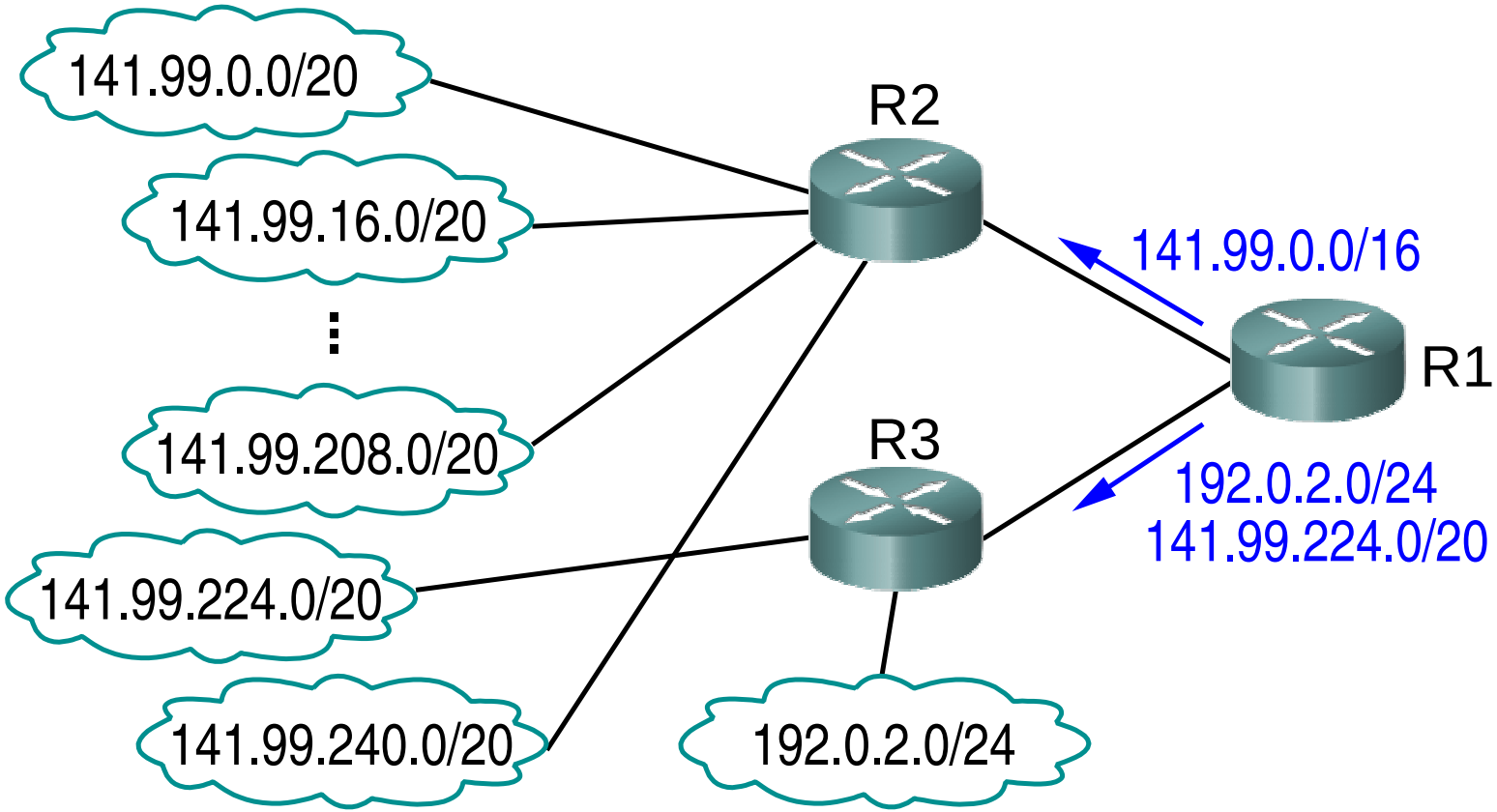
Motivation für die Suche nach dem längsten Präfix

- Erlaubt überlappende Einträge in der Routing-Tabelle
- Damit auch Zusammenfassung „nicht zusammenhängender“ Adreßbereiche möglich:



Motivation für die Suche nach dem längsten Präfix

- Erlaubt überlappende Einträge in der Routing-Tabelle
- Damit auch Zusammenfassung „nicht zusammenhängender“ Adreßbereiche möglich:



★★★

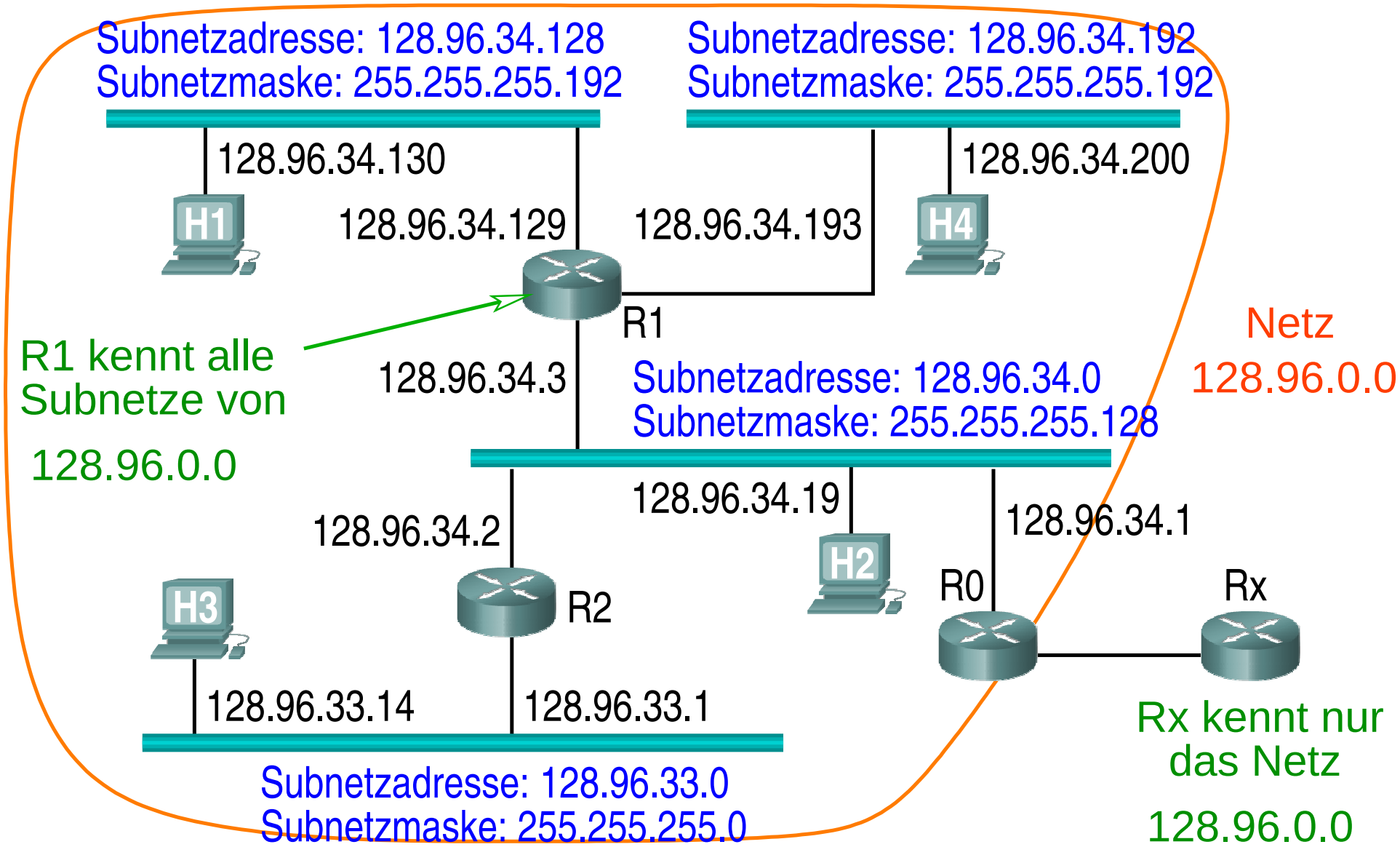
Bildung von Subnetzen

- Motivation: Unterteilung eines großen Netzes (z.B. Firmennetz) in meherere kleinere Netze (z.B. Abteilungsnetze)
  - nach „aussen“ hin ist nur das Gesamtnetz sichtbar
- IPv4: ein Teil der Host-Bits wird für die Subnetz-ID „geborgt“

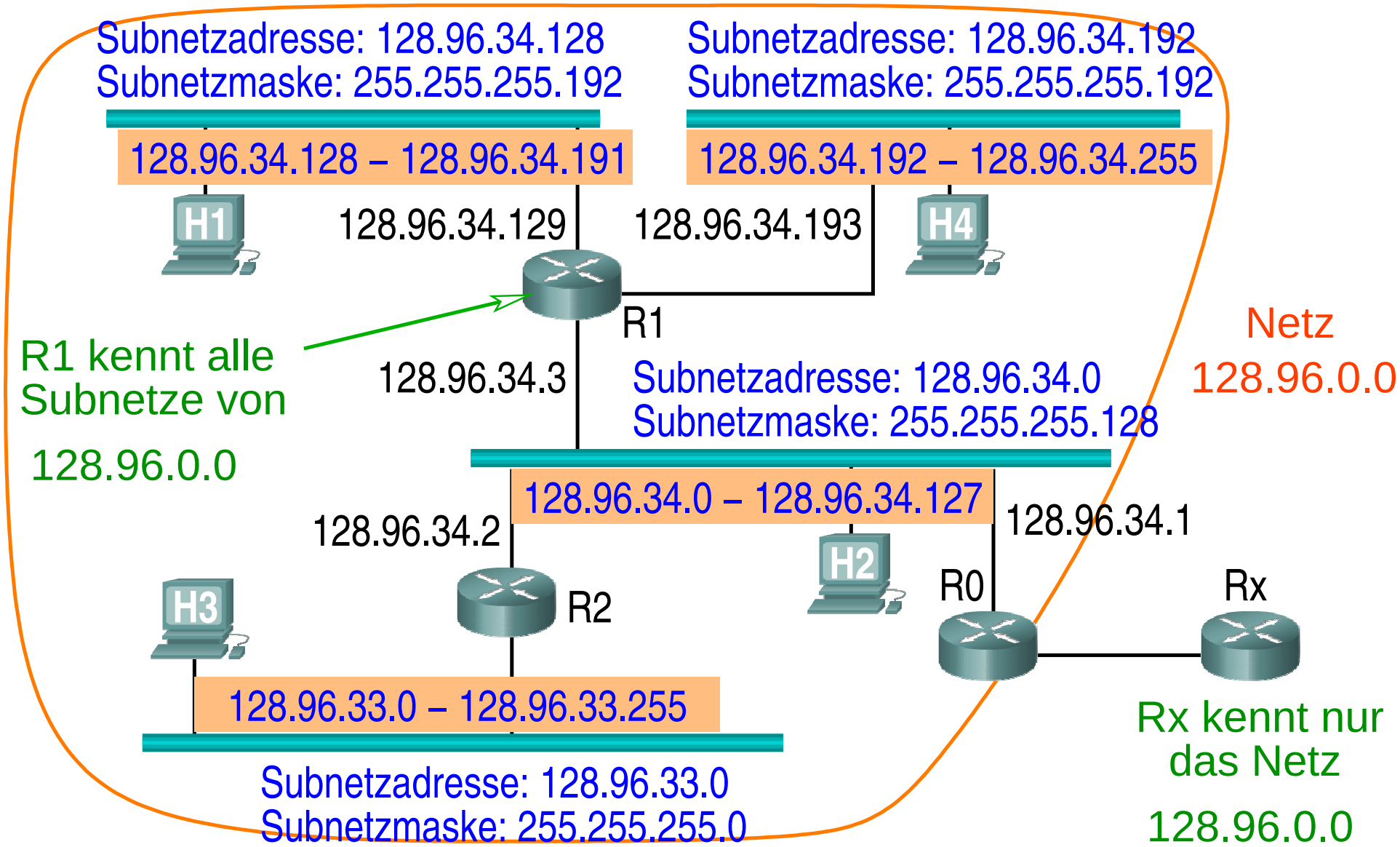
Netzwerk−Adresse	Host−Adresse	Klasse−B−Adresse (/16)
11111111 11111111 11111111	00000000	Subnetz−Maske (255.255.255.0 bzw. /24)
Netzwerk−Adresse	Subnetz−ID / Host−Adr.	Adresse mit Subnetz

  - i.a. werden Subnetze unterschiedlicher Größe erzeugt
  - Subnetzmaske legt Präfixlänge für das Subnetz fest
- IPv6: Subnetz-ID in eigenem 16-Bit-Feld (☞ **S. 177**)

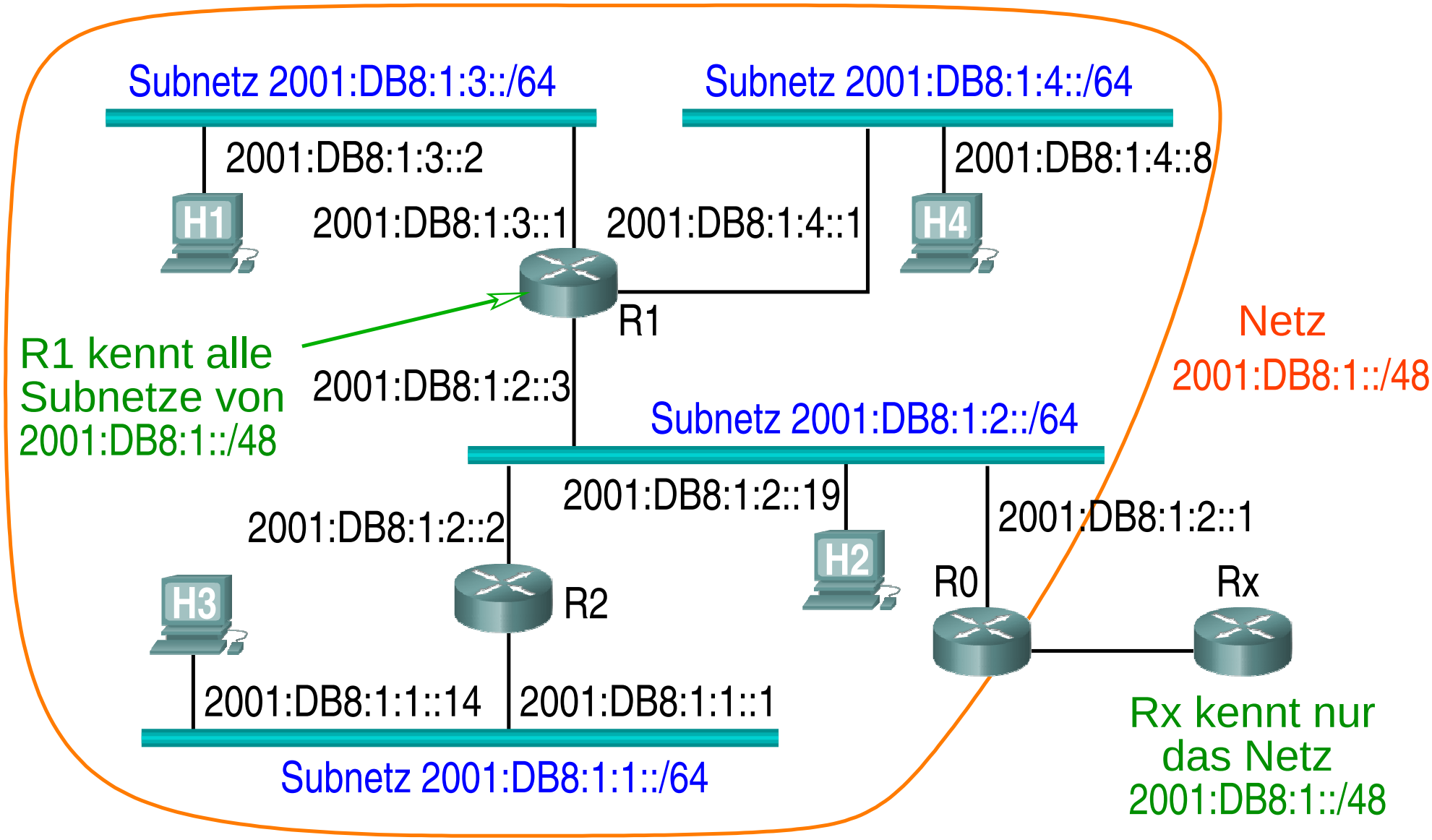
Ein Netz mit Subnetzen (IPv4):



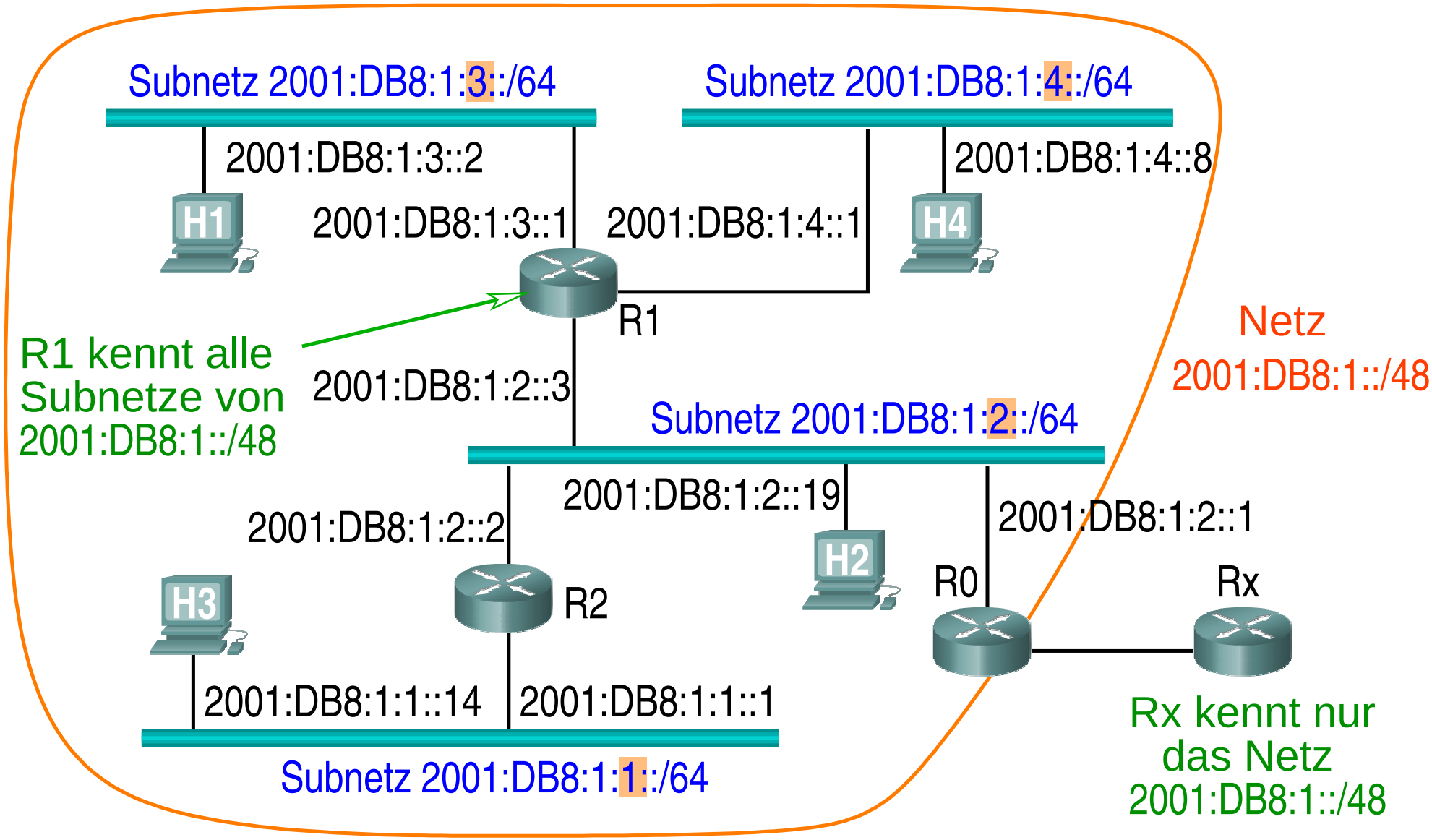
Ein Netz mit Subnetzen (IPv4):



Ein Netz mit Subnetzen (IPv6):



Ein Netz mit Subnetzen (IPv6):



★★★

Bestimmung der (Sub-)Netzzugehörigkeit

- Wie bestimmt ein Host bzw. Router, ob eine IP-Adresse xyz in einem gegebenen (Sub-)Netz liegt?
- Gegeben: (Sub-)Netzadresse und Präfixlänge n
  - stimmen xyz und Netzadresse in den ersten n Bits überein?
  - (vgl. Weiterleitungsalgorithmus auf S. 184)
- Gegeben: (Sub-)Netzadresse und (Sub-)Netzmaske
  - gilt xyz AND Netzmaske $=$ Netzadresse ?
- Beispiel: 128.96.34.19 AND 255.255.255.128 $=$ 128.96.34.0

Erstellung von Subnetzen in IPv4

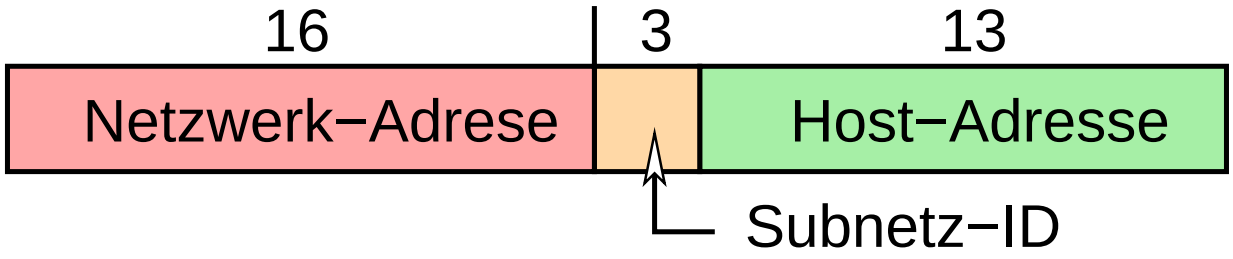
- Einschränkungen durch Realisierung:
  - Zahl der Hostadressen in einem Subnetz ist immer eine Zweierpotenz
    - bei Präfixlänge l des Subnetzes also 2^{32-l}
    - zwei Hostadressen sind reserviert:
      - $0...0_2$: Adresse des Netzwerks selbst
      - $1...1_2$: Broadcastadresse
    - damit $2^{32-l} - 2$ Hosts möglich
  - Subnetz mit 2^k Hostadressen kann nur an einer durch 2^k teilbaren Adresse beginnen
    - z.B. Adressbereich 141.99.179.64 - 141.99.179.191 ist nicht möglich
- Im folgenden: ursprüngliche Präfixlänge sei n

Mögliche Vorgehensweisen

- Einfaches Subnetting
  - feste Anzahl von k Bits des (bisherigen) Hostanteils ($32 - n$ Bits) wird für die Subnetz-ID „geborgt“
  - identische Subnetzmaske für alle Subnetze
  - ergibt 2^k Subnetze mit identischer Größe $2^{32-n-k} - 2$
- Hierarchisches Subnetting
  - bei Bedarf werden einzelne Subnetze weiter unterteilt
  - dabei entstehen längere Subnetzmasken
- VLSM (*Variable Length Subnet Mask*)
  - Subnetze werden von Anfang an entsprechend ihrer Größe durch Subnetzmasken unterschiedlicher Länge realisiert

Beispiel: Einfaches Subnetting

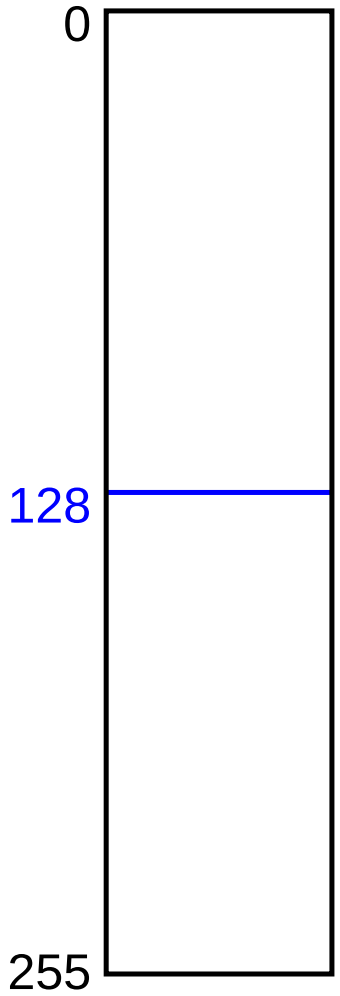
- Im Netzwerk 141.99.0.0/16 sollen 6 Subnetze realisiert werden
- Für 6 Subnetze müssen von den 16 Host-Bits 3 Bits „geborgt“ werden ($6 \leq 2^3$):



- Es entstehen 8 Subnetze für jeweils $2^{13} - 2 = 8190$ Hosts
  - 141.99.0.0 - 141.99.31.255; 141.99.32.0 - 141.99.63.255; ...; ...; 141.99.224.0 - 141.99.255.255
  - Subnetzmaske 255.255.224.0, Präfixlänge: 19
- Nachteil:
  - Subnetze unterschiedlicher Größe sind nicht möglich

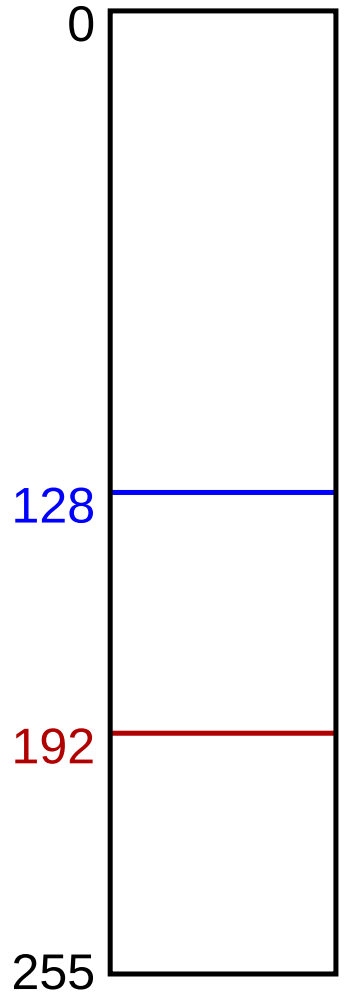
Beispiel: Hierarchisches Subnetting

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Durch Borgen eines Bits entstehen 2 Subnetze:
  - 1.2.3.0 - 1.2.3.127; 1.2.3.128 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.128, Präfixlänge: 25



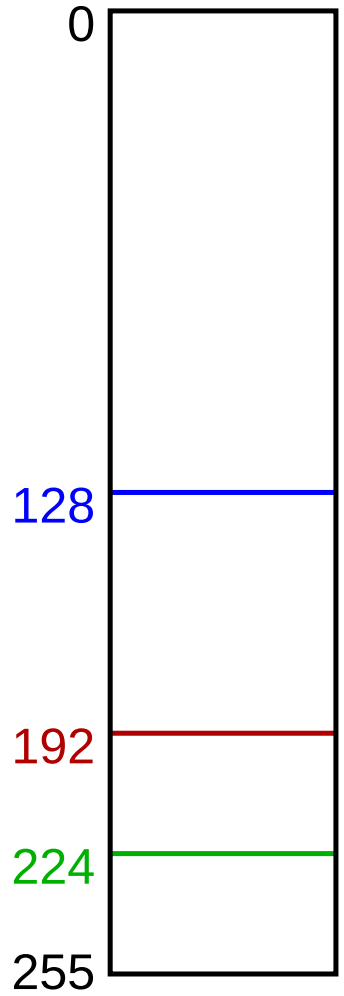
Beispiel: Hierarchisches Subnetting

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Durch Borgen eines Bits entstehen 2 Subnetze:
  - 1.2.3.0 - 1.2.3.127; 1.2.3.128 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.128, Präfixlänge: 25
- Weitere Unterteilung des zweiten Subnetzes:
  - 1.2.3.128 - 1.2.3.191; 1.2.3.192 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.192, Präfixlänge: 26



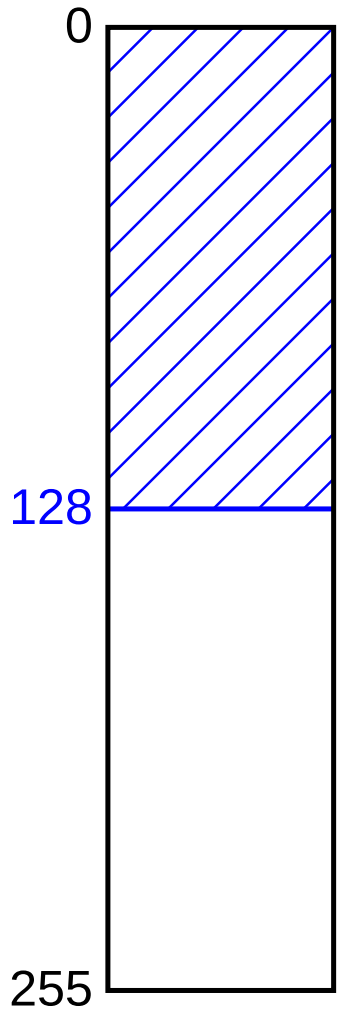
Beispiel: Hierarchisches Subnetting

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Durch Borgen eines Bits entstehen 2 Subnetze:
  - 1.2.3.0 - 1.2.3.127; 1.2.3.128 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.128, Präfixlänge: 25
- Weitere Unterteilung des zweiten Subnetzes:
  - 1.2.3.128 - 1.2.3.191; 1.2.3.192 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.192, Präfixlänge: 26
- Nochmal Unterteilung des zweiten Subnetzes:
  - 1.2.3.192 - 1.2.3.223; 1.2.3.224 - 1.2.3.255
  - Netzmaske 255.255.255.224, Präfixlänge: 27



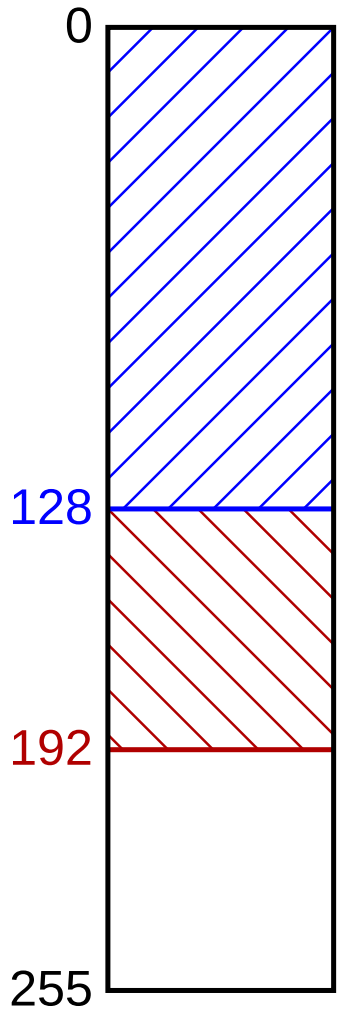
Beispiel: VLSM

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Teile möglichst kleine Subnetze in **absteigender** Reihenfolge der Größe zu:
  - 100 Hosts: Größe $\mathbf{128 = 2^7}$, P.länge $\mathbf{32 - 7 = 25}$
    - 1.2.3.0 - 1.2.3.127
    - Netzadr. 1.2.3.0, N.maske 255.255.255.128



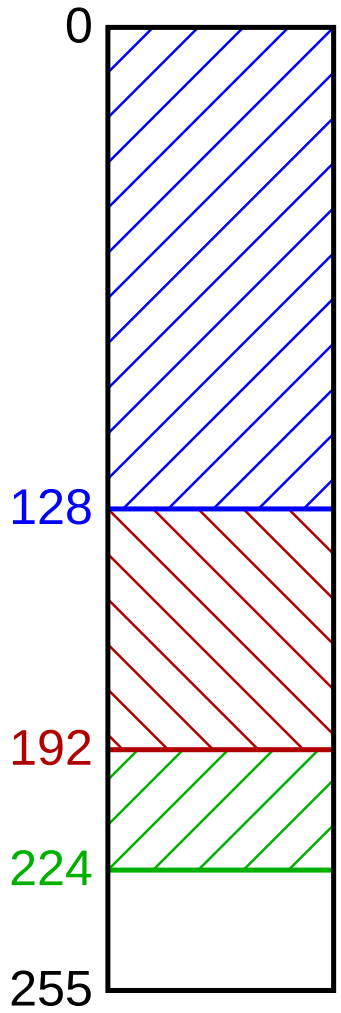
Beispiel: VLSM

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Teile möglichst kleine Subnetze in **absteigender** Reihenfolge der Größe zu:
  - 100 Hosts: Größe $128 = 2^7$, P.länge $32 - 7 = 25$
    - 1.2.3.0 - 1.2.3.127
    - Netzadr. 1.2.3.0, N.maske 255.255.255.128
  - 50 Hosts: Größe $64 = 2^6$, P.länge $32 - 6 = 26$
    - 1.2.3.128 - 1.2.3.191
    - Netzadr. 1.2.3.128, N.maske 255.255.255.192



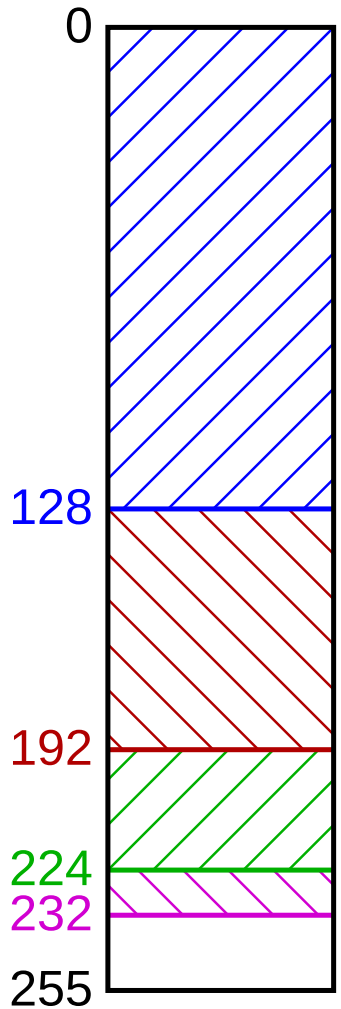
Beispiel: VLSM

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Teile möglichst kleine Subnetze in **absteigender** Reihenfolge der Größe zu:
  - 100 Hosts: Größe $128 = 2^7$, P.länge $32 - 7 = 25$
    - Netzadr. 1.2.3.0, N.maske 255.255.255.128
  - 50 Hosts: Größe $64 = 2^6$, P.länge $32 - 6 = 26$
    - 1.2.3.128 - 1.2.3.191
    - Netzadr. 1.2.3.128, N.maske 255.255.255.192
  - 25 Hosts: Größe $32 = 2^5$, P.länge $32 - 5 = 27$
    - 1.2.3.192 - 1.2.3.223
    - Netzadr. 1.2.3.192, N.maske 255.255.255.224



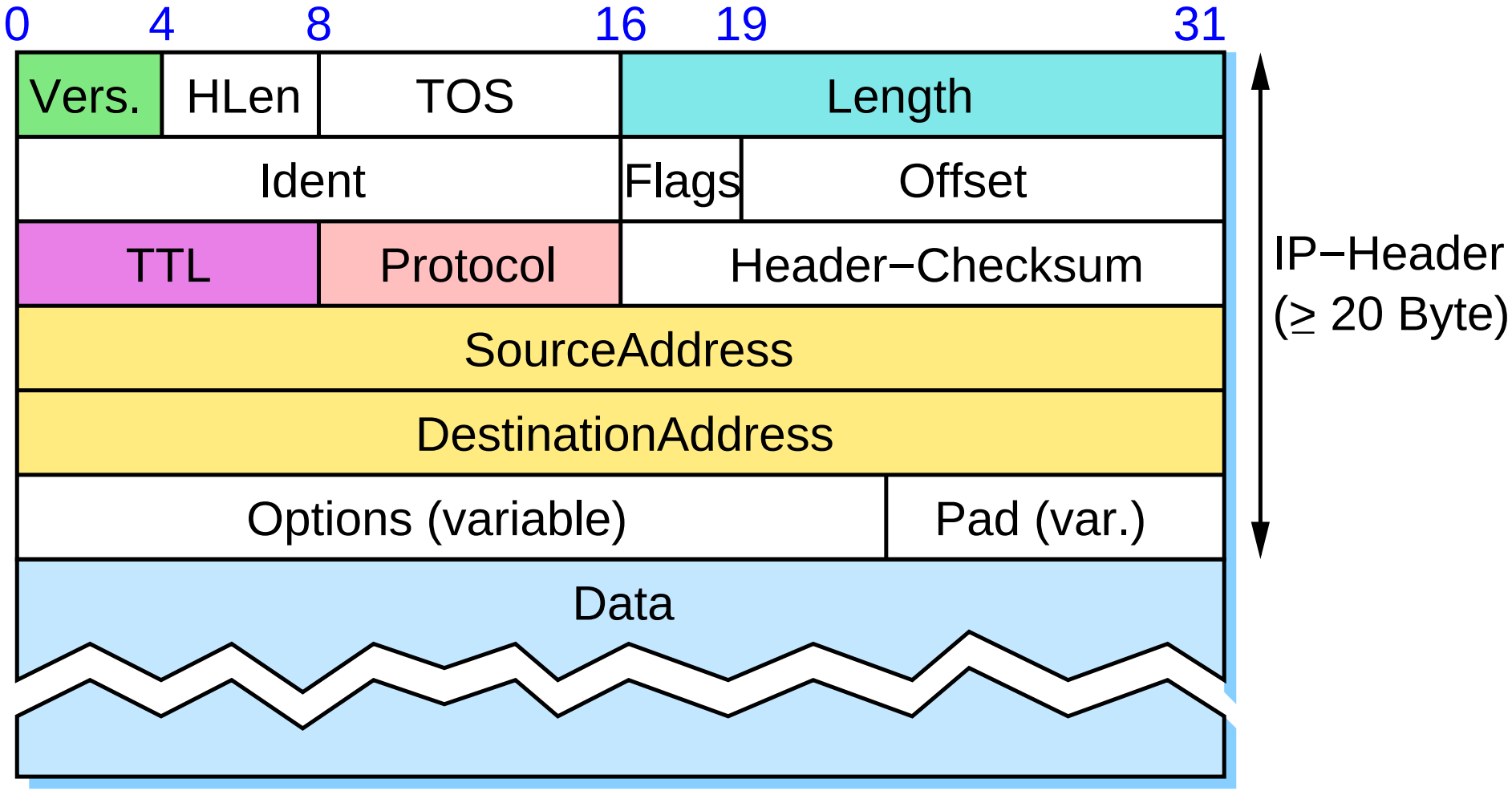
Beispiel: VLSM

- Im Netzwerk 1.2.3.0/24 sollen 4 Subnetze realisiert werden, die 100, 50, 25 und 5 Hosts aufnehmen können
- Teile möglichst kleine Subnetze in **absteigender** Reihenfolge der Größe zu:
  - 100 Hosts: Größe $128 = 2^7$, P.länge $32 - 7 = 25$
    - Netzadr. 1.2.3.0, N.maske 255.255.255.128
  - 50 Hosts: Größe $64 = 2^6$, P.länge $32 - 6 = 26$
    - Netzadr. 1.2.3.128, N.maske 255.255.255.192
  - 25 Hosts: Größe $32 = 2^5$, P.länge $32 - 5 = 27$
    - Netzadr. 1.2.3.192, N.maske 255.255.255.224
  - 5 Hosts: Größe $8 = 2^3$, P.länge $32 - 3 = 29$
    - Netzadr. 1.2.3.224, N.maske 255.255.255.248

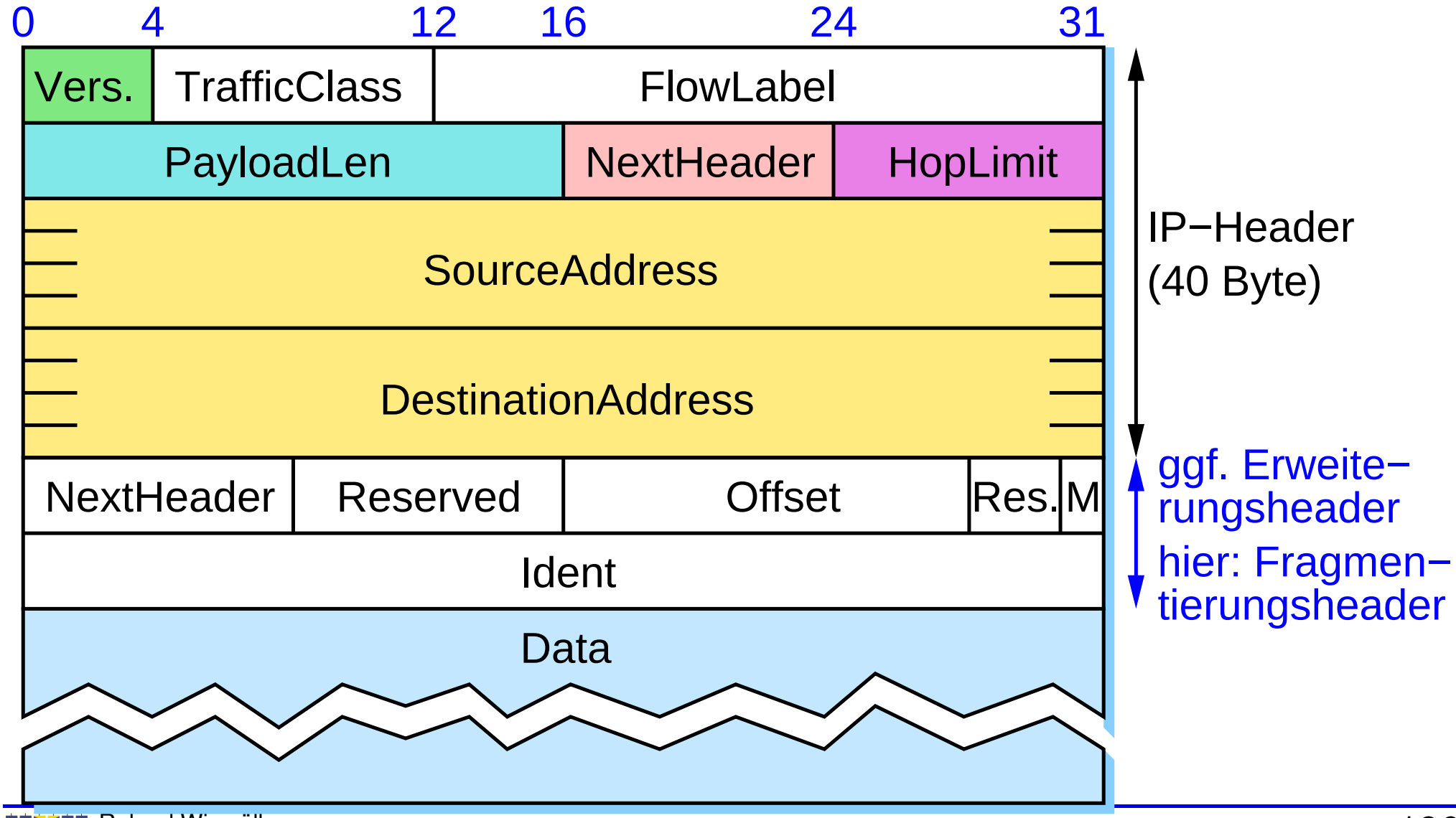


5.3 Aufbau eines IP-Pakets

IPv4



IPv6


0
4
12
16
24
31
Vers.
TrafficClass
FlowLabel
PayloadLen
NextHeader
HopLimit
SourceAddress
DestinationAddress
NextHeader
Reserved
Offset
Res.
M
Ident
Data
IP−Header
(40 Byte)
ggf. Erweite−
rungsheader
hier: Fragmen−
tierungsheader

Bedeutung der wichtigsten Felder

- **HLen**: Länge des Headers in 32-Bit Worten
- **TOS** / **TrafficClass** / **FlowLabel**: für *Quality of Service*
- **Length**: Gesamtlänge des Pakets inkl. IP-Header in Bytes
  PayloadLen: Länge des Pakets ohne Basis-IP-Header
  - maximal 65535 Bytes
- **Ident** / **Flags (M)** / **Offset**: für Fragmentierung / Reassembly
- **TTL** / **HopLimit**: zur Erkennung endlos kreisender Pakete
  - wird von jedem Router heruntergezählt, bei 0 wird das Paket verworfen
- **Protocol** / **NextHeader**: kennzeichnet das im Datenteil versendete Protokoll (z.B. TCP, UDP; für Demultiplexing)
  oder (bei IPv6) ggf. den Typ des folgenden Erweiterungsheaders

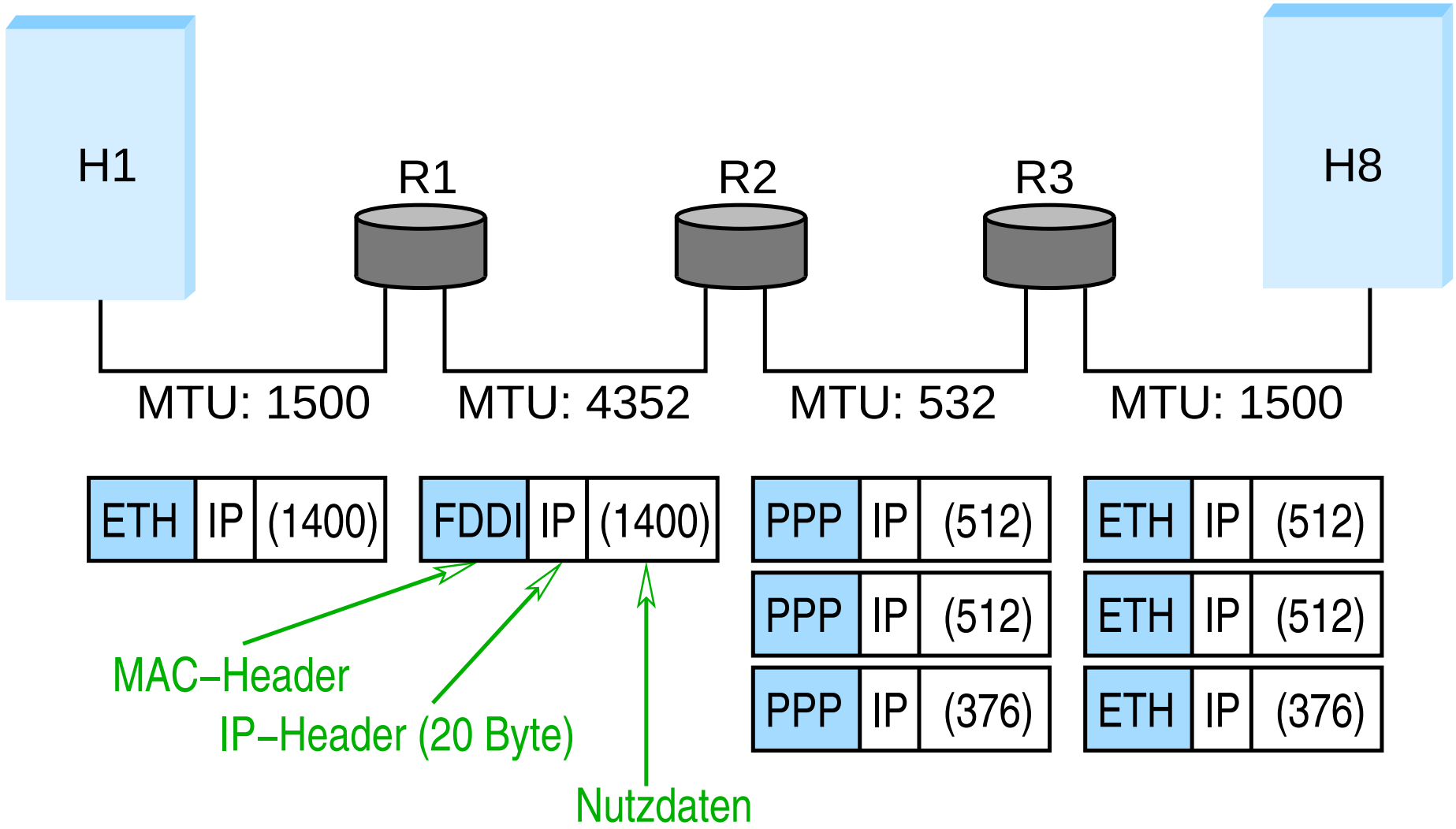
Problem für IP

- Jedes lokale Netzwerk definiert eine (unterschiedliche) maximale Framegröße (**MTU**: ***Maximum Transmission Unit***)

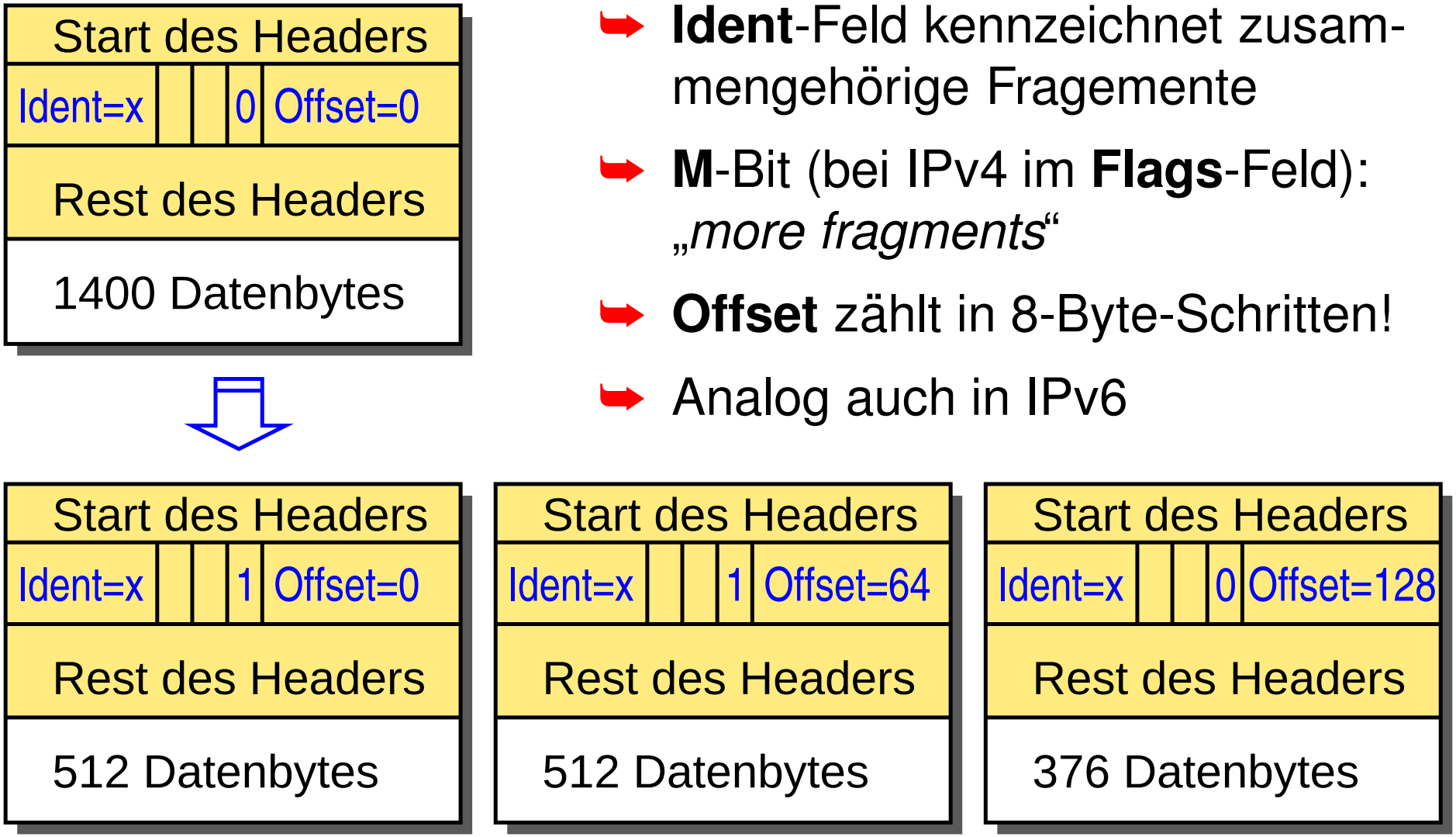
Netzwerk	MTU [Byte]
Ethernet	1500
FDDI	4352
4 Mbits/sec Token-Ring (IEEE 802.5)	4464
16 Mbits/sec Token-Ring (IBM)	17914

- Alternativen für IP:
  - max. Paketgröße = minimale MTU (welcher Netze??)
  - Möglichkeit der Fragmentierung von IP-Paketen

Beispiel zur Fragmentierung (IPv4)



Fragmentierung im Detail (IPv4)



- **Ident**-Feld kennzeichnet zusammengehörige Fragemente
- **M**-Bit (bei IPv4 im **Flags**-Feld): „*more fragments*“
- **Offset** zählt in 8-Byte-Schritten!
- Analog auch in IPv6

★★

Fragmentierung im Detail ...

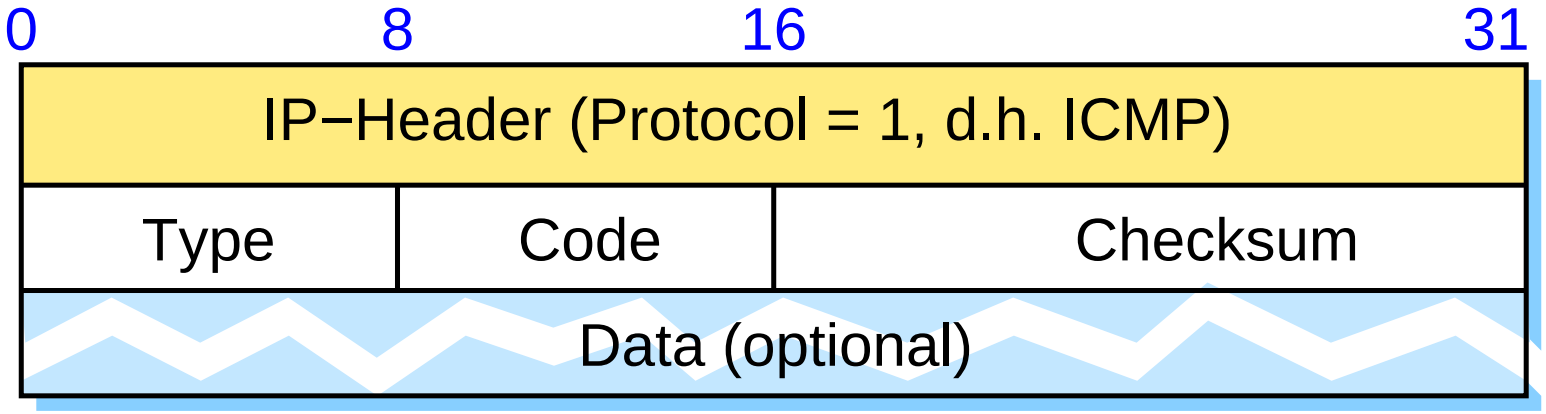
- Fragmentierung geschieht bei Bedarf im Sender bzw. bei IPv4 auch in den Routern
- Jedes Fragment ist ein eigenständiges IP-Datagramm
  - IPv4: ein Fragment kann ggf. nochmals fragmentiert werden
- Empfänger baut aller Fragmente wieder zusammen
  - falls ein Fragment nicht ankommt, werden alle anderen zugehörigen Fragmente verworfen
- Bei IPv6 und meist auch bei IPv4: „*Path MTU Discovery*“
  - Fragmentierung im Router verboten (IPv4: **DF**-Flag im Header) $\Rightarrow$ ggf. Fehlermeldung an Sender (über ICMP, siehe später)
  - Sender kann minimale MTU ermitteln

★★

ICMP: *Internet Control Message Protocol*

- Datagramme für Fehler- und Verwaltungsmeldungen:
  - Ziel nicht erreichbar
  - Reassembly fehlgeschlagen
  - Fragmentierung nicht erlaubt, aber erforderlich
  - TTL wurde 0
  - *Redirect*: besserer Router für das Ziel
  - *Echo Request / Reply*: z.B. für `ping` und `traceroute`
  - *Router Solicitation / Advertisement* (nur IPv6): Suche nach / Bekanntgabe von lokalen Routern
  - *Neighbor Solicitation / Advertisement* (nur IPv6): Adreßübersetzung (siehe später)
  - ...

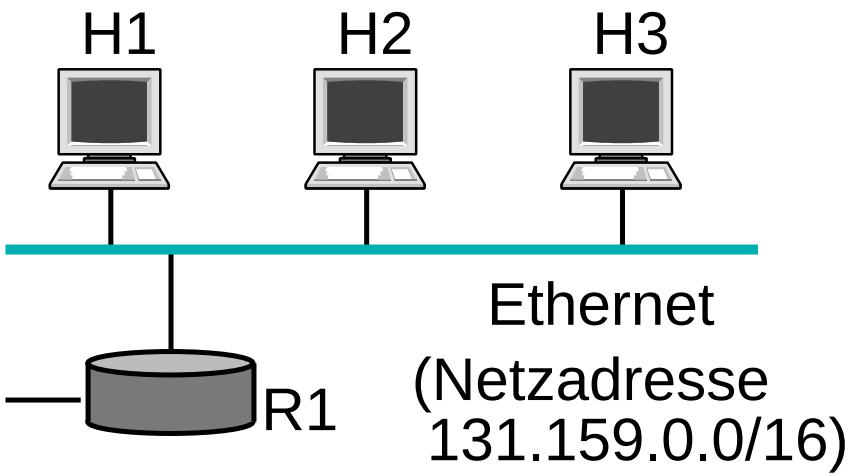
Aufbau eines ICMP-Pakets (siehe auch Wireshark-Aufzeichung)



- *Echo* / *Echo Reply* (Typ = 8 / 0):
  - Data: Identifikator + Sequenznummer
- Ziel nicht erreichbar (Typ = 3):
  - Code: z.B. 0 ≙ Netz, 1 ≙ Host, 3 ≙ Port nicht erreichbar
  - Data: IP-Header + erste 64 Datenbytes des unzustellbaren Pakets

Motivation

- IP-Weiterleitung bringt ein Paket in das richtige LAN
- Wie funktioniert IP-Kommunikation **innerhalb** eines LANs?
- Beispiel:
  - R1 empfängt Paket für Rechner 131.159.32.12
  - R1 muß Paket über Ethernet an diesen Rechner weiterleiten
  - Woher weiß R1 die MAC-Adresse des Rechners mit IP-Adresse 131.159.32.12?



- Anmerkung: dasselbe Problem tritt auch auf, wenn z.B. H1 ein Paket an IP-Adresse 131.159.32.12 senden will

Motivation ...

- Problem: Umsetzung von IP-Adressen auf MAC-Adressen im lokalen Netz
  - allgemein: auf Sicherungsschicht-Adresse
- Lösungs-Alternativen:
  - MAC-Adresse in IP-Adresse kodieren?
    - bei IPv4 nicht realisierbar (Ethernet: 48 Bit MAC-Adresse!)
  - Manuell verwaltete Tabellen?
    - Verwaltungsaufwand!
  - Automatisches (dynamisches) Erstellen der Tabellen!

★★★

ARP: *Address Resolution Protocol* (IPv4)

- Annahme: ein Rechner H will ein Paket an IP-Adresse *xyz* senden, *xyz* ist im lokalen Netz
- H sucht in seinem ARP-Cache nach der zu *xyz* gehörigen MAC-Adresse
- Falls gefunden: Paket an diese MAC-Adresse senden
- Sonst:
  - H sendet Anfrage (*ARP-Request*) per Broadcast in das LAN: „wer hat IP-Adresse *xyz*?“
  - Der betroffene Rechner sendet Antwort (*ARP Reply*) mit seiner IP- und MAC-Adresse zurück
  - H trägt Zuordnung in sein ARP-Cache ein
    - automatische Löschung nach bestimmter Zeit ohne Nutzung

Aufbau eines ARP-Pakets (siehe auch Wireshark-Aufzeichung)

<table>
<tr><th>0</th><th>8</th><th>16 … 31</th></tr>
<tr><td colspan="2">Hardwareadresstyp</td><td>Protokolladresstyp</td></tr>
<tr><td>HA−Länge</td><td>PA−Länge</td><td>Operation</td></tr>
<tr><td colspan="3">Sender−Hardware−Adresse (z.B. MAC−Adresse)</td></tr>
<tr><td colspan="2">Sender−HW−Ad. (MAC−A.)</td><td>Sender−Protokoll−Adr. (IP)</td></tr>
<tr><td colspan="2">Sender−Protokoll−Adr. (IP)</td><td>Ziel−HW−Ad. (MAC−A.)</td></tr>
<tr><td colspan="3">Ziel−Hardware−Adresse (z.B. MAC−Adresse)</td></tr>
<tr><td colspan="3">Ziel−Protokoll−Adressre (z.B. IP−Adresse)</td></tr>
</table>

- ARP wird direkt über das Layer-2-Protokoll übertragen
- Typ und Länge der Sender- und Zieladressen sind frei wählbar
- Operation: *request* (1), *reply* (2)

Spezielle Verwendungen von ARP

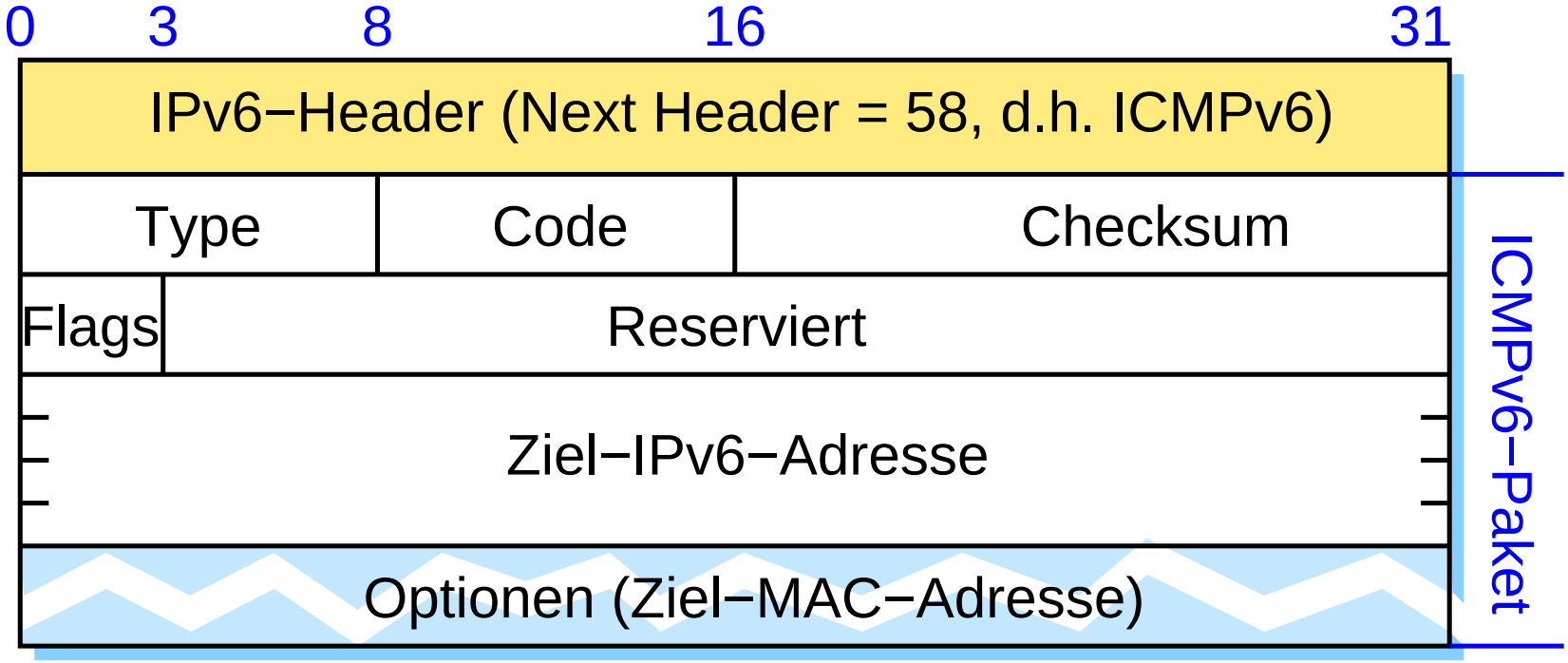
- ARP *probe*
  - zur Prüfung von Konflikten nach Konfiguration der IP-Adresse
  - Host sendet ARP-Anfrage nach seiner gewählten IP-Adresse
- *Gratuitous* APR
  - Host sendet ARP-Anfrage mit seiner eigenen IP-Adresse als Sender- und Zieladresse
  - alle anderen Hosts aktualisieren ihren ARP-Cache
  - z.B. beim Booten oder bei Umschaltung auf Backup-Server
- *Proxy* ARP
  - Router sendet ARP-Antwort für Anfrage nach einem Host in einem andern Netz
  - anfragender Host schickt IP-Paket dann an Router

NDP: *Neighbor Discovery Protocol* (IPv6)

- NDP ist Teilprotokoll von ICMPv6
  - *Neighbor Solicitation/Advertisement*

- Funktionsweise der Adreßumsetzung analog zu ARP
- Unterschiede:
  - Nutzung von ICMP-Paketen statt ARP-Protokoll
    - Anfrage: *Neighbor Solicitation*
    - Antwort: *Neighbor Advertisement*
  - Anfrage nicht per Broadcast sondern per Multicast
    - an die zugehörige *Solicited Nodes* Multicast-Gruppe
    - Gruppe wird aus letzten 24 Bits der Ziel-IP-Adresse bestimmt

Aufbau eines NDP-Pakets (siehe auch Wireshark-Aufzeichung)



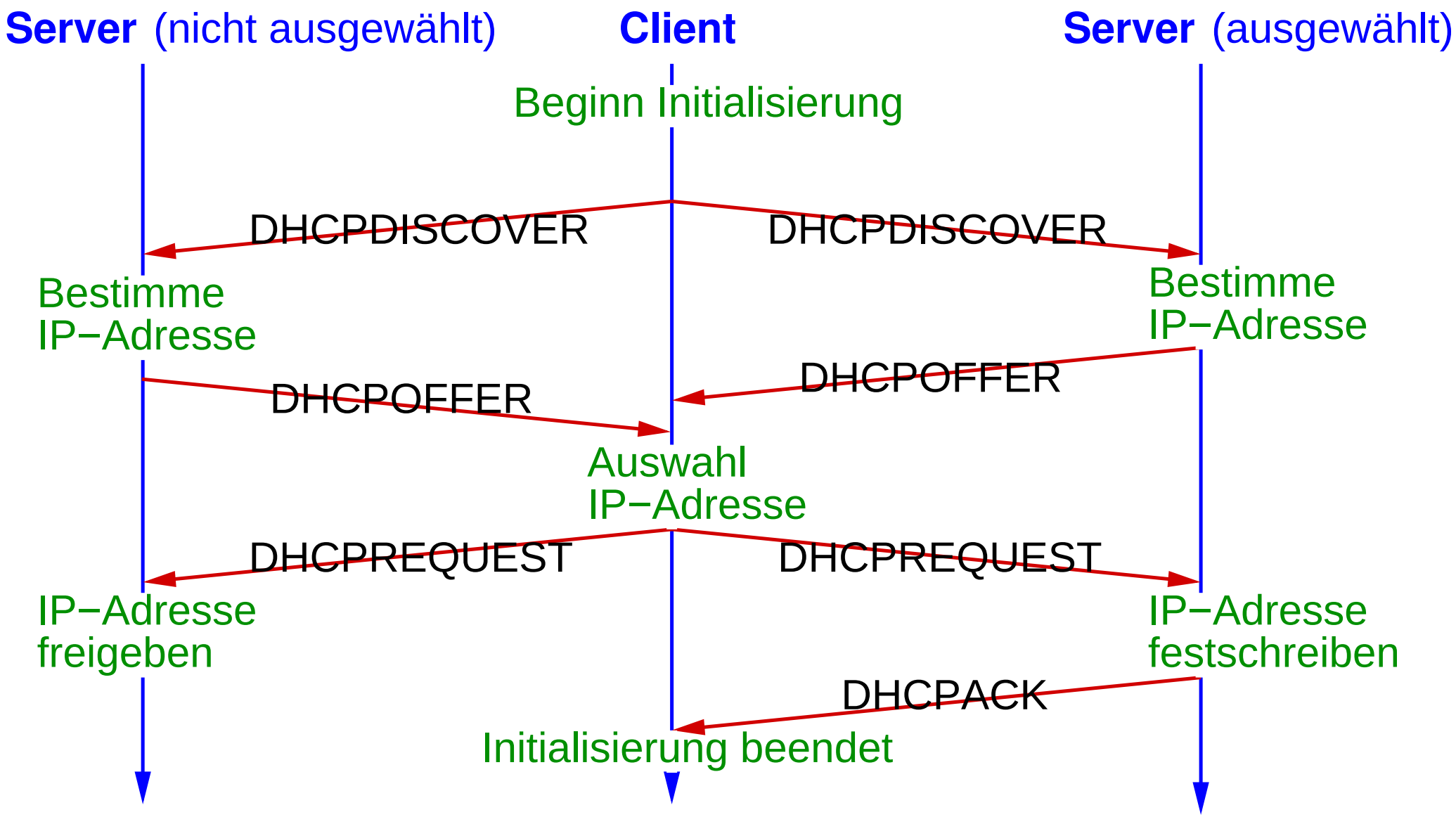
- *Neighbor Solicitation* (Type = 135)
  - Multicast an ff02::1:ff00:0/104 + letzte 24 Bits der Zieladresse
- *Neighbor Advertisement* (Type = 136)
  - Multicast an alle IPv6 Hosts (ff02::1)
  - Options-Feld beinhaltet MAC-Adresse des Ziels

★★

DHCP: *Dynamic Host Configuration Protocol*

- Automatisiert u.a. die Vergabe von IP-Adressen (IPv4 und IPv6)
- Vorgehensweise:
  1. Rechner sendet Broadcast-Anfrage (DHCPDISCOVER)
     - Verbreitung nur im lokalen Netz
  2. DHCP-Server sendet DHCPOFFER: Angebot für IP-Adresse
     - Zuordnung statisch oder dynamisch, als Schlüssel dient MAC-Adresse des Rechners
     - ggf. auch weitere Optionen (Hostname, DNS-Server, ...)
  3. Rechner fordert angebotene Adresse vom DHCP-Server an (DHCPREQUEST)
  4. DHCP-Server bestätigt (DHCPACK)
- IP-Adresse wird nur für eine bestimmte Zeit „gemietet“
  - periodische Wiederholung der Schritte 3 und 4

Ablauf


Server (nicht ausgewählt)
Client
Server (ausgewählt)
Beginn Initialisierung
DHCPDISCOVER
DHCPDISCOVER
Bestimme IP−Adresse
Bestimme IP−Adresse
DHCPOFFER
DHCPOFFER
Auswahl IP−Adresse
DHCPREQUEST
DHCPREQUEST
IP−Adresse freigeben
IP−Adresse festschreiben
DHCPACK
Initialisierung beendet

Aufbau eines DHCP-Pakets (siehe auch Wireshark-Aufzeichung)

- Felder u.a. für:
  - Pakettyp (*request*, *reply*)
  - angefragte Client-IP-Adresse
    - im DHCPREQUEST
  - angebotene Client-IP-Adresse
    - in DHCPOFFER und DHCPACK
  - Hardware-Adresse des Clients
    - i.a. MAC-Adresse
  - Name einer Boot-Datei
    - wird vom Server an Client per SFTP übertragen
  - Optionen
    - z.B. Anfrage / Zuweisung von Subnetzmaske, Hostname, Default-Gateway, DNS-Server, NTP-Server

Zustandslose IPv6 Autokonfiguration

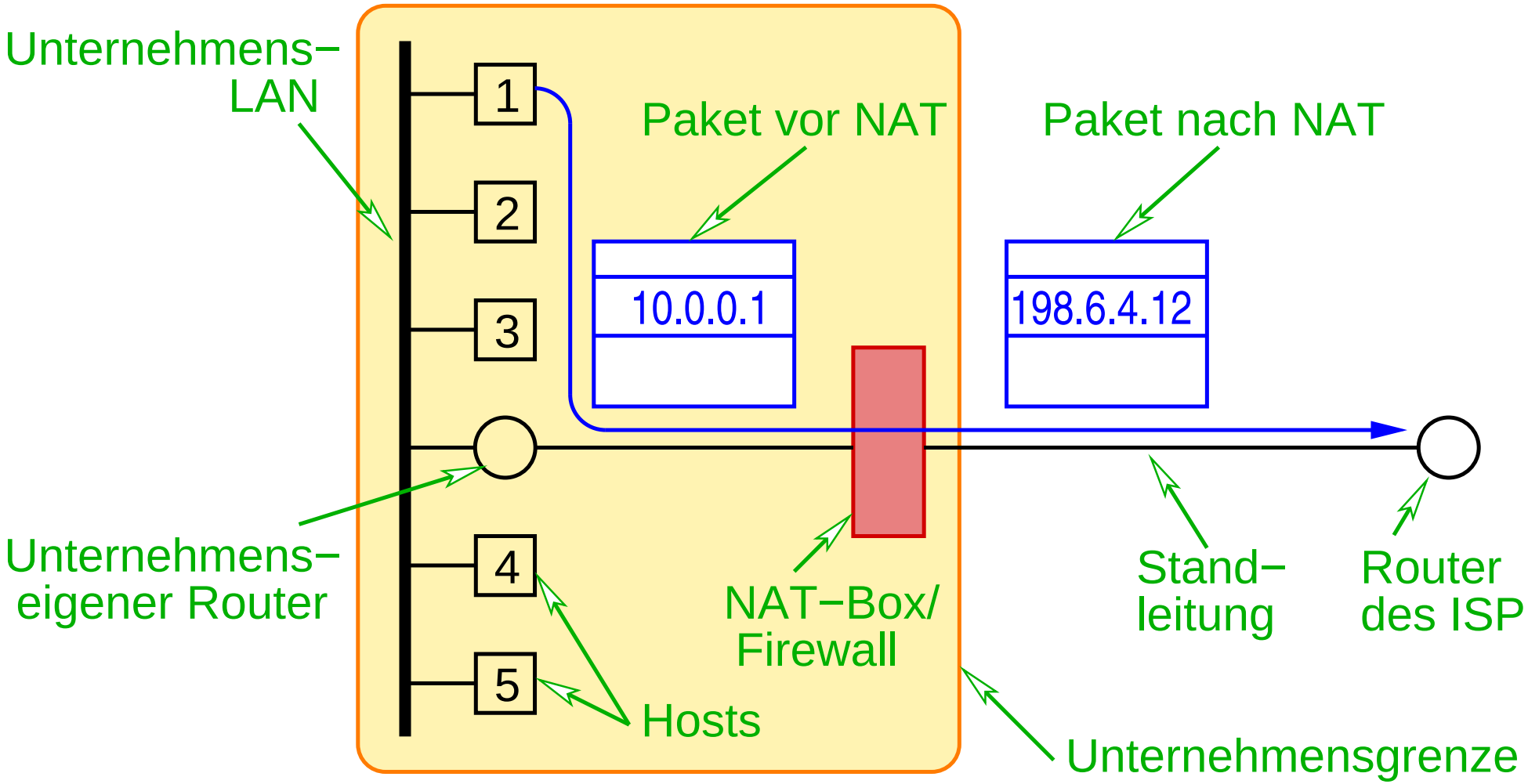
- Vorgehensweise eines Hosts:
  1. bilde *link-local* Adresse
     - Präfix FE80::/10 und z.B. EUI-64 oder Zufallszahl
  2. prüfe Adresse mit NDP: *Neighbor Solicitation*
     - falls keine Antwort: Adresse im LAN eindeutig
  3. warte auf *Router Advertisement*
     - sende ggf. explizit *Router Solicitation* wg. Wartezeit
  4. *Router Advertisement* teilt mit:
     - Adresse und/oder andere Optionen über DHCP holen?
     - ggf. globales Routing-Präfix und Präfixlänge
  5. bilde Adresse aus Präfix und z.B. EUI-64 oder Zufallszahl
  6. prüfe Adresse mit NDP: *Neighbor Solicitation*
- Adresse ist i.d.R. nur begrenzte Zeit gültig

★★

NAT, speziell NAPT (*Network Address Port Translation*)

- Ziel: Einsparung von IP-Adressen
  - mehrere Rechner eines Netzes werden auf dieselbe, nach außen sichtbare IP-Adresse gemultiplext
- Prinzip:
  - jeder Rechner des Netzes bekommt **private** IP-Adresse
  - drei reservierte Adreßbereiche:
    - 10.0.0.0/8 (10.0.0.0 - 10.255.255.255)
    - 172.16.0.0/12 (172.16.0.0 - 172.31.255.255)
    - 192.168.0.0/16 (192.168.0.0 - 192.168.255.255)
  - das gesamte Netz erhält **eine** „echte“ IP-Adresse
  - ausgehende Pakete durchqueren NAT-Box
    - NAT-Box ersetzt private IP-Adresse durch echte

Prinzipielle Funktionsweise von NAT



★★

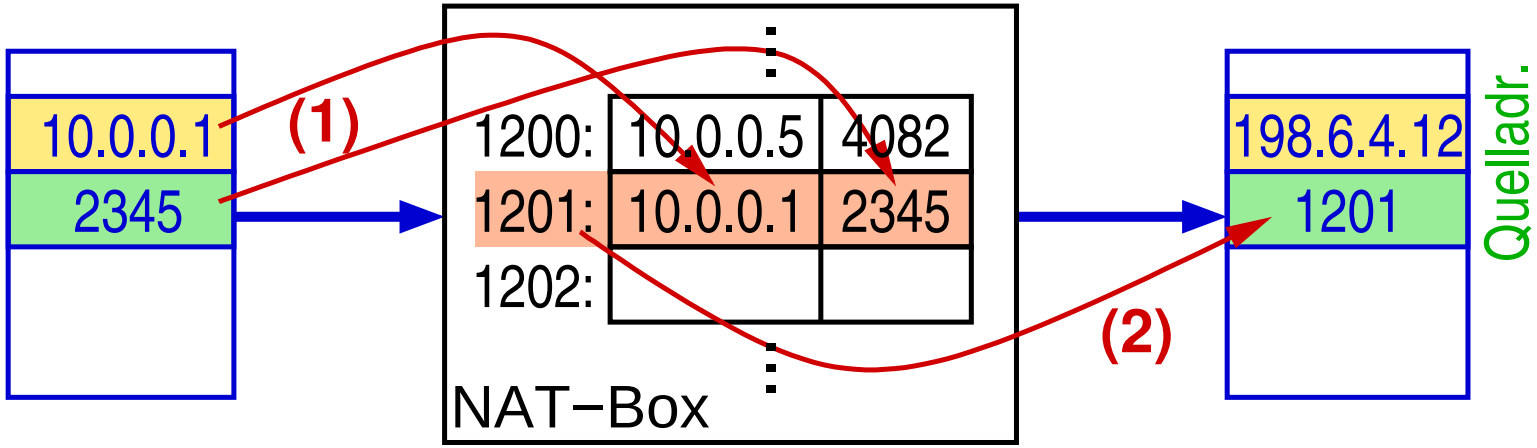
Problem: Zustellung von Antwort-Paketen!?

- Alle eingehende Pakete sind an dieselbe Adresse gerichtet
  - woher weiß die NAT-Box, an wen das Paket gehen soll?
- Lösung (schmutzig!):
  - praktisch der gesamte IP-Verkehr ist UDP oder TCP
  - UDP- und TCP-Header enthalten Felder zur Adressierung von Quell- und Zielprozess (Quell-/Ziel-Port)
  - NAT-Box verwendet Quell-Port-Feld des UDP/TCP-Headers zum Speichern eines Demultiplex-Schlüssels
    - bei ausgehendem Paket: speichere Quell-IP-Adresse und Quell-Port ($\Rightarrow$ Schlüssel)
    - ersetze IP-Adresse, ersetze Quell-Port durch Schlüssel
    - Antwortpaket enthält Schlüssel als Ziel-Port
    - ersetze Ziel-Adresse/Port durch gespeicherte Adresse/Port

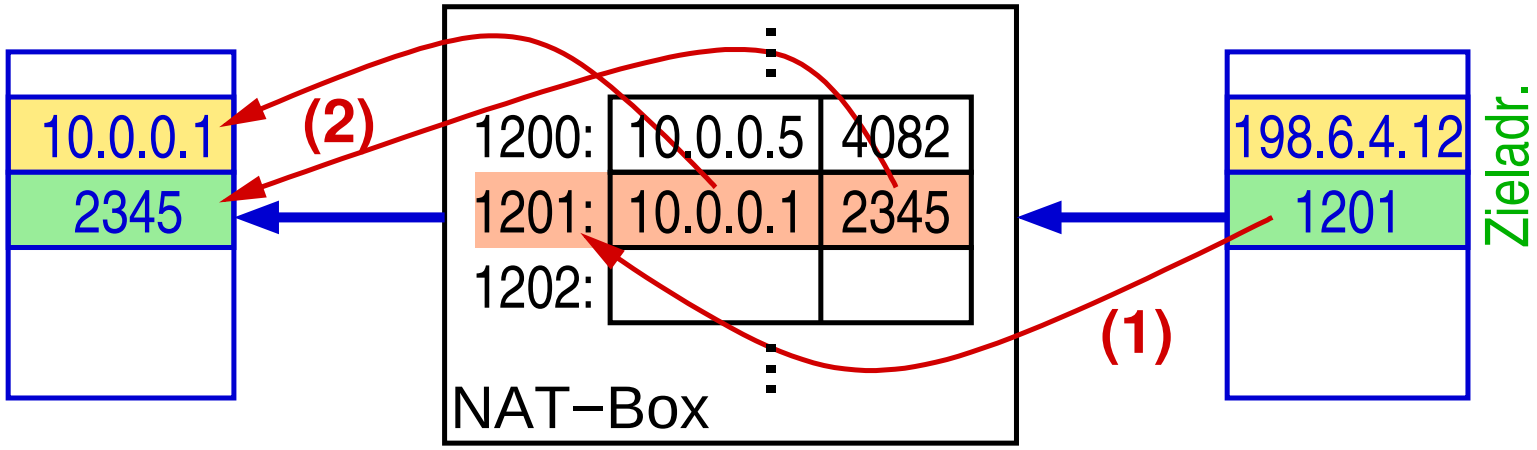
★★

Genaue Funktionsweise von NAT

A) Paket wird gesendet



B) Antwort−paket kommt an



IP−Adresse im IP−Header Port im TCP/UDP−Header

5.8 *Network Address Translation ...*

★

Kritik:

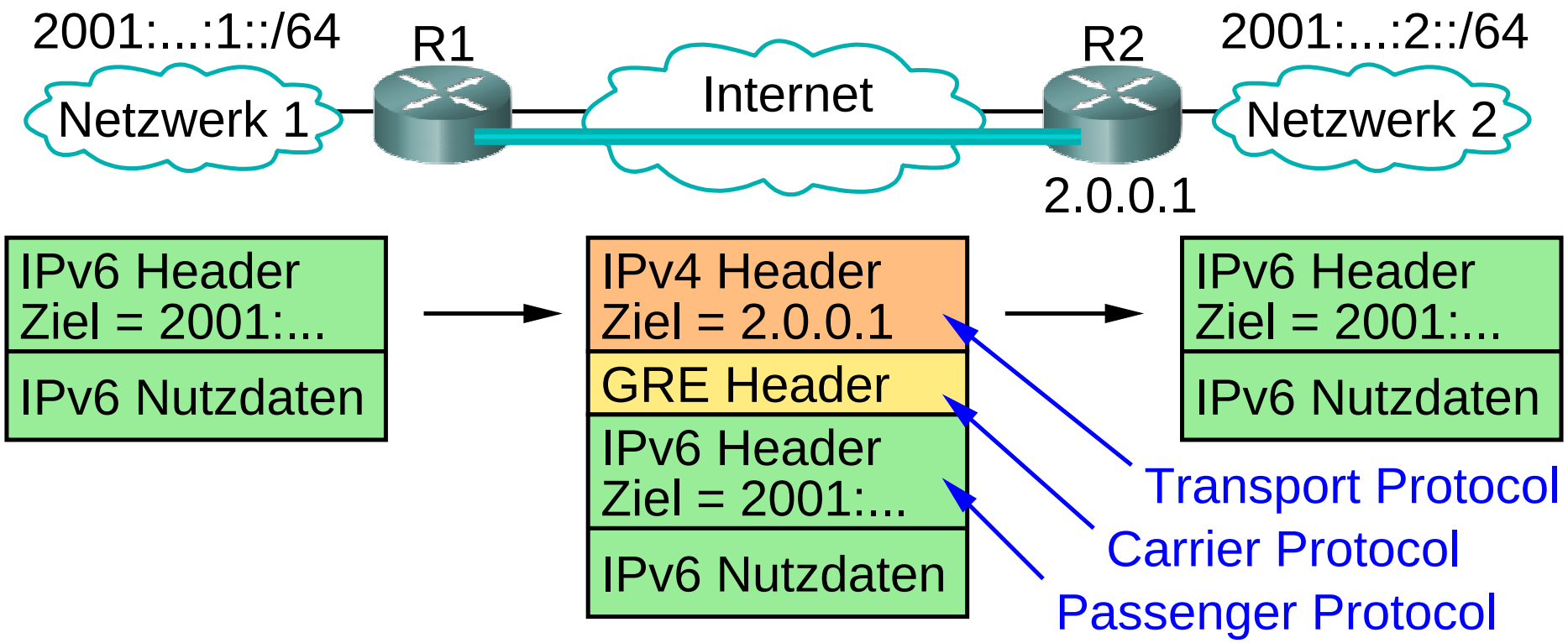
- IP-Adressen nicht mehr weltweit eindeutig
- Macht aus Internet quasi verbindungsorientiertes Netz
  - Ausfall der NAT-Box: Zerstörung aller Kommunikationsbeziehungen (TCP und UDP)!
- NAT (Schicht 3) macht Annahmen über Schicht 4!
  - neue TCP/UDP-Version, andere Protokolle über IP !?
- Nutzdaten können IP-Adressen enthalten (z.B. FTP, H.323)

Vorteile:

- Einsparung von IP-Adressen
- Sicherheit: Hosts sind von außen nicht erreichbar,
  Struktur des lokalen Netzes nach außen verborgen

5.9 Tunneling

- Übertragung eines Protokolls über ein Protokoll derselben oder einer höheren OSI-Schicht
- z.B. Übertragung von IPv6-Paketen über IPv4



5.9 Tunneling ...

- Aufgaben des *Carrier*-Protokolls:
  - z.B. Multiplexing, Reihenfolgeerhaltung, Authentifizierung, ...
  - ggf. kann das Carrier-Protokoll auch fehlen
- Einsatz von Tunneln:
  - Kommunikation zwischen Routern mit speziellen Fähigkeiten
    - z.B. Multicast, IPv6
  - Kopplung von nicht-IP Netzen (z.B. Ethernet) über das Internet
  - VPNs: Authentifizierung und Verschlüsselung im Tunnel
  - „Durchtunneln“ von Firewalls
    - oft HTTP als Transportprotokoll

Verschiedene Ansätze

- Dual-Stack-Ansatz
  - Netzknoten implementieren sowohl IPv6 als auch IPv4
  - Fähigkeiten des Zielknotens über DNS zu ermitteln
    - IPv6-Adresse für IPv6-fähigen Knoten, IPv4-Adresse sonst
  - Router müssen ggf. IP-Header der Pakete anpassen
    - wenn zwischenliegende Router nur IPv4 unterstützen
    - Informationsverlust möglich (z.B. FlowLabel nur in IPv6)
- Tunneling
  - Aufbau eines IPv4-Tunnels zwischen IPv6-Knoten
  - d.h. IPv6-Pakete werden in IPv4-Pakete eingepackt
- Adreßübersetzung analog zu NAT (6to4)

5.10 Übergang von IPv4 auf IPv6 ...

Stand

- Praktisch alle neuen Features von IPv6 inzwischen auch in IPv4 verfügbar
  - Hauptmotivation: größerer Adreßbereich
- Moderne Betriebssysteme beinhalten IPv4 und IPv6
  - z.B. Linux, Windows (ab XP)
- Bis Juni 2006: Internet-Testbett 6bone
- IPv6 inzwischen im „Produktionseinsatz“
  - einige Dienste nur noch mit IPv6 angeboten
- Zeitrahmen für die Ablösung von IPv4 aber unklar

5.11 Zusammenfassung

- Internetwork: Netz von Netzen
- IP-Protokoll: Best-Effort, run over everything
  - Hierarchische Adressen: Routing nur zwischen Netzen
  - Bessere Skalierbarkeit durch CIDR und Subnetze
- Hilfsprotokolle: ICMP, ARP, NDP, DHCP
- NAT: Umsetzung privater auf globale IP-Aressen

Nächste Lektion:

- Routing

Rechnernetze I

SoSe 2024

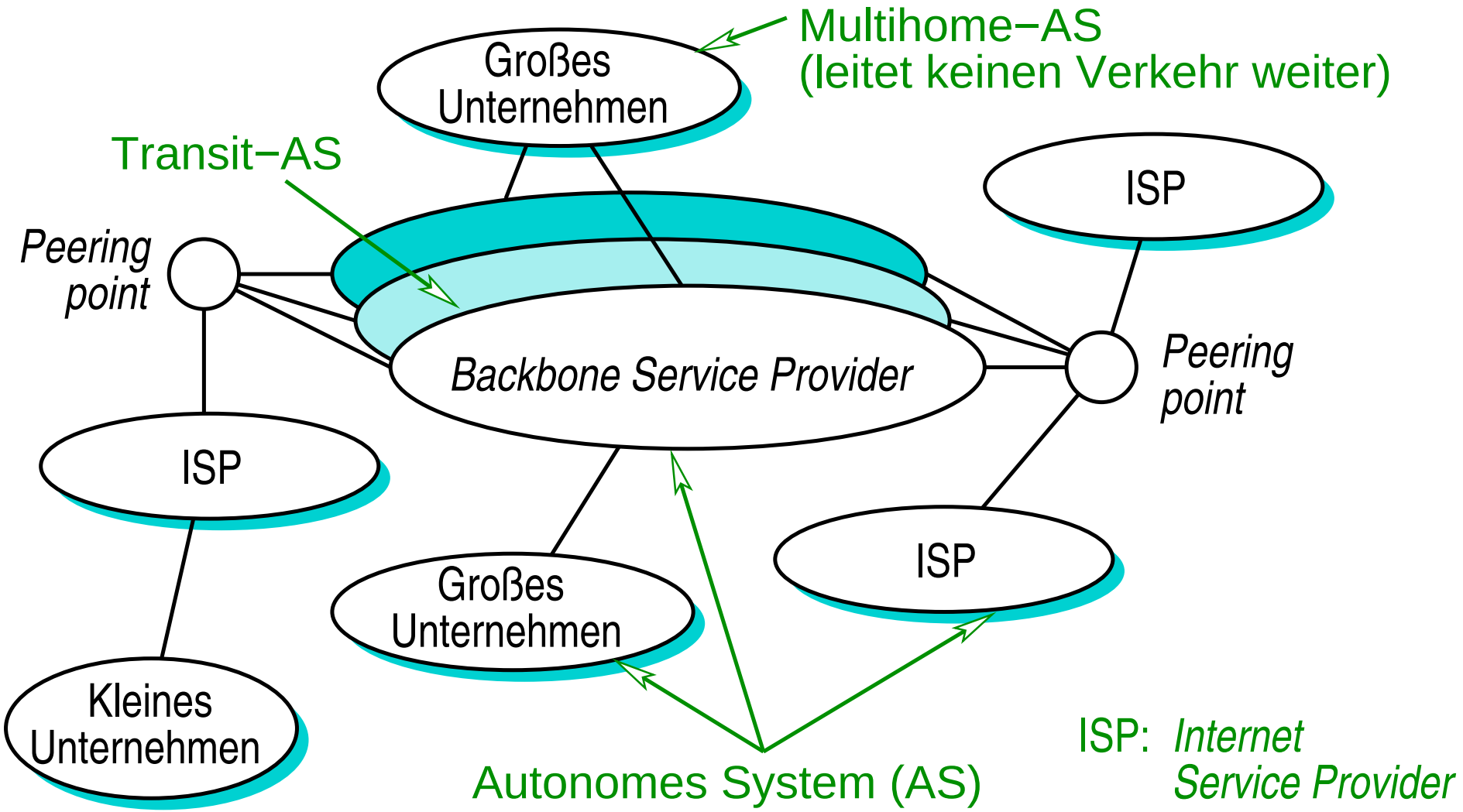
6 Routing

Inhalt

- Einführung
- Routing innerhalb einer Domain
  - *Distance Vector Routing* (RIP, EIGRP)
  - *Link State Routing* (OSPF)
- Interdomain-Routing
  - *Border Gateway Protocol* (BGP)

- Peterson, Kap. 4.2.1 – 4.2.4

Heutige Struktur des Internet



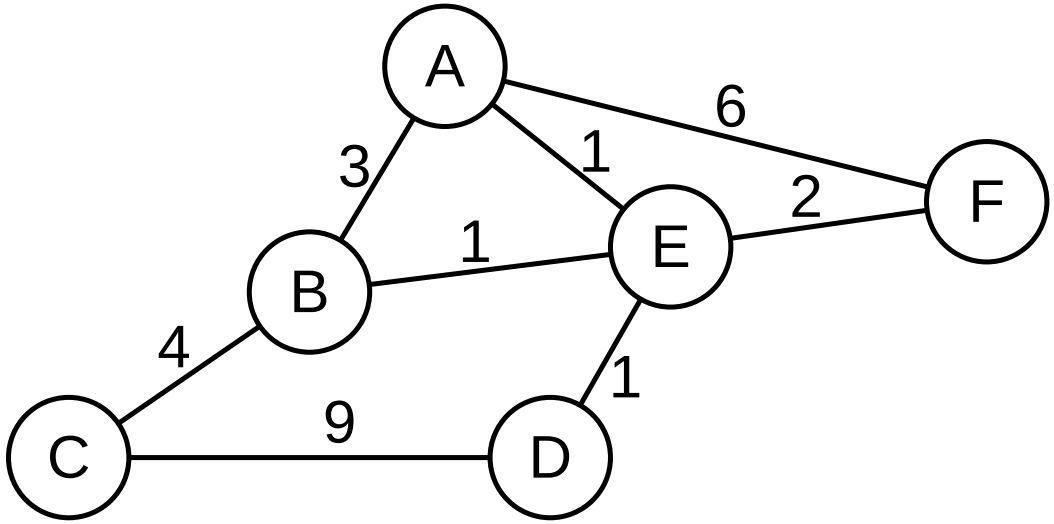
Routing im Internet

- Heute über 92.000 autonome Systeme (AS)
  - Backbones, Provider, Endbenutzer
  - Netzwerk-Adressen werden an AS zugewiesen
- Probleme: Skalierbarkeit, heterogene Administration
- Hierarchischer Ansatz: ***Routing Domains***
  - Routing innerhalb eines administrativen Bereichs (z.B. Campus, Unternehmen, Provider)
    - *Interior Gateway Protocols* (IGP)
      - z.B. RIP, OSPF, EIGRP
  - Interdomain Routing (zwischen Teilnetzen des Internet)
    - *Exterior Gateway Protocols* (EGP)
      - z.B. BGP (*Border Gateway Protocol*)

★★

Routing als Graph-Problem

- Knoten:
  - Router
  - (Hosts)
  - (Netzwerke)
- Kanten: Verbindungen
  - mit Kosten (Metrik)
    (symmetrisch oder asymmetrisch)



- Aufgabe des Routings:
  - finde Pfade mit geringsten Kosten zwischen allen Paaren von Knoten

6.2 Routing innerhalb eines Bereichs ...

Statisches Routing

- Pfade werden manuell bestimmt und in Tabellen eingetragen
- Probleme:
  - Ausfall von Knoten / Verbindungen
  - neue Knoten / Verbindungen
  - dynamische Änderung der Verbindungskosten (Last)

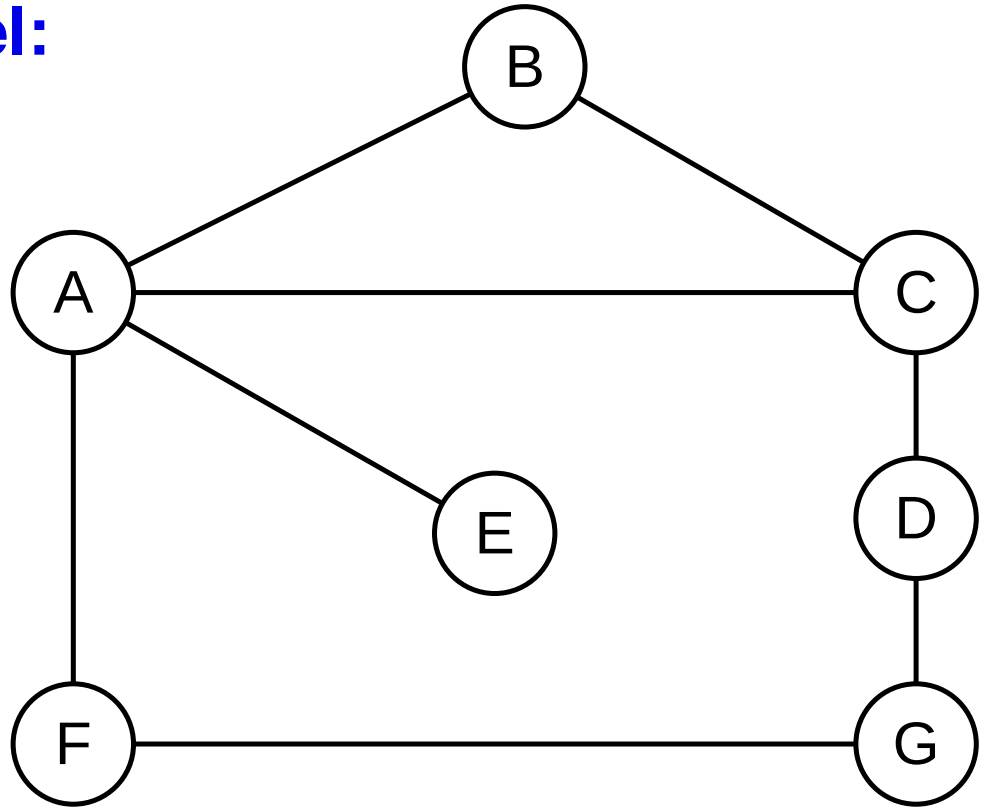
Dynamisches Routing

- Verteilte Algorithmen zum Aufbau der Tabellen
- Anforderungen:
  - schnelle Konvergenz / Skalierbarkeit
  - einfache Administration

6.2.1 *Distance Vector Routing*

- Router kennen nur Distanz und „Richtung“ (*Next Hop*) zum Ziel
  - nur diese Informationen werden (mit Nachbarn) ausgetauscht
- Verteilter Algorithmus zur Erstellung der Routing-Tabellen
  - typisch: Bellman-Ford-Algorithmus

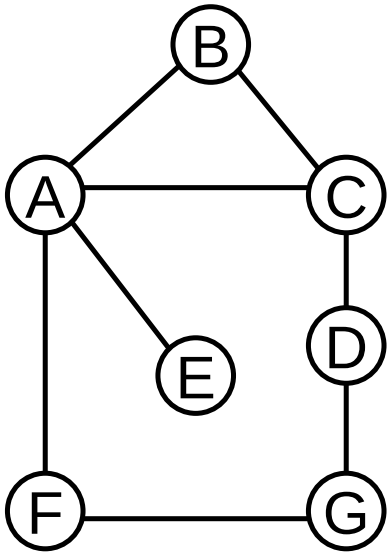
Beispiel:



Vereinfachung:
alle Link−Kosten
seien 1

Beispiel: ...

- Initial besitzen die Router Information über die folgenden Distanzvektoren (verteilt!)



	Distanz zu Knoten						
Information bei	A	B	C	D	E	F	G
A	0	1	1	∞	1	1	∞
B	1	0	1	∞	∞	∞	∞
C	1	1	0	1	∞	∞	∞
D	∞	∞	1	0	∞	∞	1
E	1	∞	∞	∞	0	∞	∞
F	1	∞	∞	∞	∞	0	1
G	∞	∞	∞	1	∞	1	0

Beispiel: ...

- Initiale Routing-Tabelle von A:
  - A kennt nur seine direkten Nachbarn

Ziel	Kosten	NextHop
B	1	B
C	1	C
E	1	E
F	1	F

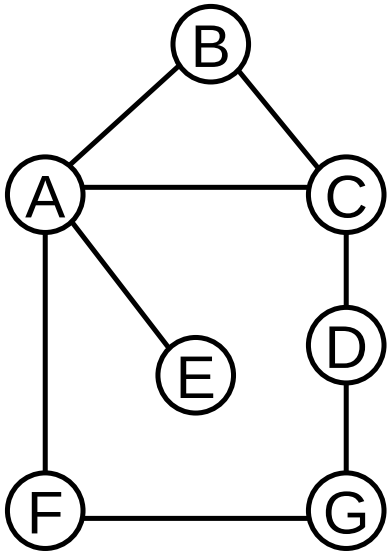
★★★

Vorgehensweise

- Nachrichtenaustausch zur Erstellung der Routing-Tabellen:
  - Router senden ihren Distanzvektor an alle direkten Nachbarn
  - bessere Routen werden in den eigenen Distanzvektor (und die Routing-Tabelle) übernommen
    - aber auch schlechtere vom Next Hop
- Nach mehreren Runden des Nachrichtenaustauschs konvergieren die Distanzvektoren ... jedenfalls meistens !!
- Der Nachrichtenaustausch erfolgt
  - periodisch (typ. alle 30 s)
  - bei Änderung des Distanzvektors eines Knotens
    - z.B. Ausfall einer Verbindung, neue Verbindung
  - auf Anfrage (z.B. bei Neustart eines Routers)

Beispiel ...

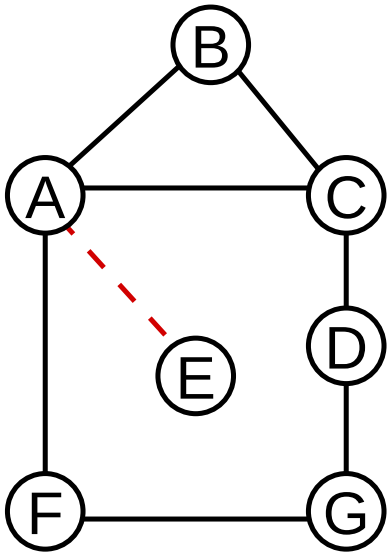
➥ Distanzvektoren nach dem Konvergieren des Verfahrens:



	Distanz zu Knoten						
Information bei	A	B	C	D	E	F	G
A	0	1	1	2	1	1	2
B	1	0	1	2	2	2	3
C	1	1	0	1	2	2	2
D	2	2	1	0	3	2	1
E	1	2	2	3	0	2	3
F	1	2	2	2	2	0	1
G	2	3	2	1	3	1	0

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:

A: $(\infty,-)$

B: (2,A)

C: (2,A)

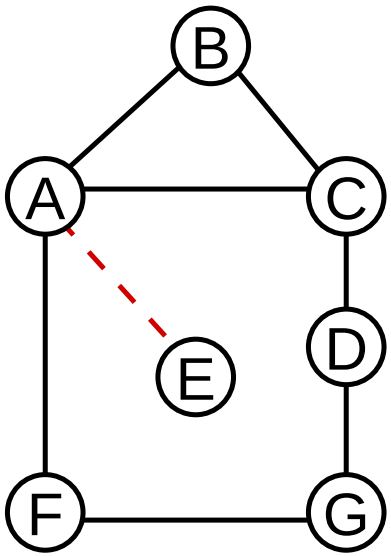
Distanz zu E Next Hop

Zeit →

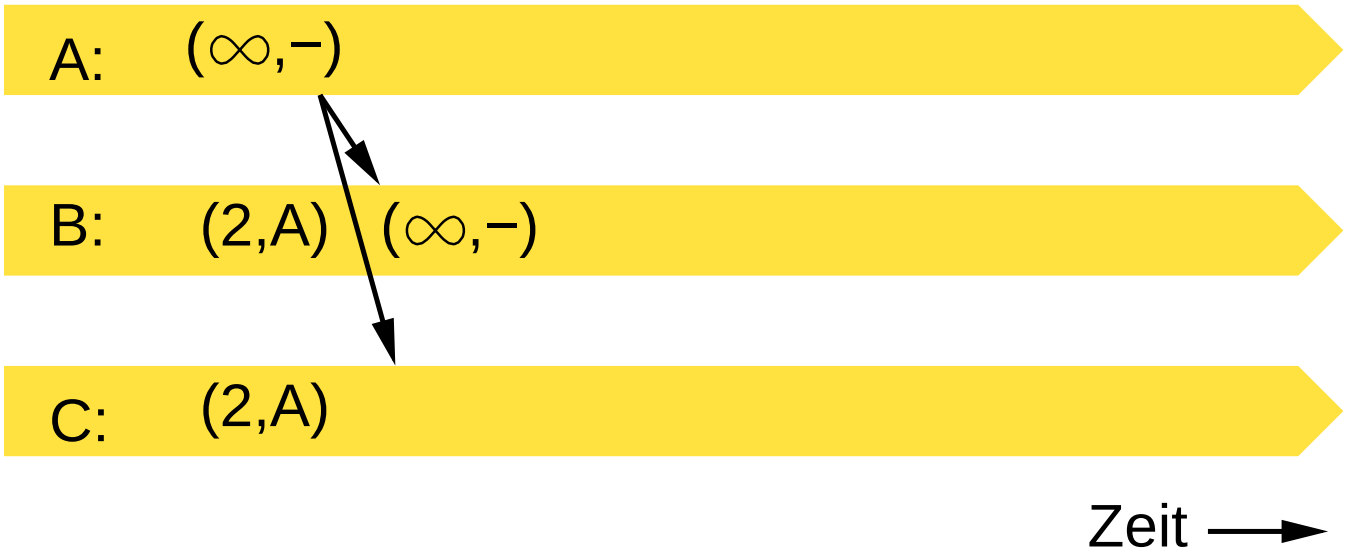
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



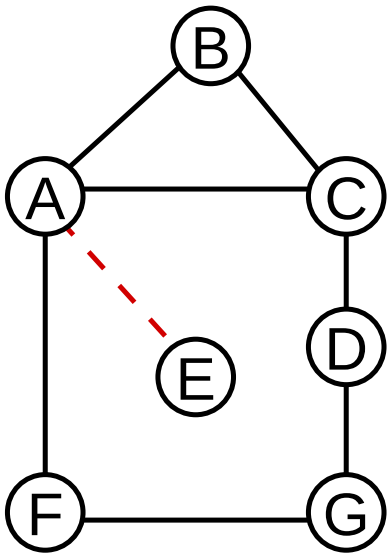
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



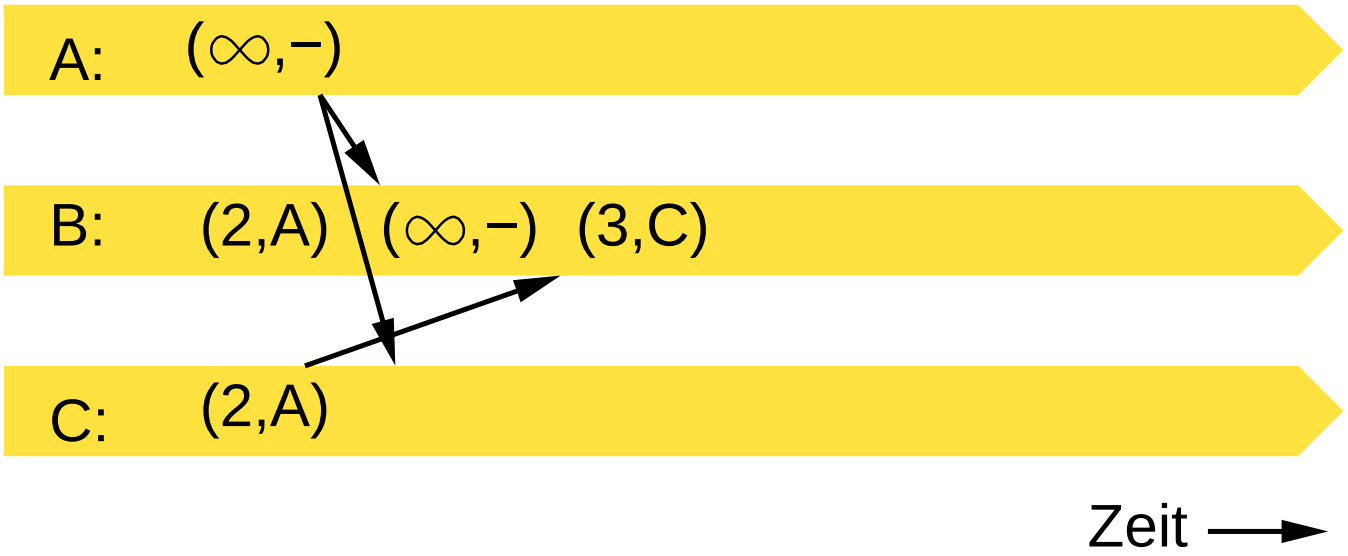
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



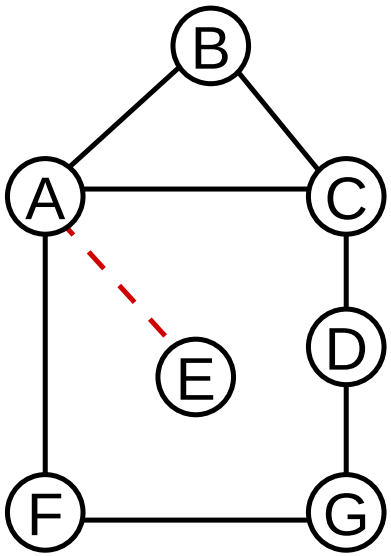
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



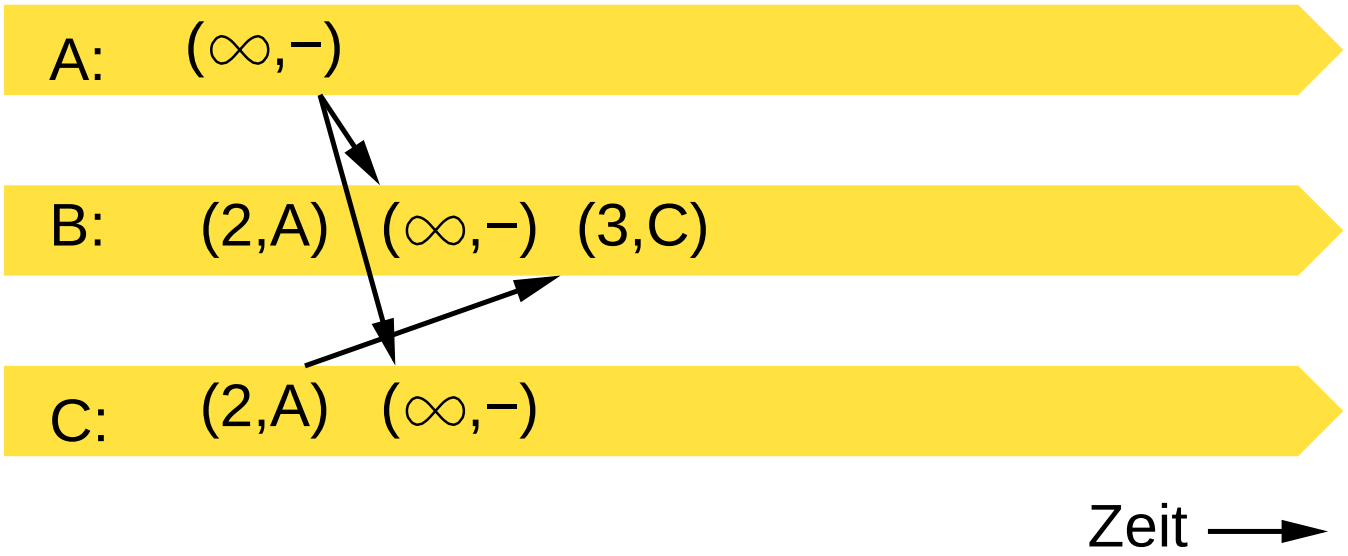
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



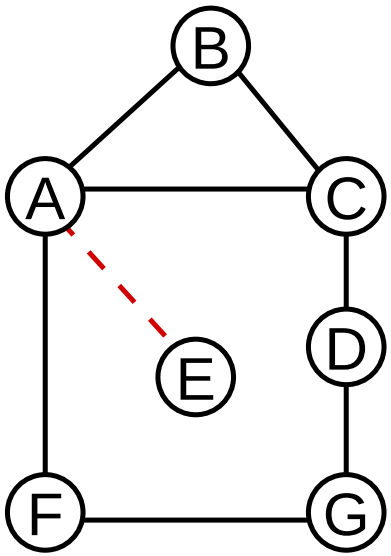
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



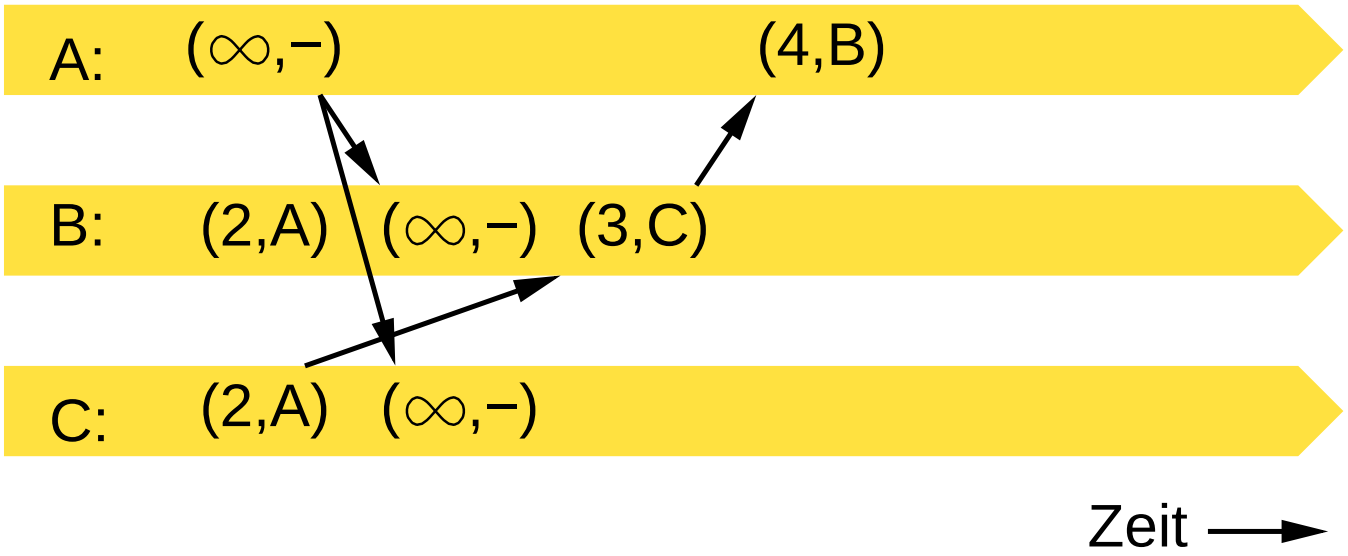
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



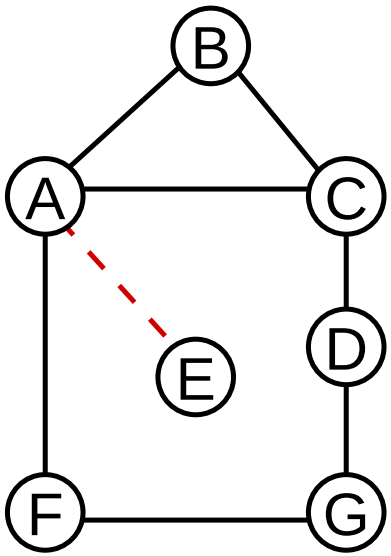
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



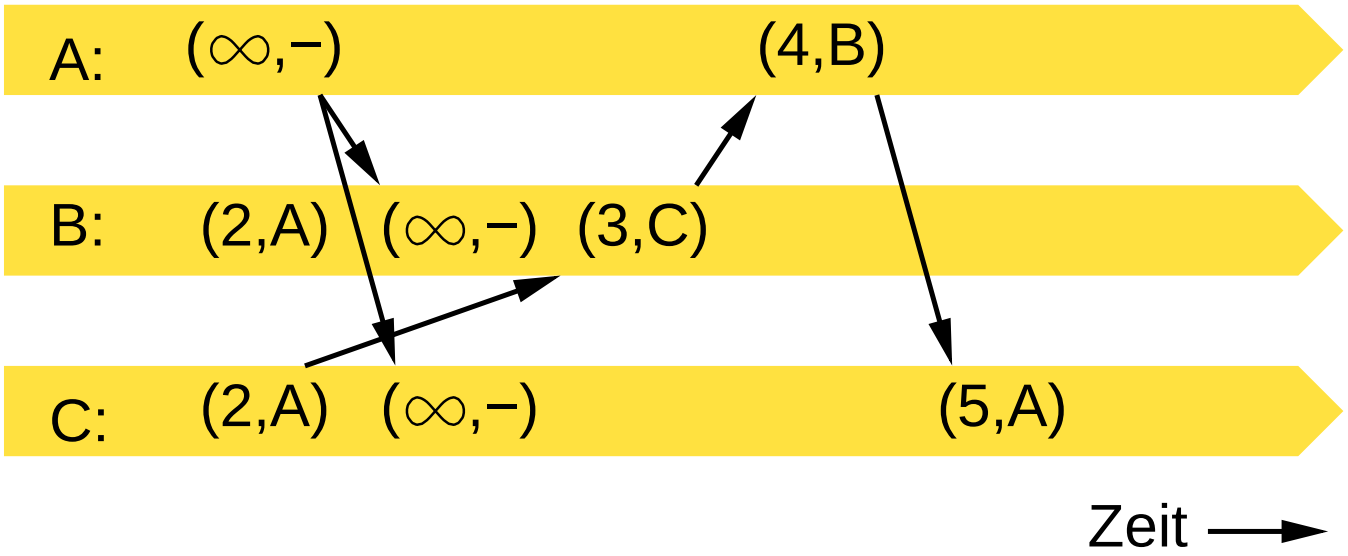
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



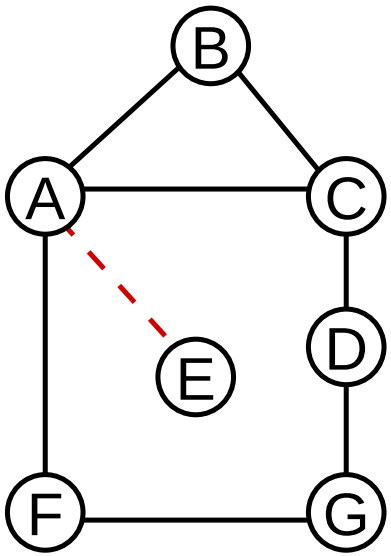
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



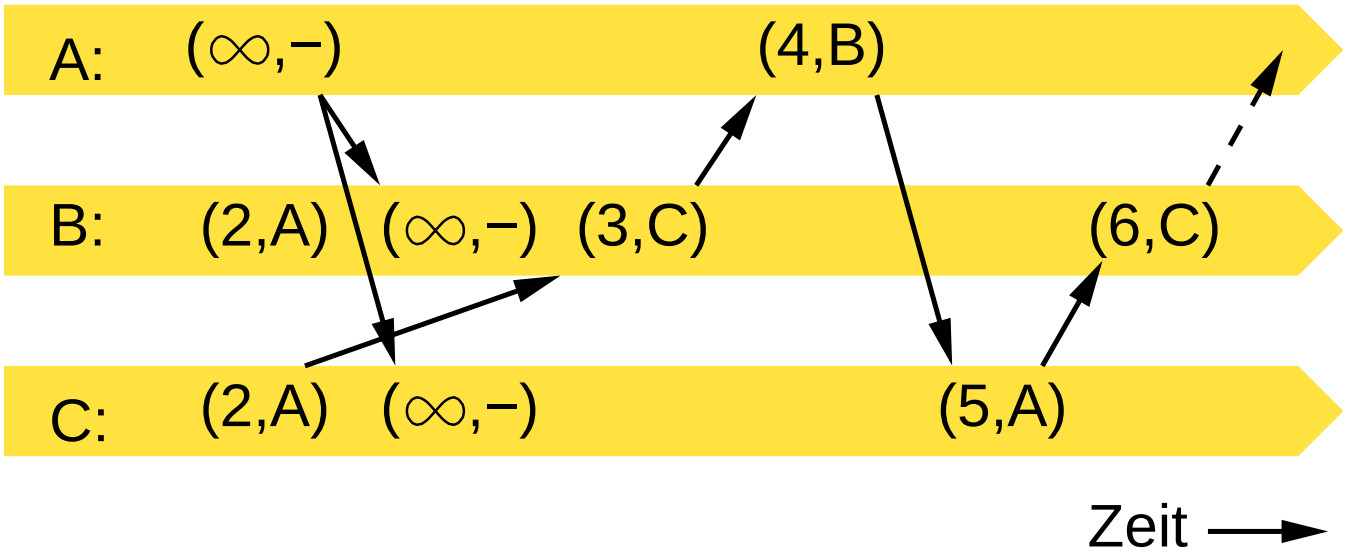
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



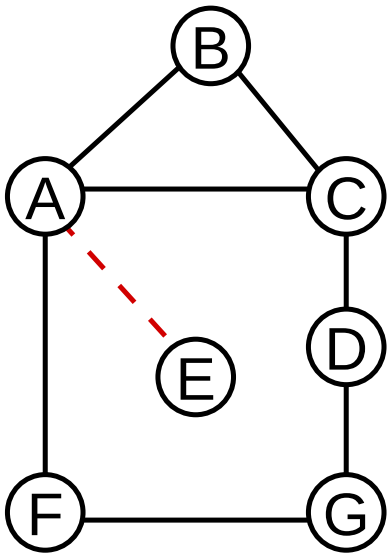
Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



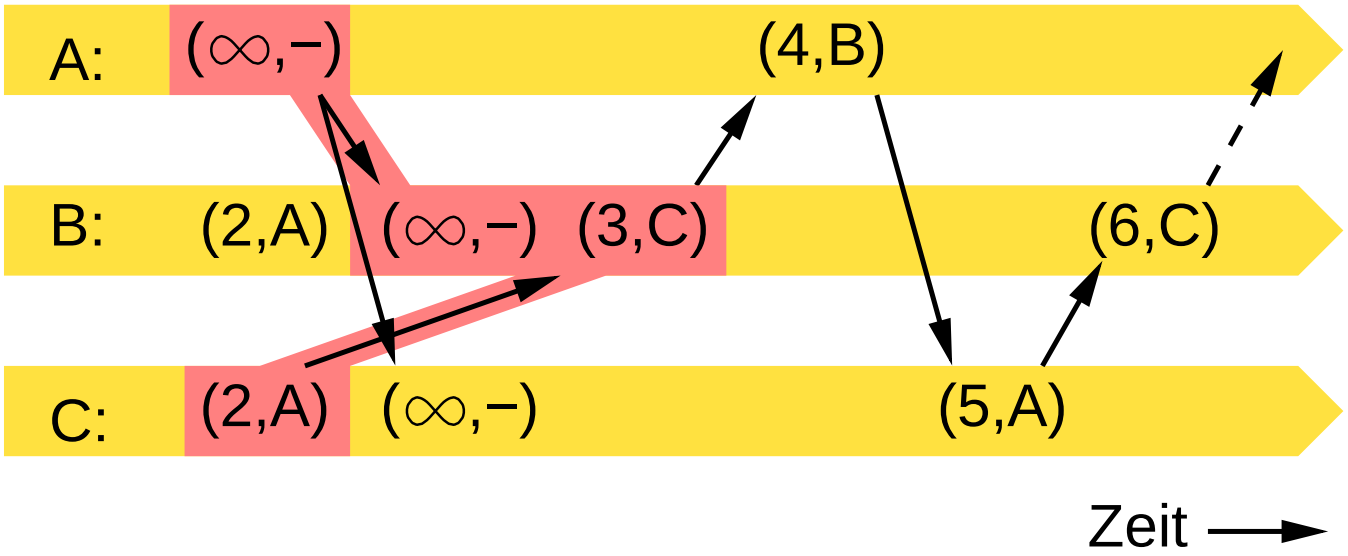
- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

Problem des Algorithmus: *Count-to-Infinity*

- Beispiel: A erkennt Ausfall der Verbindung zu E



Zeitliche Entwicklung der Distanz−Vektoren zu E:



- Keine wirklich gute, allgemeine Lösung des Problems
  - pragmatisch: beschränke ∞ auf den Wert 16

RIP (*Routing Information Protocol*)

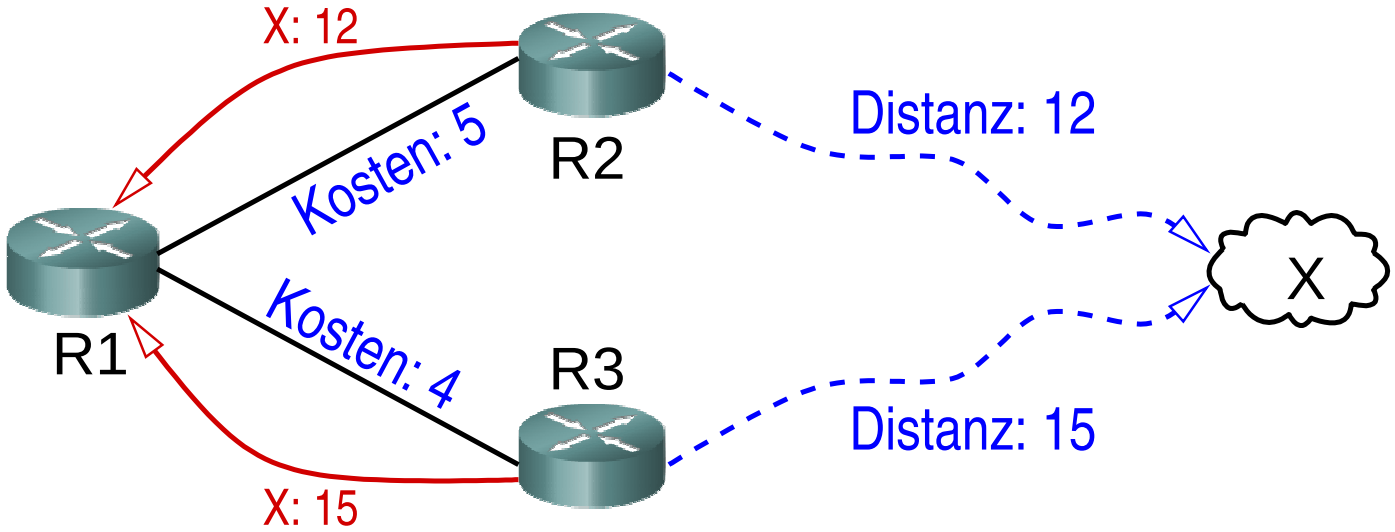
- Einfaches *Distance Vector Routing* Protokoll
- Internet-Standard
- Alle Link-Kosten sind 1, d.h. Distanz = *Hop Count*
- Drei Versionen:
  - RIPv1: leitet keine Präfixlänge weiter
    - Subnetting nur möglich, wenn alle Subnetze des klassenbehafteten Netzes dieselbe Größe haben
    - d.h. Subnetzmaske ist global
  - RIPv2: ermöglicht klassenloses Routing
  - RIPng: unterstützt IPv6

EIGRP (*Enhanced Interior Gateway Routing Protocol*)

- Erweitertes *Distance Vector Routing* Protokoll
- Cisco-proprietär, seit 2013 offener Internet-Standard
- Link-Kosten berücksichtigen Bandbreite und Latenz
- Unterstützt IPv4, IPv6 und andere Schicht-3-Protokolle
- Updates nur bei Änderungen, kein *Count-to-Infinity*
- Behält alle Routen, nicht nur die beste

Beste Route zu X:
über R2, Distanz 17

Mögliche Route zu X:
über R3, Distanz: 19



6.2.2 *Link State Routing*

★★★

- Grund„problem“ beim *Distance Vector Routing*:
  - Router haben ausschließlich lokale Information
- ***Link State Routing:***
  - Router erhalten Information über die Struktur des gesamten Netzwerks
- Vorgehensweise:
  - Kennenlernen der direkten Nachbarn
    - einschließlich der Link-Kosten
  - Versenden von Link State Paketen an **alle** anderen Router (***Reliable Flooding***)
  - Berechnung der kürzesten Wege mit Dijkstra-Algorithmus

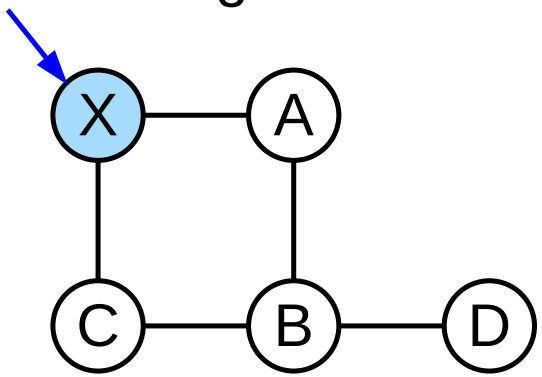
Link State Pakete

- Inhalt eines Link State Pakets:
  - ID des erzeugenden Routers
  - Liste der direkten Nachbarn mit Link-Kosten
  - Sequenznummer
    - Paket nur weitergeleitet, wenn die Sequenznummer größer als die des letzten weitergeleiteten Pakets ist
  - *Time-to-Live* (TTL)
    - jeder Router dekrementiert TTL
    - bei TTL = 0 wird das Paket gelöscht
- Versenden der Link State Pakete
  - Periodisch ($\sim$ Stunden) oder bei Topologie-Änderungen

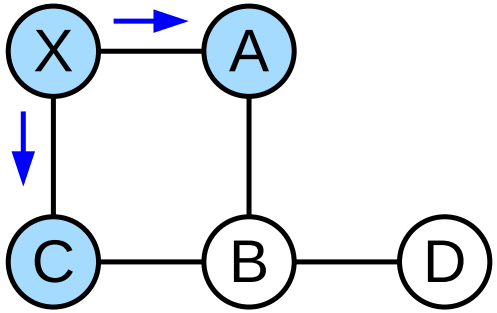
Reliable Flooding

- Flooding mit ACK und ggf. wiederholter Übertragung

(1) X erzeugt Paket

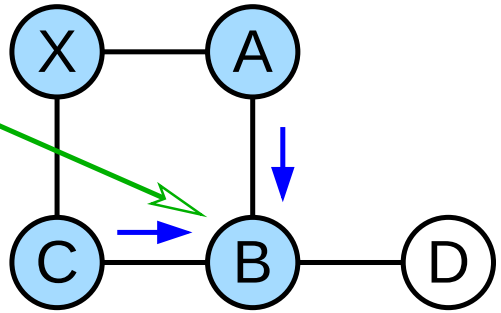


(2) X sendet an A und C

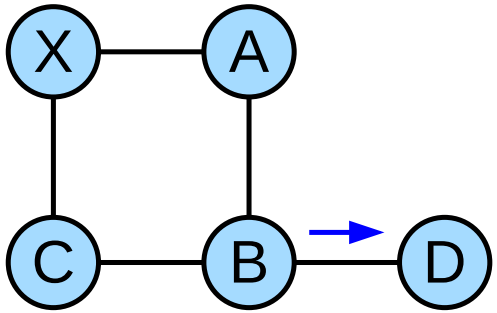


Sequenznum−mer verhindert, daß B Paket zweimal an D sendet

(3) A und C senden an B



(4) B sendet an D



Dijkstra-Algorithmus zur Bestimmung kürzester Wege

- Eingabe: N: Knotenmenge, $l(i,j)$: Link-Kosten, s: Startknoten
- Ausgabe: $C(n)$: Pfad-Kosten von s zu n
- Algorithmus:

$M = \{s\}$

Für alle $n \in N - \{s\}$: $C(n) = l(s,n)$

Solange $M \neq N$:

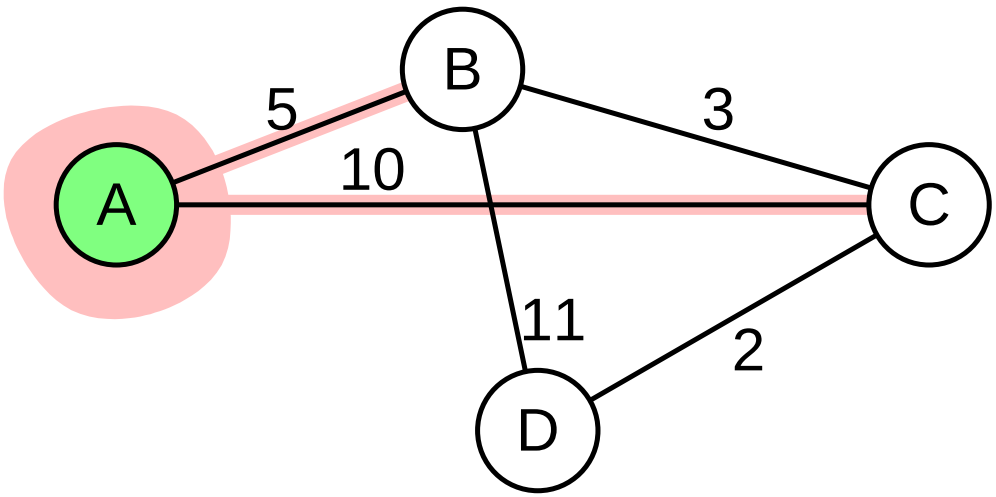
Wähle $w \in N - M$ so, daß $C(w)$ minimal ist

$M = M \cup \{w\}$

Für alle $n \in N - M$:

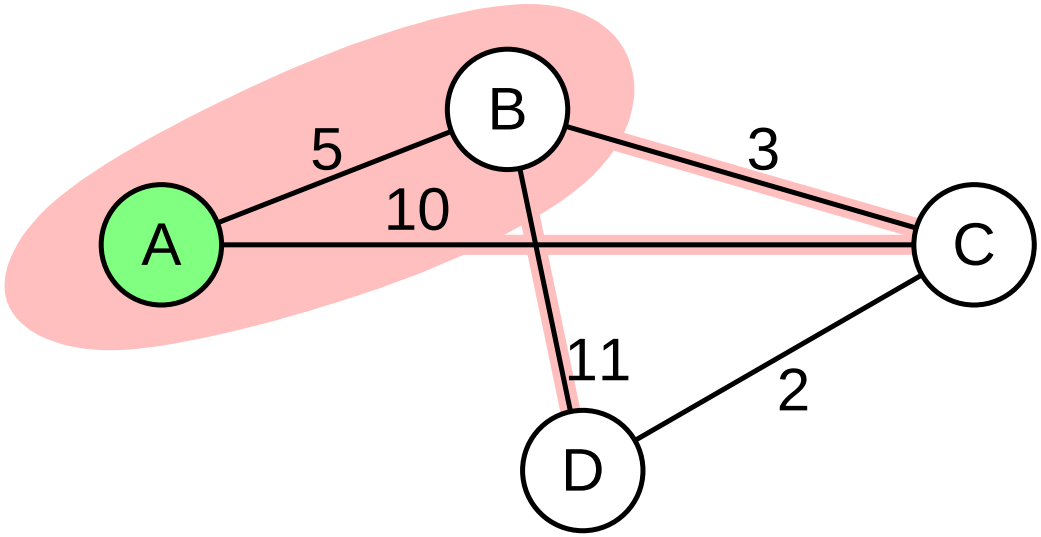
$C(n) = \min(\, C(n),\, C(w) + l(w,n)\,)$

Beispiel



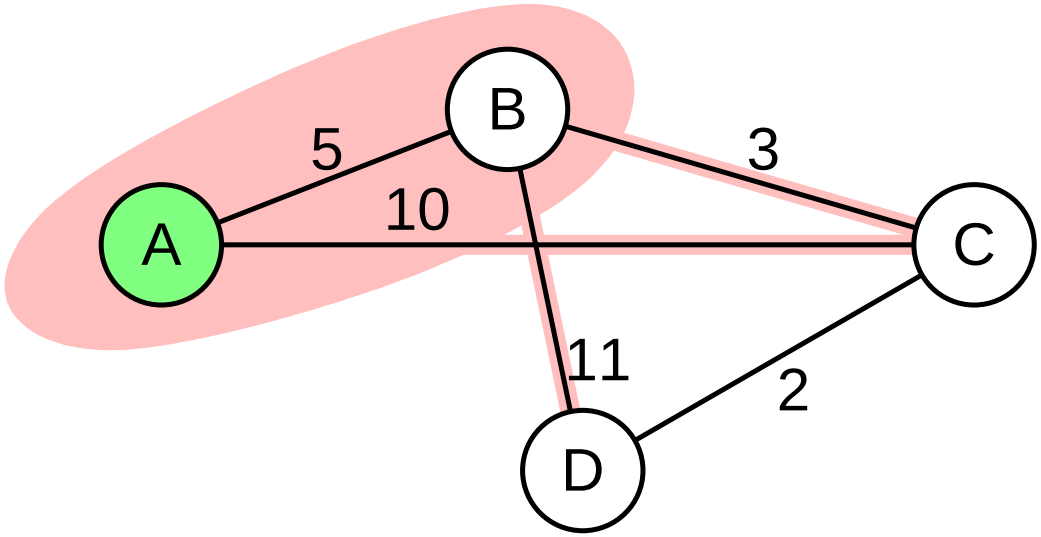
Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞

Beispiel



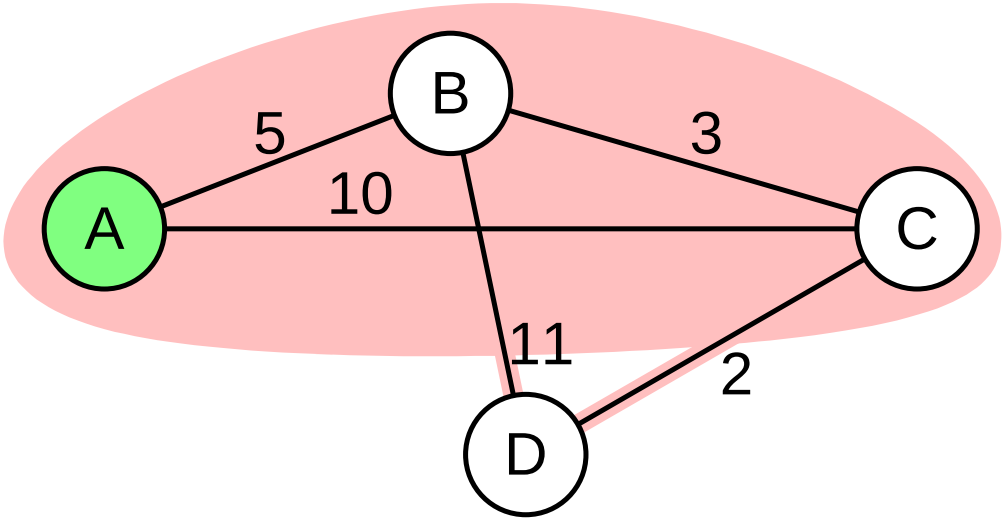
Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞
1	B	{A,B}	5		

Beispiel



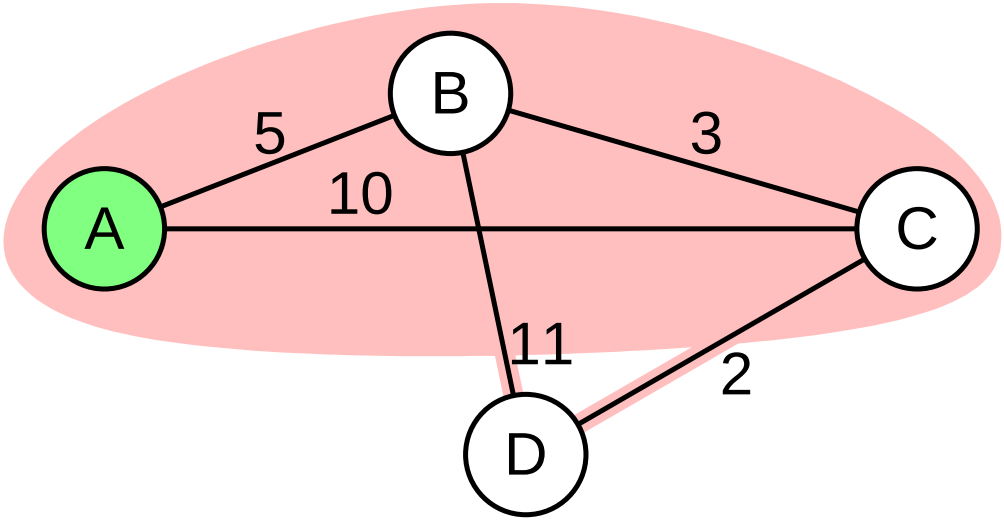
Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞
1	B	{A,B}	5	8	16

Beispiel



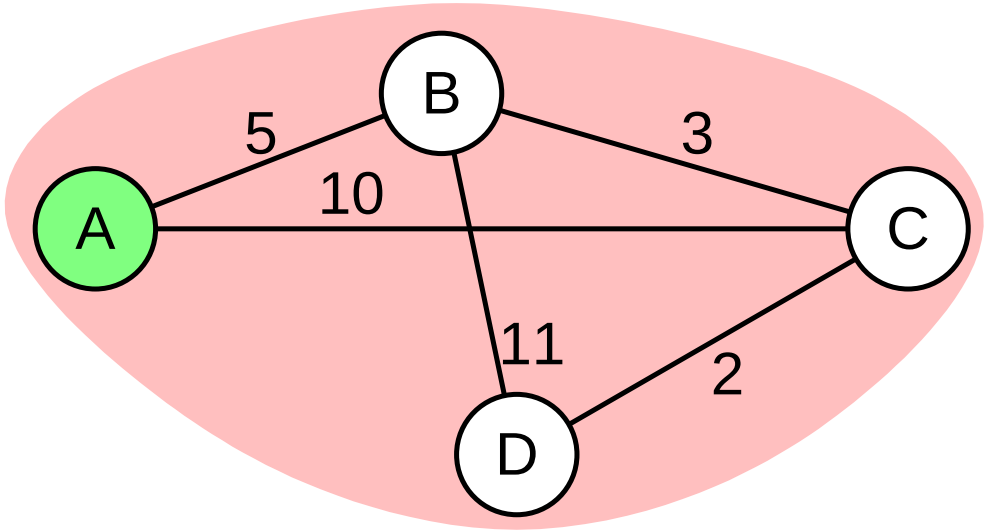
Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞
1	B	{A,B}	5	8	16
2	C	{A,B,C}	5	8	

Beispiel



Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞
1	B	{A,B}	5	8	16
2	C	{A,B,C}	5	8	10

Beispiel



Schritt	w	M	C(B)	C(C)	C(D)
Initial		{A}	5	10	∞
1	B	{A,B}	5	8	16
2	C	{A,B,C}	5	8	10
3	D	{A,B,C,D}	5	8	10

OSPF (*Open Shortest Path First*)

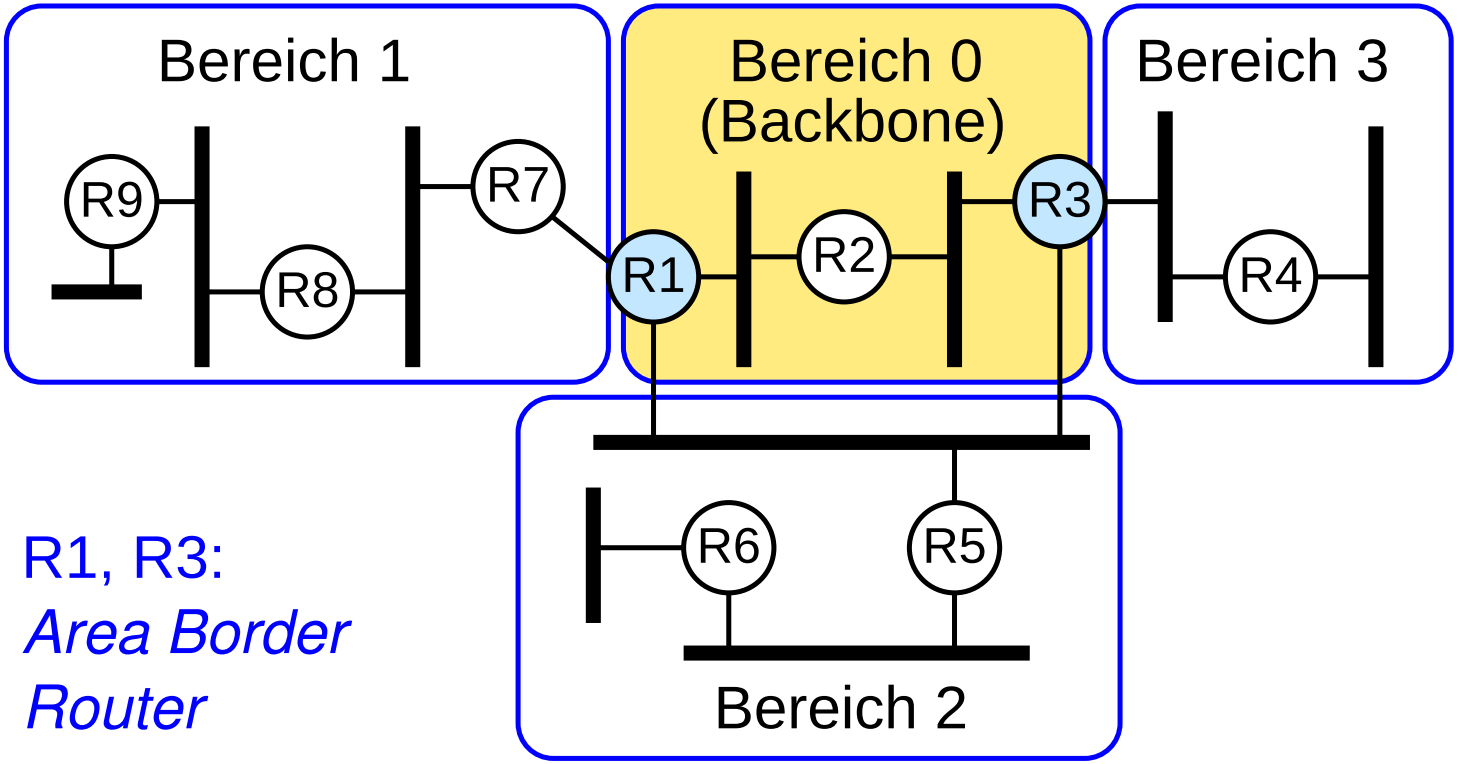
- Weit verbreitetes *Link State Routing* Protokoll
- Internet-Standard
- Link-Kosten vom Protokoll nicht festgelegt
  - in der Praxis meist Link-Bandbreite verwendet
- Versionen:
  - OSPFv2: für IPv4
  - OSPFv3: unterstützt IPv6

OSPF (*Open Shortest Path First*) ...

- Wichtige Pakettypen:
  - *Hello*-Pakete: bauen Nachbarschaftsbeziehungen (Adjazenzen) auf und testen diese
  - *Link State Update*-Pakete enthalten *Link State Advertisements* (LSAs)
    - LSA beschreibt Verbindung zwischen zwei Routern
- In Mehrfachzugriffsnetzen:
  - Router wählen einen „designierten“ Router (DR) und einen Backup DR (BDR)
    - bei Ausfall DR: BDR wird neuer DR, Neuwahl BDR
  - jeder Router hat (nur) DR als Nachbarn
    - LSAs werden nur an DR gesendet und von diesem verteilt
    - verhindert exzessives Flooding im Netz

Multi-Area OSPF

- Für große *Routing-Domains*:
  - OSPF erlaubt Einführung einer weiteren Hierarchieebene: **Routing-Bereiche** (***Areas***)
- Beispiel:

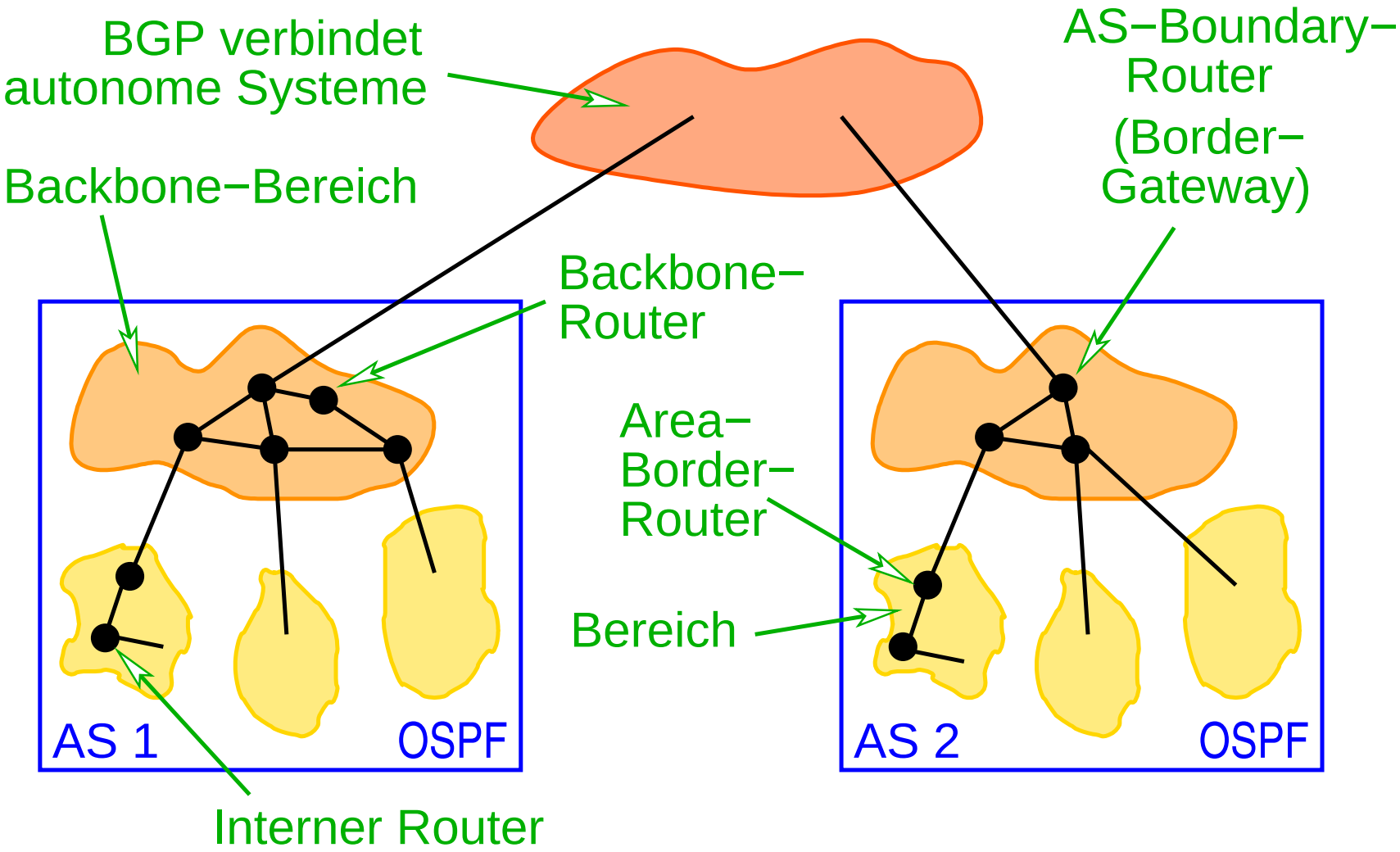


R1, R3:
Area Border Router

Multi-Area OSPF ...

- Innerhalb jedes Bereichs: *Flooding* von Link-State-Paketen
- *Area Border Router* (ABR) geben diese nicht weiter
- Stattdessen: ABR sendet zusammengefaßte Information
  - nur ein Link-State-Paket für den gesamten Bereich
  - ABR spiegelt vor, daß alle Hosts in seinem Bereich **direkt** mit ihm verbunden sind
- Pakete zwischen Bereichen immer über ABR geleitet
  - bei mehreren ABR: automatische Auswahl über die Link-Kosten
- Damit: bessere Skalierbarkeit
  - kleinere Graphen in den einzelnen Routing-Bereichen
  - weniger Neuberechnungen der kürzesten Wege
  - evtl. aber suboptimale Routen

Routing-Hierarchie mit Multi-Area OSPF



★★

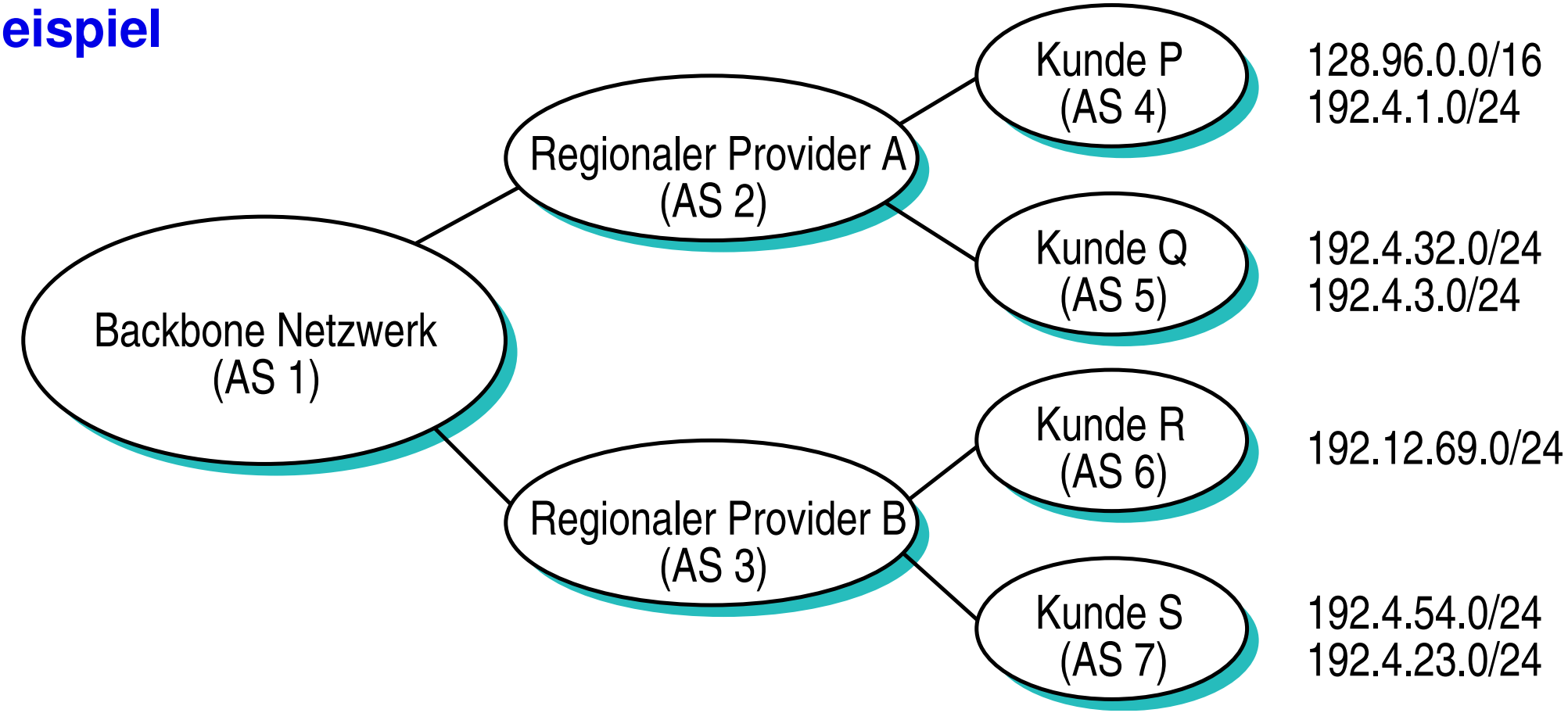
Routing innerhalb und außerhalb von Domains

- Innerhalb einer Domain: RIP, OSPF
  - Bestimmung optimaler Routen
- Zwischen Domains: ***Border Gateway Protocol*** **(BGP)**
  - Autonome Systeme ⇒ keine gemeinsame Metrik
  - Routen werden „politisch“ bestimmt
    - „benutze Provider B für Adressen xyz“
    - „benutze Pfad über möglichst wenige AS“
  - Wichtigstes Ziel: Erreichbarkeit
    - „gute“ Routen sind sekundär

Routing mit BGP

- Jedes Autonome System (AS) hat
  - ein oder mehrere *Border Router*
    - Verbindung zu anderen AS
  - einen BGP Sprecher, der bekanntgibt:
    - lokales Netzwerk
    - über dieses AS erreichbare Netzwerke
      (nur, wenn das AS Pakete an andere AS weiterleitet)
- Bekanntgegeben werden vollständige Pfade
  - zur Vermeidung von zyklischen Routen

Beispiel



- AS 2 gibt (u.a.) bekannt: „ich kann AS 4, AS 5 direkt erreichen“
  - Netze 128.96.0.0/16, 192.4.1.0/24, 192.4.32.0/24, 192.4.3.0/24
- AS 1 gibt (u.a.) bekannt: „ich kann AS 4, AS 5 über AS 2 erreichen“

6.4 Zusammenfassung

- Routing „im kleinen“ (innerhalb einer Domain):
  - Suche optimale Pfade
  - *Distance Vector Routing* (nur mit lokaler Information)
  - *Link State Routing* (globale Information, *reliable Flooding*)
- Routing „im großen“ (zwischen Domains)
  - *Border Gateway Protocol*
    - Bekanntgabe der Erreichbarkeit
    - Routenwahl ist „politische“ Entscheidung

Nächste Lektion:

- Ende-zu-Ende Prokotolle: UDP, TCP

Rechnernetze I

SoSe 2024

7 Ende-zu-Ende Protokolle

Inhalt

- Ports: Adressierung von Prozessen
- UDP
- TCP (Bytestrom, Paketformat)
- Sicherung der Übertragung
- Übertragungssicherung in TCP
- Überlastkontrolle
- TCP Verbindungsauf- und abbau

- Peterson, Kap. 5.1, 5.2.1 – 5.2.4, 5.2.6
- CCNA, Kap. 9

★★★

Einordnung

- **Protokolle der Vermittlungsschicht:**
  - Kommunikation zwischen **Rechnern**
  - Adressierung der Rechner
  - IP: *Best Effort*, d.h. keine Garantien
- **Protokolle der Transportschicht:**
  - Kommunikation zwischen **Prozessen**
  - Adressierung von Prozessen auf einem Rechner
  - ggf. Garantien: Zustellung, Reihenfolge, ...
    - Sicherung der Übertragung notwendig
  - zwei Internet-Protokolle: UDP und TCP

7.1 Ports: Adressierung von Prozessen

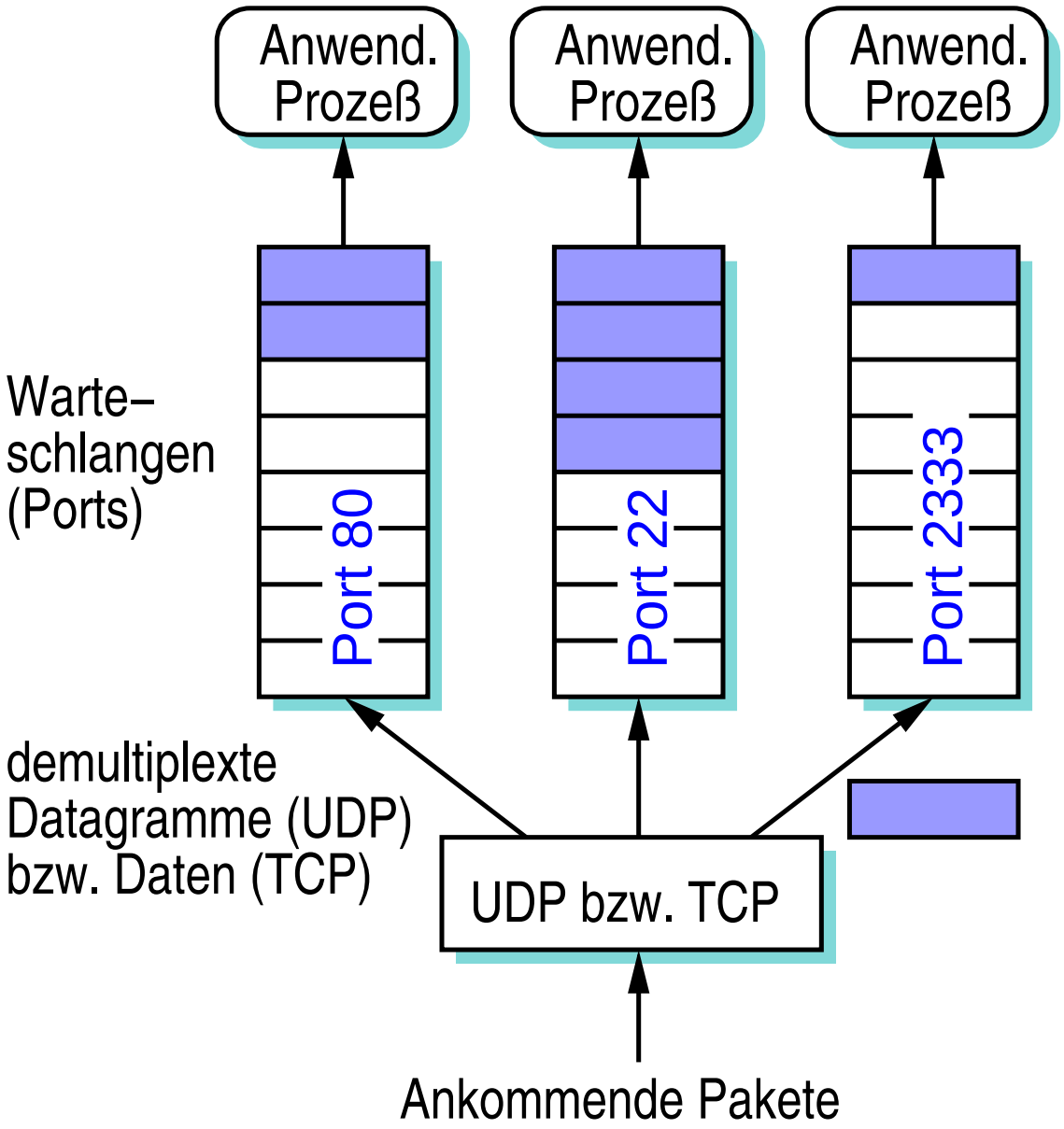
★★

- Wie identifiziert man Prozesse?
  - **Nicht** durch die Prozeß-ID des Betriebssystems:
    - systemabhängig, „zufällig“
  - **Sondern**: indirekte Adresierung über Ports
    - 16-Bit Nummer

- Woher weiß ein Prozeß die Port-Nummer des Partners?
  - „*well known ports*“ (i.d.R. 0...1023) für Systemdienste
    - z.B.: 80 = Web-Server, 25 = Mail-Server
    - Analogie: Tel. 112 = Feuerwehr
  - Server kennt die Port-Nummer des Clients aus UDP- bzw. TCP-Header der Anfrage

Port-Demultiplexing

- Ports sind typischerweise durch Warteschlangen realisiert
- Bei voller Warteschlange: UDP bzw. TCP verwirft das Paket

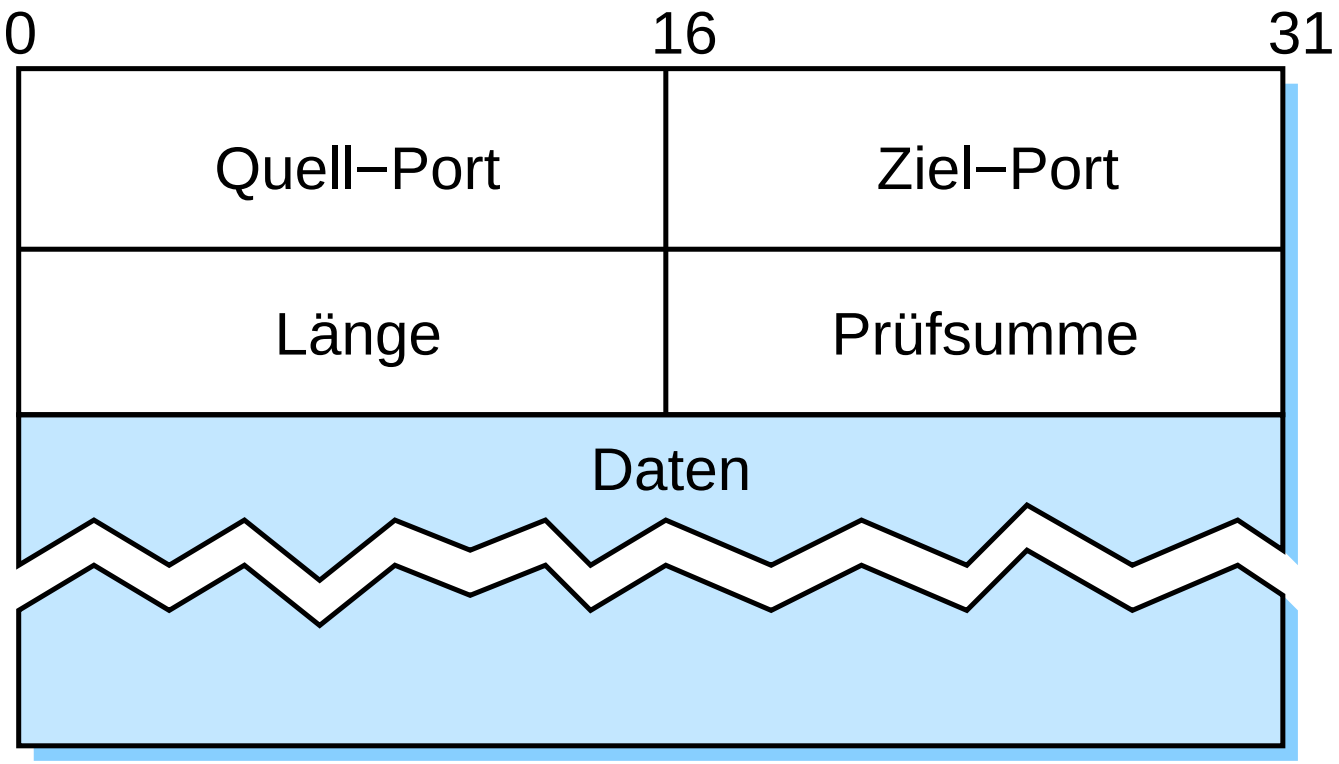


★★★

UDP: *User Datagram Protocol*

- Dienstemodell von UDP:
  - Übertragung von Datagrammen zwischen Prozessen
    - unzuverlässiger Dienst
- „Mehrwert“ im Vergleich zu IP:
  - Kommunikation zwischen Prozessen
    - ein Prozess wird identifiziert durch das Paar (Host-IP-Adresse, Port-Nummer)
    - UDP übernimmt das Demultiplexen (☞ **7.1**)
      - d.h. Zustellung an Zielprozess auf dem Zielrechner
  - Prüfsumme über Header und Nutzdaten

Aufbau eines UDP-Pakets



➥ (Das UDP-Paket ist im Nutzdatenteil eines IP-Pakets!)

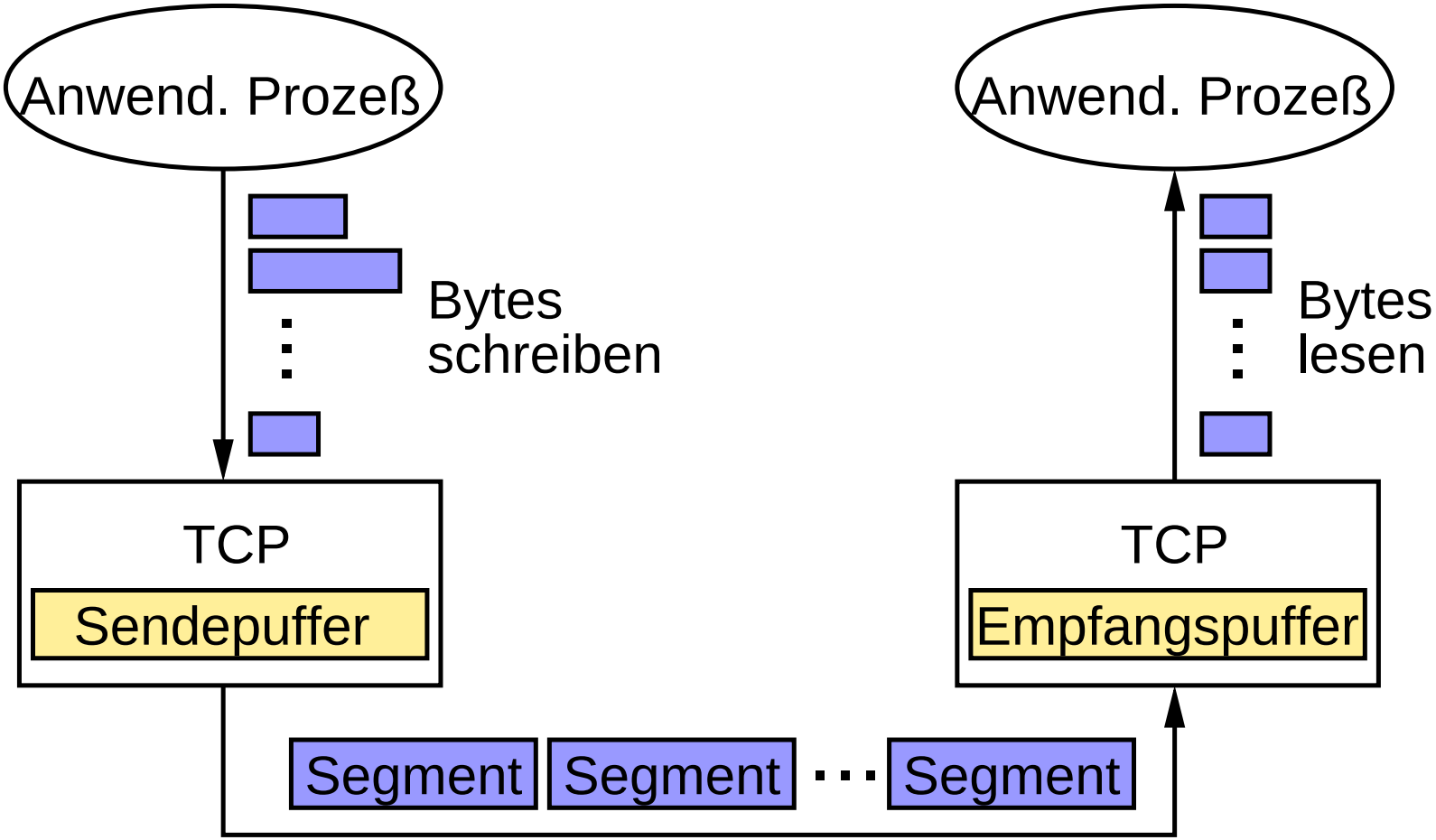
★★★

TCP: *Transmission Control Protocol*

- Dienstemodell von TCP:
  - verbindungsorientierte, zuverlässige Übertragung von Datenströmen zwischen Prozessen
- Meist verwendetes Internet-Protokoll
  - befreit Anwendungen von Sicherung der Übertragung
- TCP realisiert:
  - Port-Demultiplexing (☞ **7.1**)
  - Sicherung der Übertragung, Reihenfolgeerhaltung
  - Flußkontrolle
  - Überlastkontrolle

Bytestrom-Übertragung

- TCP überträgt Daten (Byteströme) segmentweise

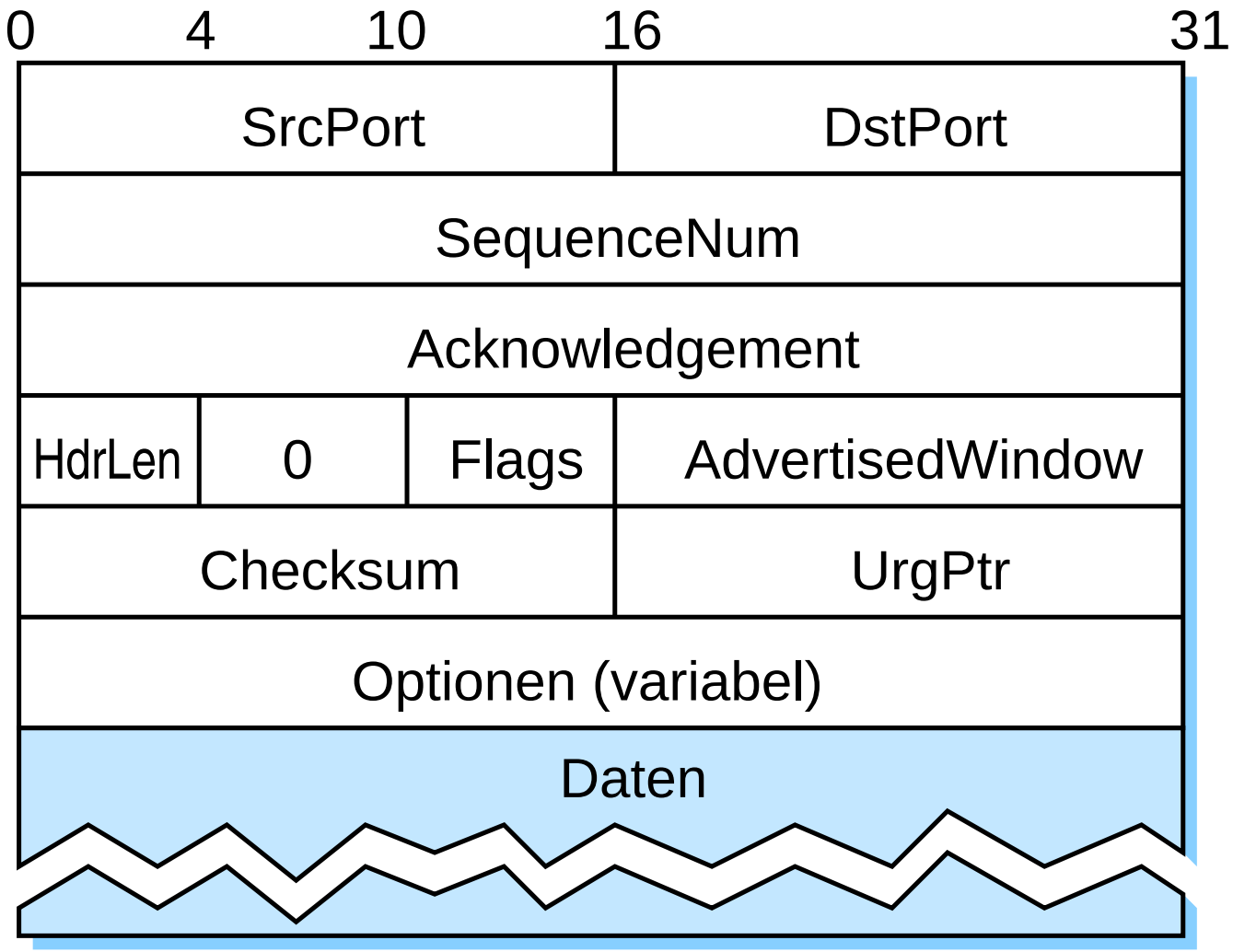


Übertragung von Segmenten

Wann wird ein Segment gesendet?

- Wenn die maximale Segmentgröße erreicht ist
  - ***Maximum Segment Size*** (**MSS**)
  - i.d.R. an maximale Frame-Größe (**MTU**, ***Maximum Transmission Unit***) des lokalen Netzes angepaßt:
    - MSS = MTU – Größe(TCP-Header) – Größe(IP-Header)
    - verhindert, daß das Segment von IP sofort wieder fragmentiert werden muß (☞ **5.4**)
- Wenn der Sender es ausdrücklich fordert
  - *Push*-Operation (*Flush*)
- Nach Ablauf eines periodischen Timers

Aufbau eines TCP Segments



➥ (Das TCP-Segment ist im Nutzdatenteil eines IP-Pakets!)

★★

Aufbau eines TCP Segments ...

- **SequenceNum, Acknowledgement, AdvertisedWindow:**
  - für *Sliding-Window*-Algorithmus (siehe später, **7.5**)
- **Flags**:
  - SYN Verbindungsaufbau
  - FIN Verbindungsabbau
  - ACK **Acknowledgement**-Feld ist gültig
  - URG Dringende Daten (*out of band data*)
    UrgPtr zeigt Länge der dringenden Daten an
  - PSH Anwendung hat *Push*-Operation ausgeführt
  - RST Abbruch der Verbindung (nach Fehler)

Es können mehrere Flags gleichzeitig gesetzt sein

7.4 Sicherung der Übertragung

OSI: 4, 2

★★

Problem:

- Bei der Übertragung eines Segments bzw. Frames können Fehler auftreten
  - Empfänger kann Fehler erkennen, aber i.a. nicht korrigieren
  - Segmente bzw. Frames können auch ganz verloren gehen
    - z.B. durch überlasteten Router bzw. Switch
    - oder bei Verlust der Frame-Synchronisation (☞ **3.5**)

- Segmente bzw. Frames* müssen deshalb ggf. neu übertragen werden

* Zur Vereinfachung wird im Folgenden nur der Begriff „Frame“ verwendet!

★★★

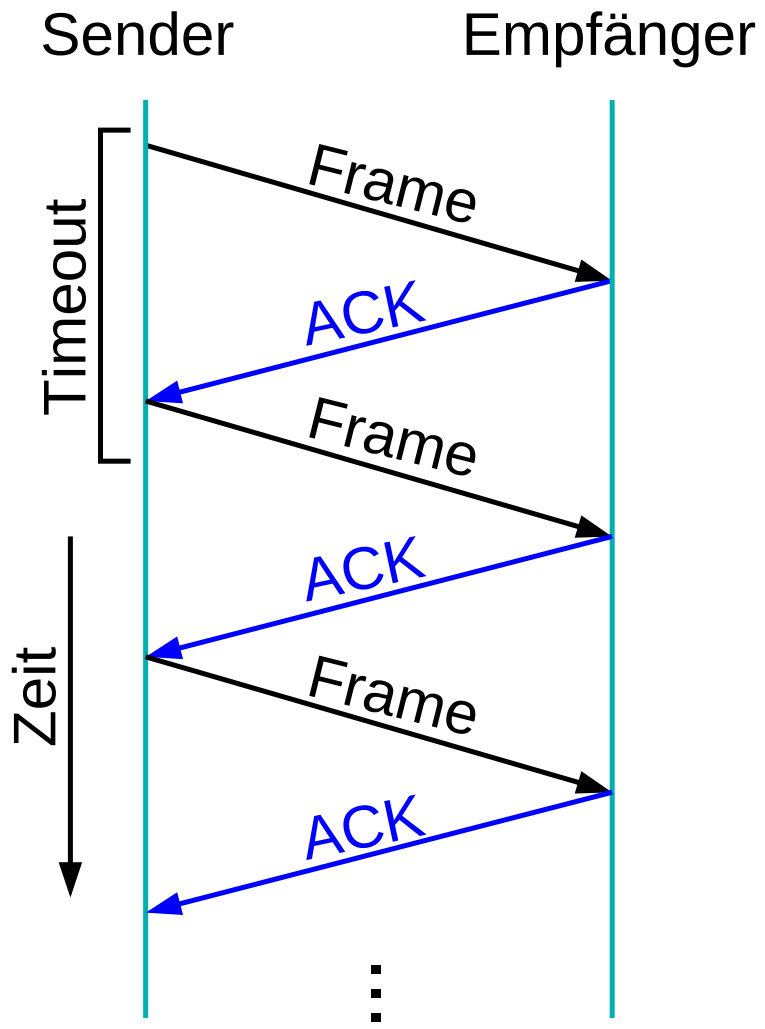
Basismechanismen zur Lösung:

- **Bestätigungen** (***Acknowledgements***, ACK)
  - spezielle Kontrollinformationen, die an Sender zurückgesandt werden
  - bei Duplex-Verbindung (wie z.B. bei TCP) auch **Huckepack-verfahren** (***Piggyback***):
    - Bestätigung wird im Header eines normalen Frames übertragen
- Senderseitige Zwischenspeicherung unbestätigter Frames
- ***Timeouts***
  - wenn nach einer bestimmten Zeit kein ACK eintrifft, überträgt der Sender den Frame erneut

★★★

Ablauf bei fehlerfreier Übertragung

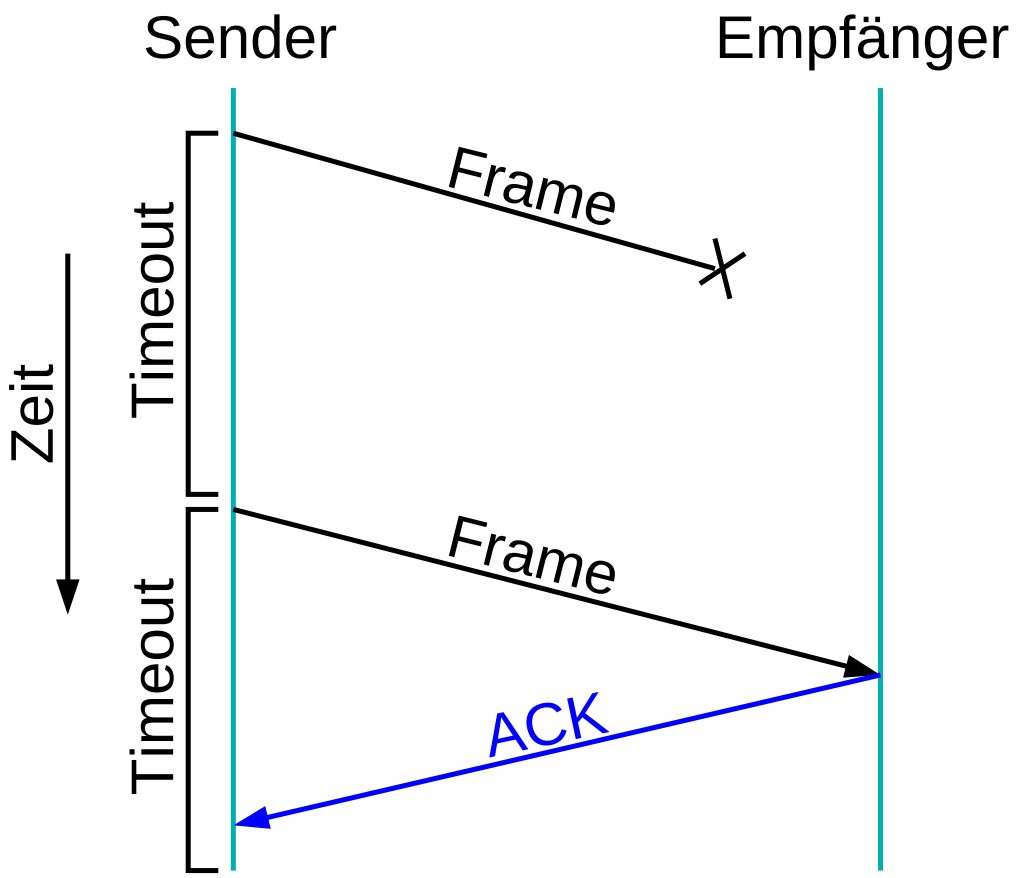
- Sender wartet nach der Übertragung eines Frames, bis ACK eintrifft
- Erst danach wird der nächste Frame gesendet



★★★

Ablauf bei Übertragungsfehler

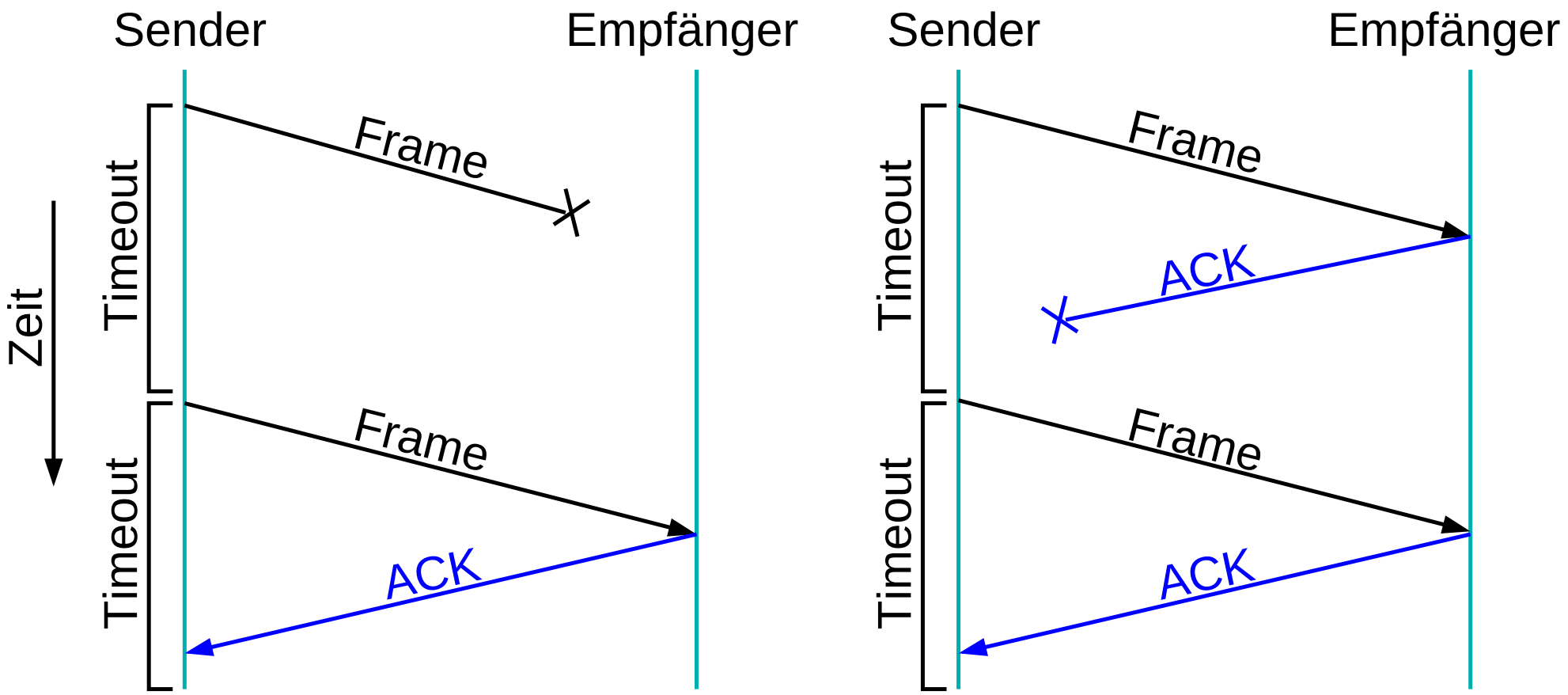
- Falls ACK nicht innerhalb der Timout-Zeit eintrifft:
  - Wiederholung des gesendeten Frames



★★★

Ablauf bei Übertragungsfehler

- Falls ACK nicht innerhalb der Timout-Zeit eintrifft:
  - Wiederholung des gesendeten Frames



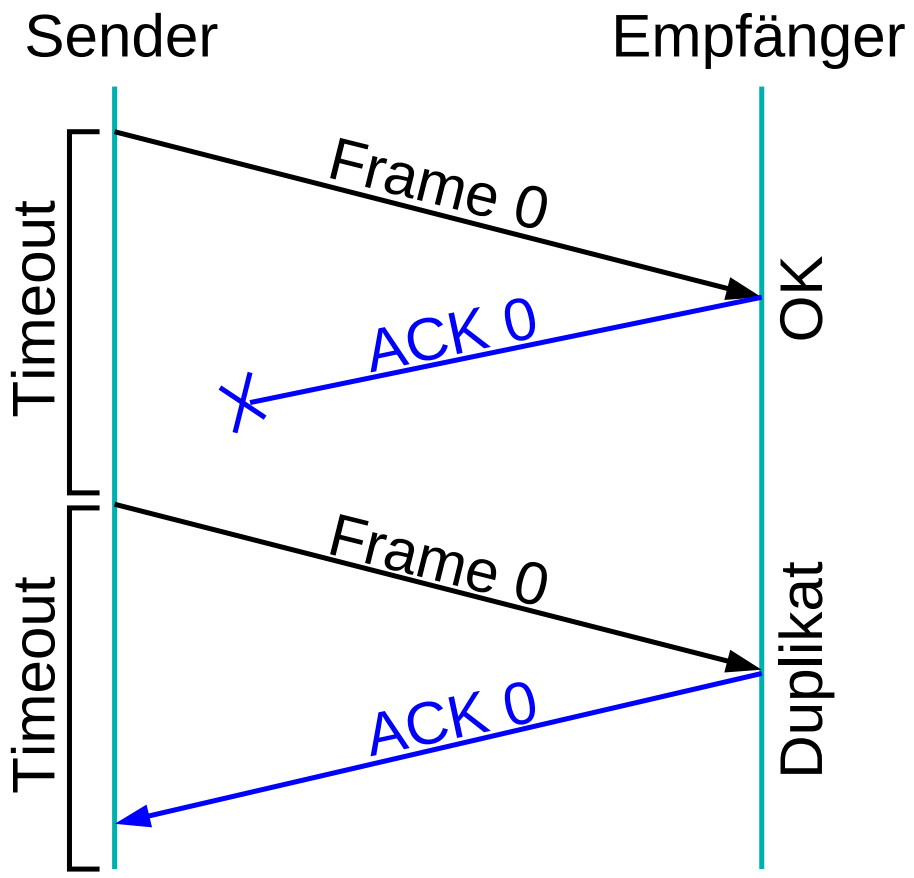
7.4.1 *Stop-and-Wait*-Algorithmus ...

★★★

Was passiert, wenn ACK verloren geht oder zu spät eintrifft?

- Der Empfänger erhält den Frame mehrfach
- Er muß dies erkennen können!

- Daher: Frames und ACKs erhalten eine **Sequenznummer**
- Bei Stop-and-Wait reicht eine 1 Bit lange Sequenznummer
  - d.h. abwechselnd 0 und 1
  - Voraussetzung: Leitung vertauscht keine Frames

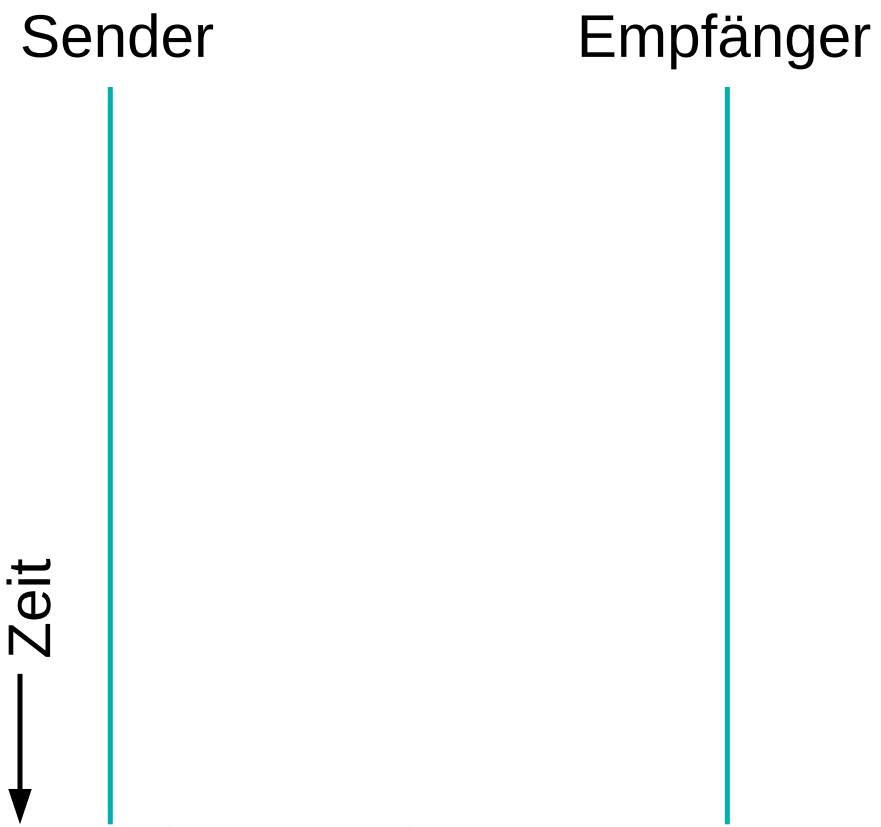


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet

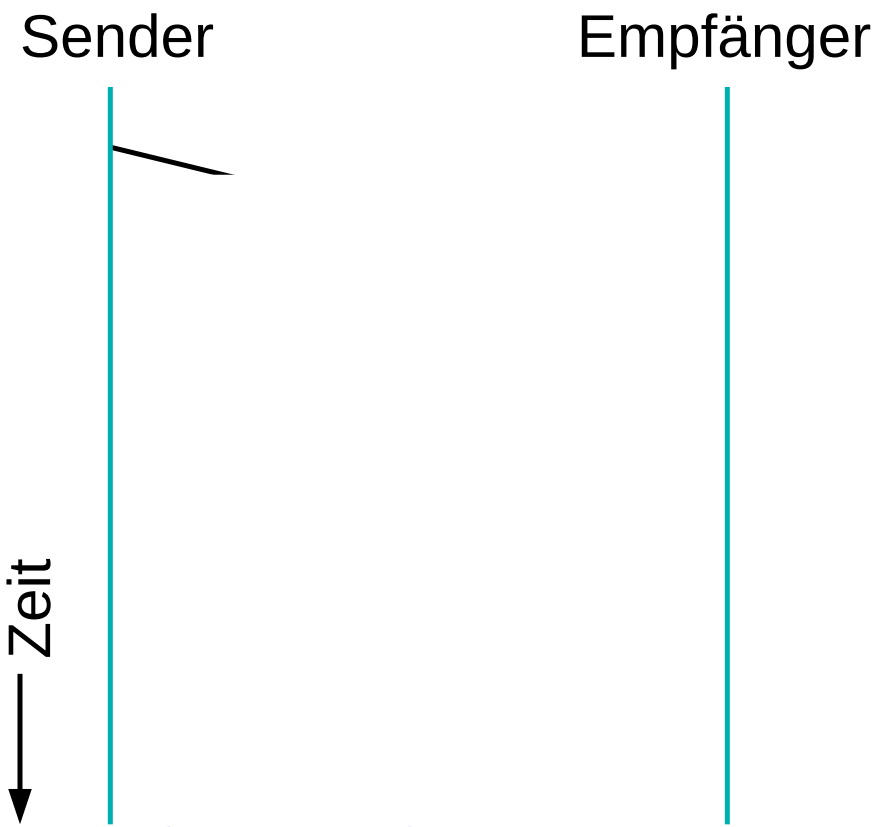


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet

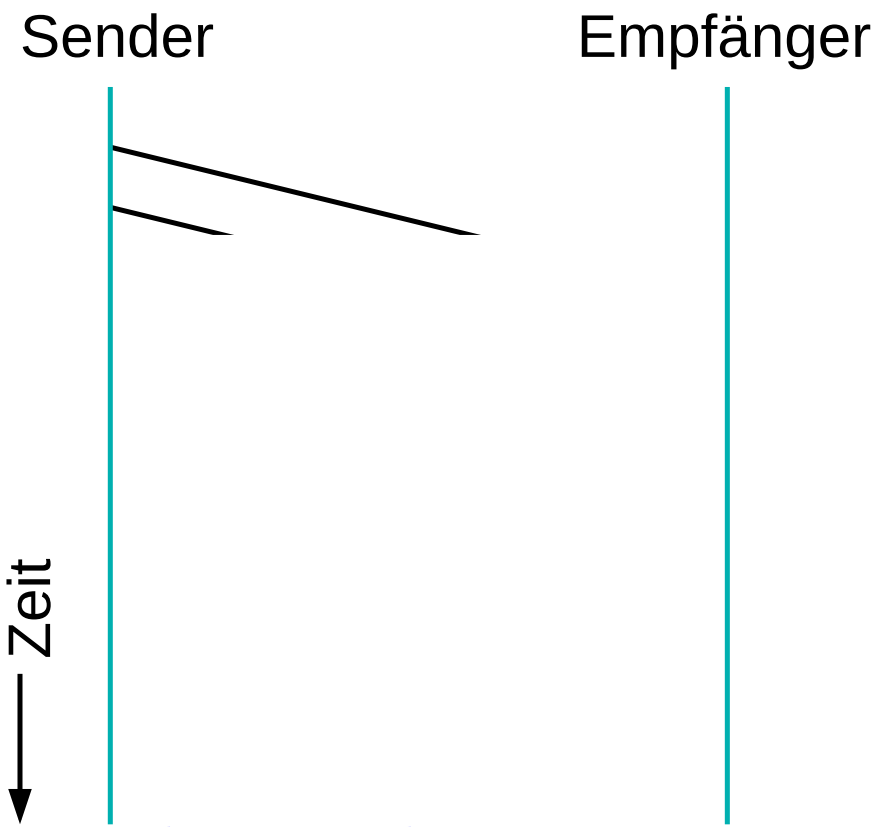


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet

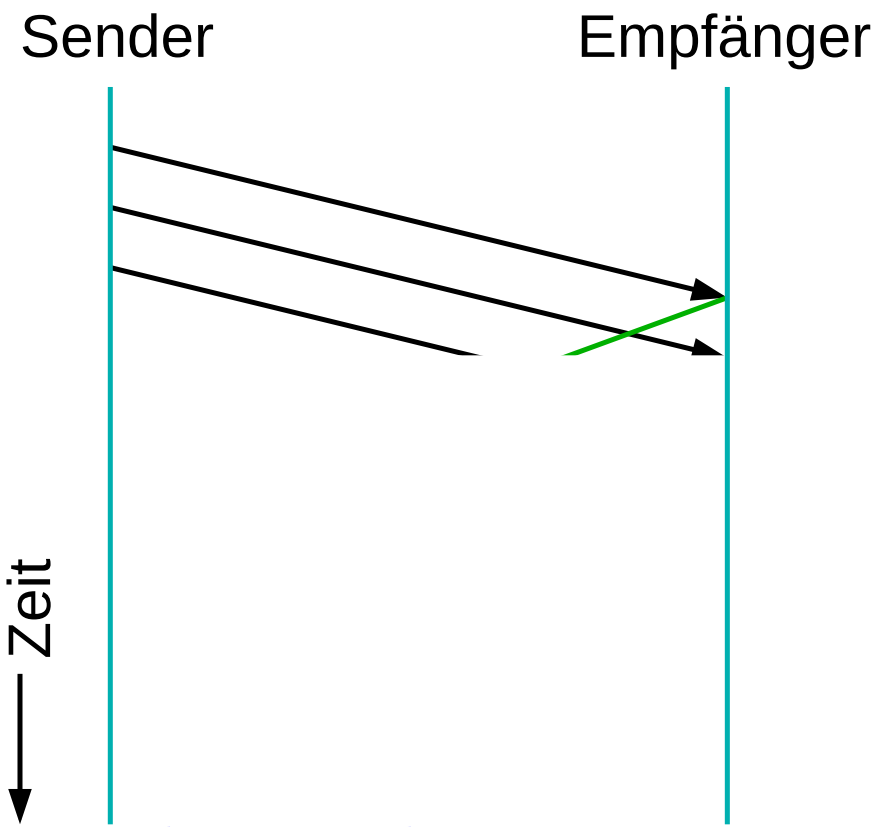


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet

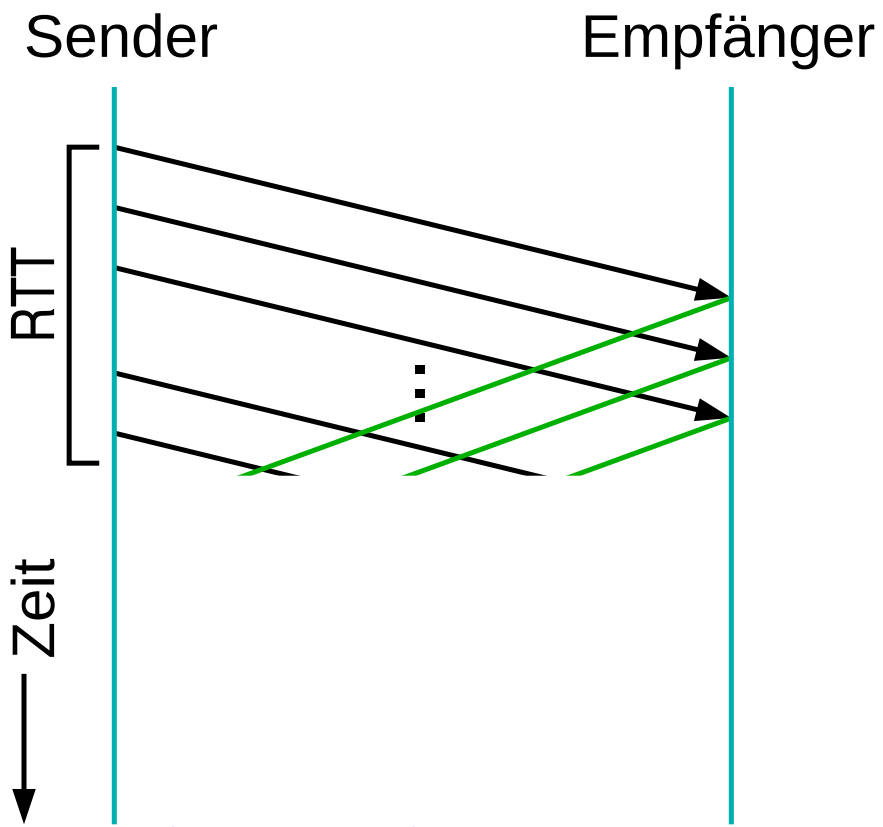


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet

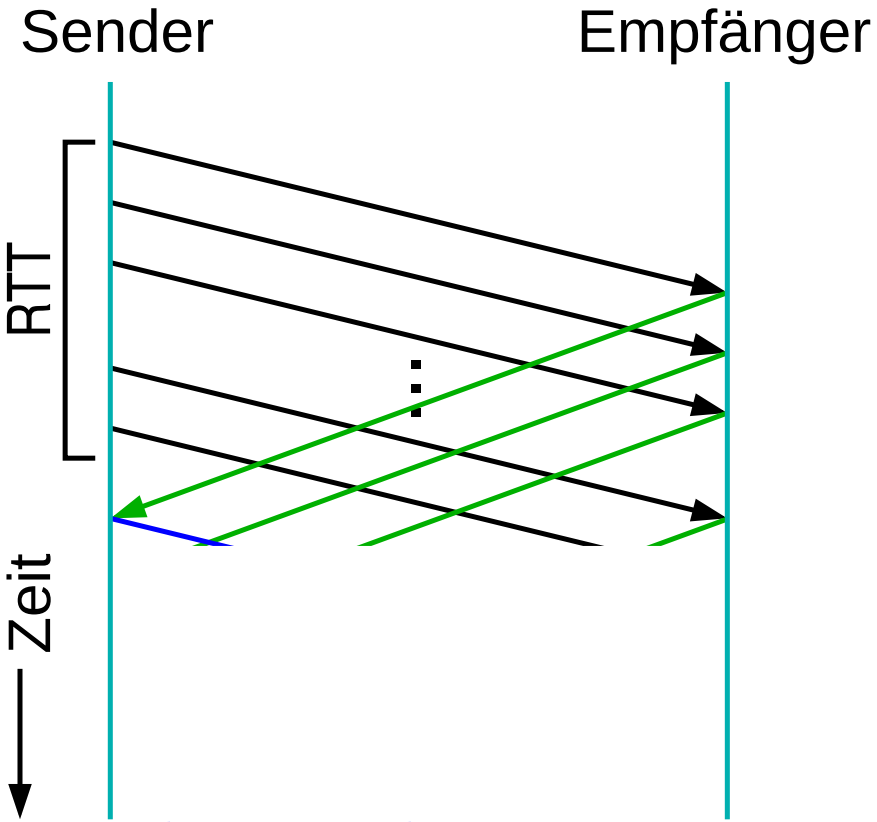


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen neuen Frame senden

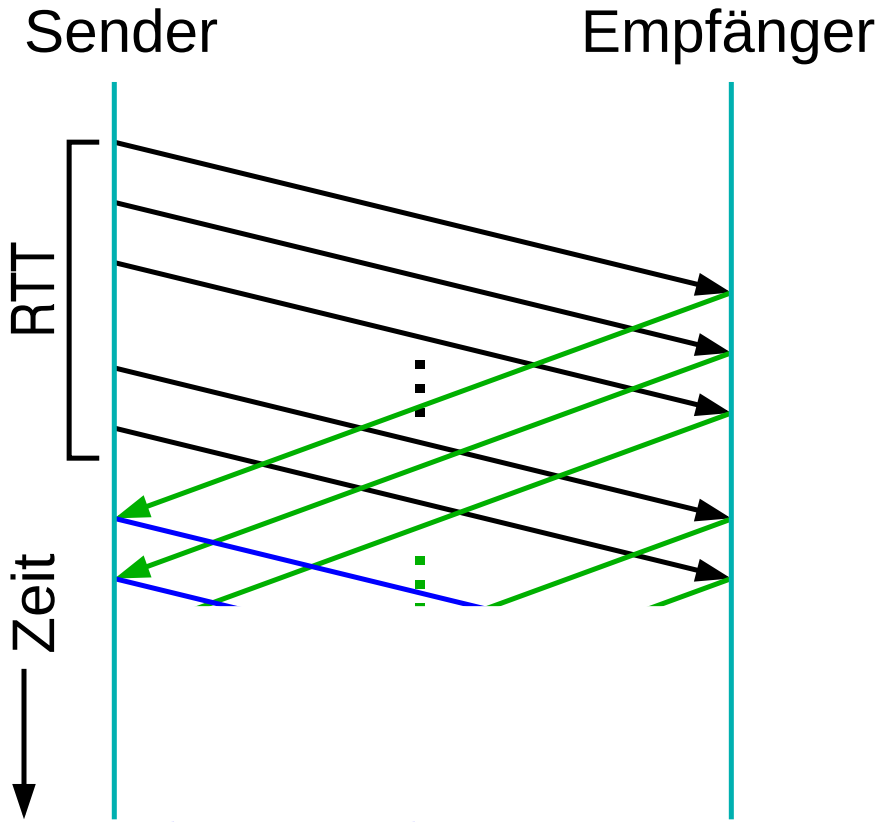


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen neuen Frame senden

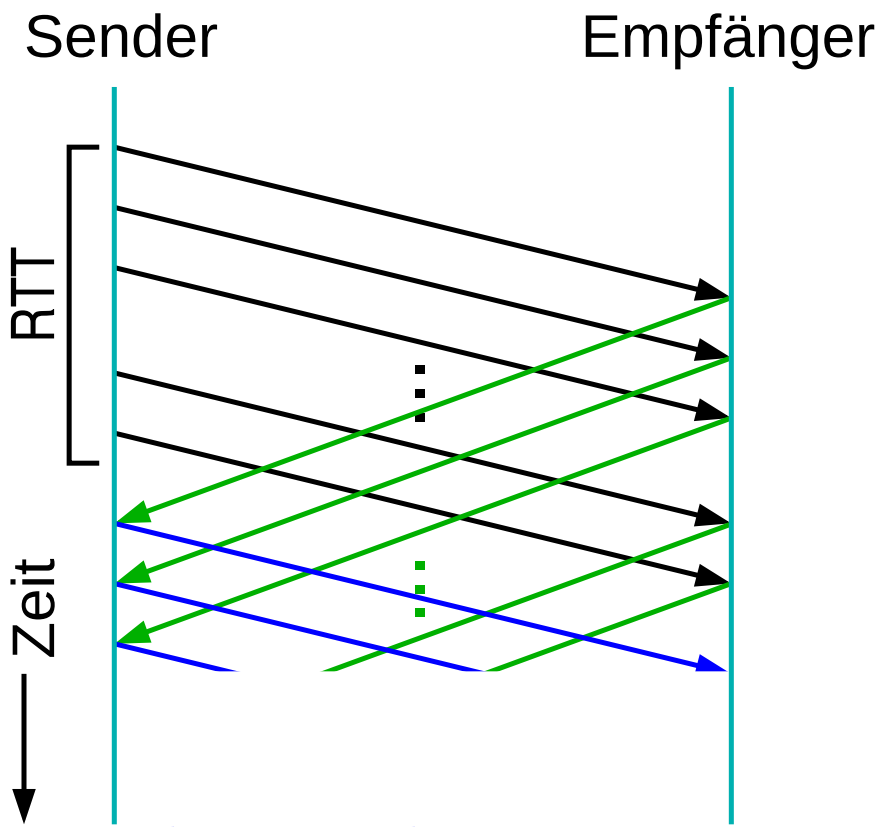


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen neuen Frame senden

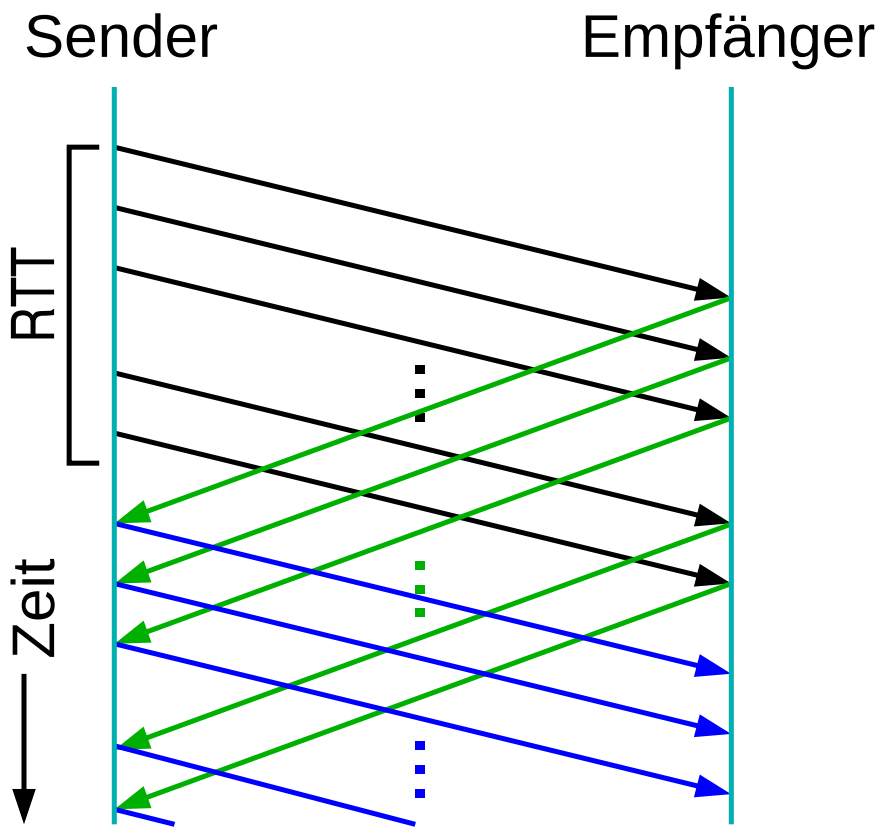


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

★★★

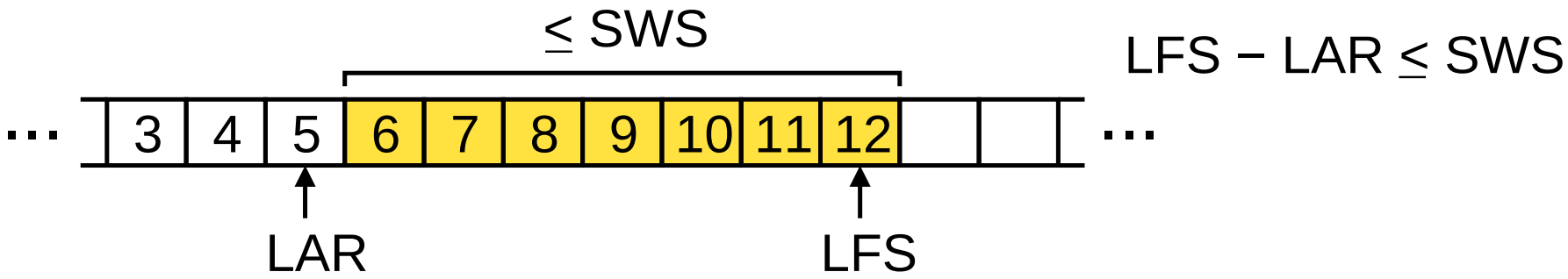
Motivation

- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen neuen Frame senden



Funktionsweise

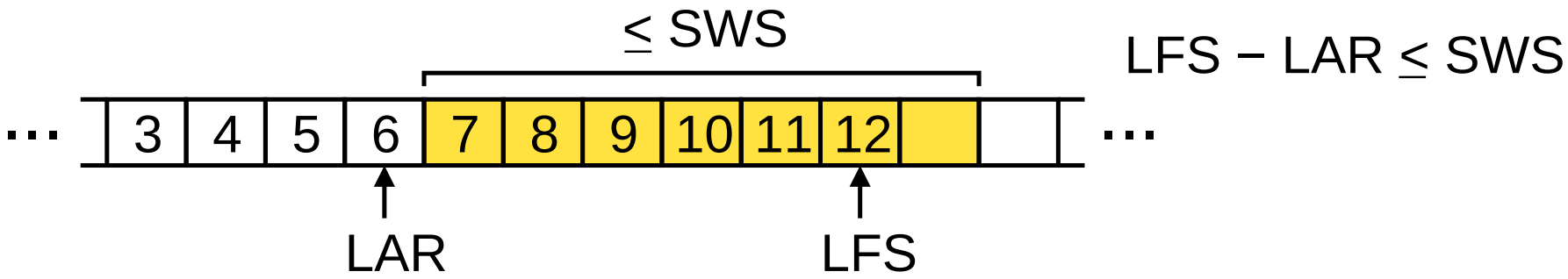
- Jeder Frame erhält eine Sequenznummer
- Der **Sender** besitzt ein „Schiebefenster“ (*Sliding Window*):



  - Jeder Eintrag steht für einen gesendeten Frame
  - LAR: *Last Acknowledgement Received*
    - bis zu diesem Frame (incl.) wurden alle quittiert
  - LFS: *Last Frame Sent*
  - SWS: *Sender Window Size*
    - max. SWS Frames werden ohne ACK abgeschickt

Funktionsweise

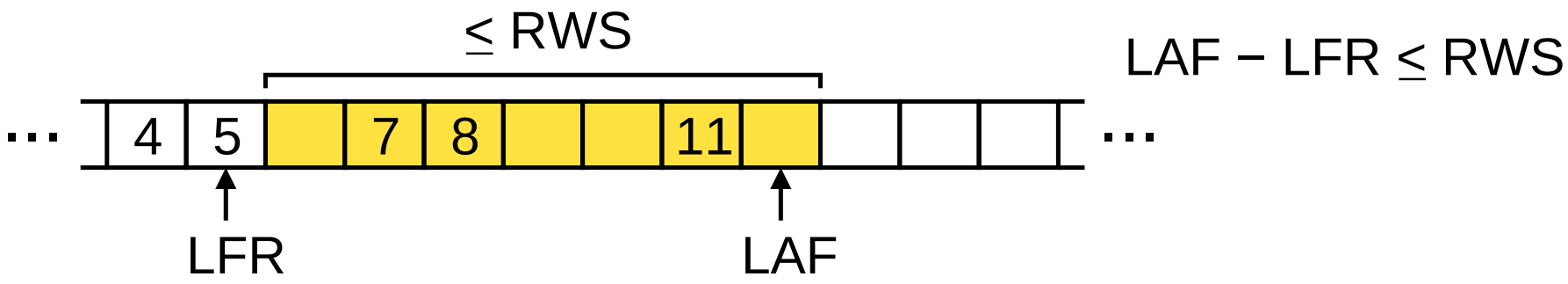
- Jeder Frame erhält eine Sequenznummer
- Der **Sender** besitzt ein „Schiebefenster“ (*Sliding Window*):



  - Jeder Eintrag steht für einen gesendeten Frame
  - LAR: *Last Acknowledgement Received*
    - bis zu diesem Frame (incl.) wurden alle quittiert
  - LFS: *Last Frame Sent*
  - SWS: *Sender Window Size*
    - max. SWS Frames werden ohne ACK abgeschickt

Funktionsweise ...

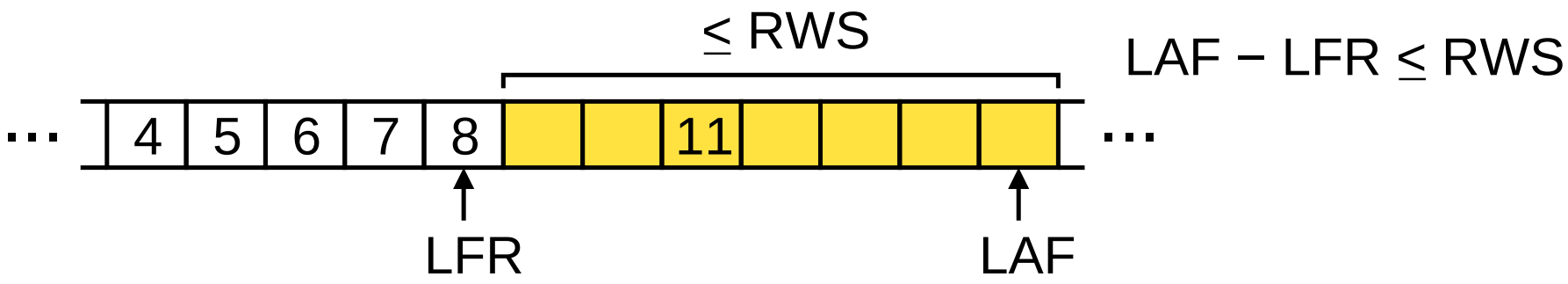
- Der **Empfänger** hat ebenfalls ein *Sliding Window*:



  - Jeder Eintrag steht für einen empfangenen Frame
  - LFR: *Last Frame Received*
    - alle Frames n mit $n \leq$ LFR wurden korrekt empfangen und quittiert
  - LAF: *Largest Acceptable Frame*
    - Frame n wird nur akzeptiert, wenn LFR $< n \leq$ LAF
  - RWS: *Receiver Window Size*
    - Anzahl der Pufferplätze beim Empfänger

Funktionsweise ...

- Der **Empfänger** hat ebenfalls ein *Sliding Window*:



  - Jeder Eintrag steht für einen empfangenen Frame
  - LFR: *Last Frame Received*
    - alle Frames n mit $n \leq$ LFR wurden korrekt empfangen und quittiert
  - LAF: *Largest Acceptable Frame*
    - Frame n wird nur akzeptiert, wenn LFR $< n \leq$ LAF
  - RWS: *Receiver Window Size*
    - Anzahl der Pufferplätze beim Empfänger

Quittierung von Frames

- **Akkumulatives Acknowledgement**:
  - ACK für Frame n gilt auch für alle Frames $\leq n$
- Zusätzlich **negative Acknowledgements** möglich:
  - Wenn Frame n empfangen wird,
    aber Frame m mit $m < n$ noch aussteht,
    wird für Frame m ein NACK geschickt
- Alternative: **selektives Acknowledgement**:
  - ACK für Frame n gilt nur für diesen Frame

Problem in der Praxis

- Begrenzte Anzahl von Bits für die Sequenznummer im Frame-Header
  - z.B. bei 3 Bits nur Nummern 0 ... 7 möglich

- Reicht ein endlicher Bereich an Sequenznummern aus?
  - ja, abhängig von SWS und RWS:
    - falls RWS = 1: NSeqNum $\geq$ SWS + 1
    - falls RWS = SWS: NSeqNum $\geq 2 \cdot$ SWS

    (NSeqNum = Anzahl von Sequenznummern)
  - aber nur, wenn die Reihenfolge der Frames bei der Übertragung nicht verändert werden kann!

7.5 Übertragungssicherung in TCP

OSI: 4

- TCP nutzt den *Sliding-Window*-Algorithmus
- Prinzipiell wie in **7.4.2** vorgestellt, aber Unterschiede:
  - Sequenznummer zählt Bytes, nicht Segmente
  - TCP benötigt Verbindungsaufbau und -abbau
    - Austausch der *Sliding-Window* Parameter
  - Netzwerk (IP) kann Pakete umordnen
    - TCP toleriert bis zu 120 Sekunden alte Pakete
  - Keine feste Fenstergröße
    - Sendefenstergröße angepasst an Puffer des Empfängers bzw. Lastsituation im Netz
  - RTT ist nicht konstant, sondern ändert sich laufend
    - Timeout muß adaptiv sein

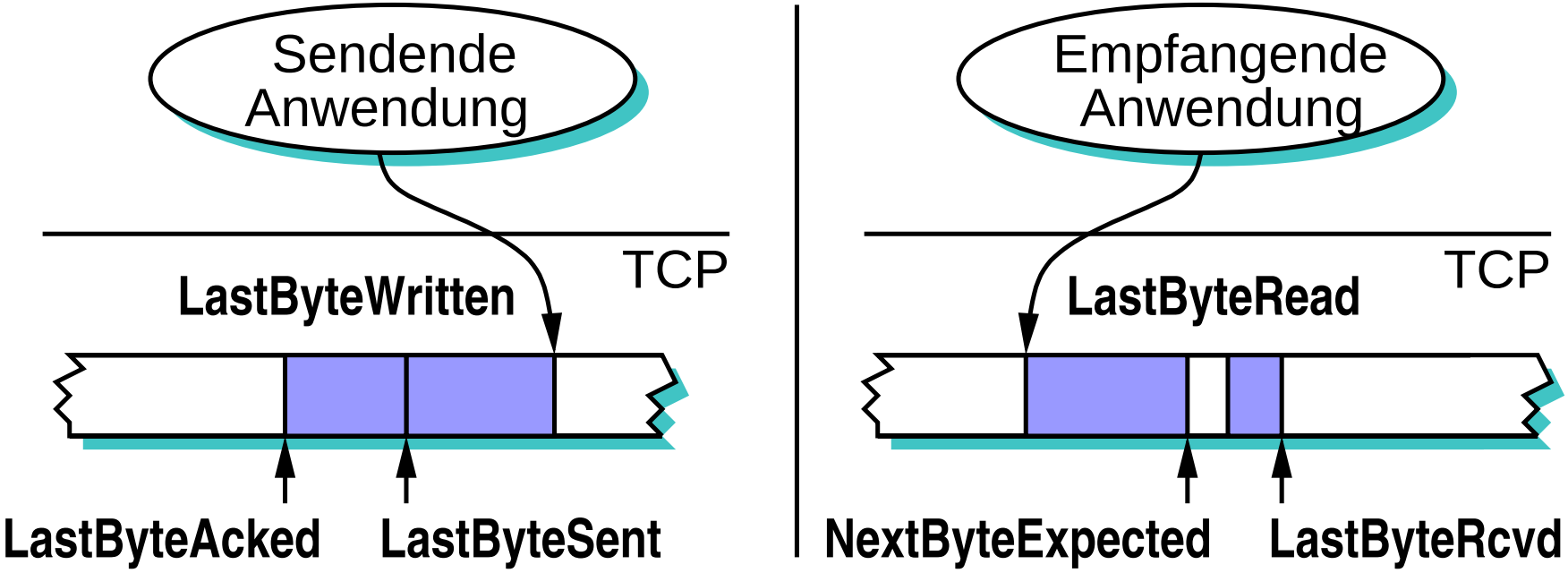
★★

Aufgaben des Sliding-Window-Algorithmus in TCP

- Zuverlässige Übertragung
- Sicherstellung der richtigen Reihenfolge der Segmente
  - TCP gibt Segmente nur dann an obere Schicht weiter, wenn alle vorherigen Segmente bestätigt wurden
- Flußkontrolle
  - keine feste Sendefenstergröße
  - Empfänger teilt dem Sender den freien Pufferplatz mit (**AdvertisedWindow**)
  - Sender passt Sendefenstergröße entsprechend an
- Überlastkontrolle
  - Sendefenstergröße wird dynamisch an Netzlast angepasst

Zuverlässige und geordnete Übertragung

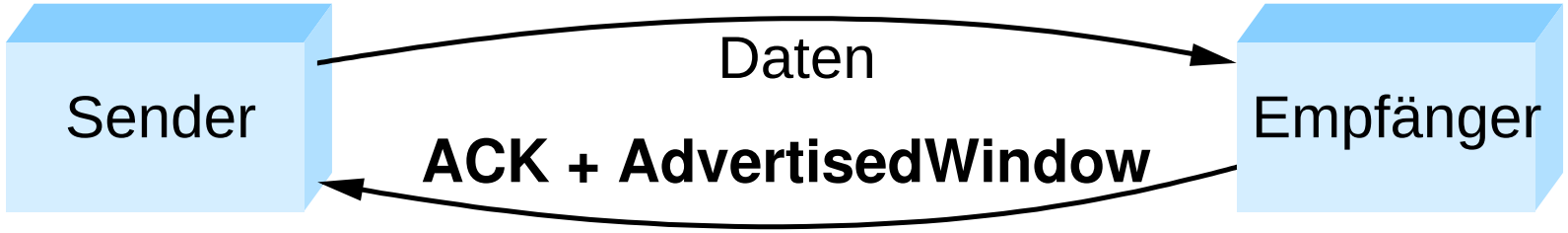
- Algorithmus arbeitet auf Byte-Ebene
  - Sequenznummern werden um die Anzahl gesendeter bzw. empfangener Bytes erhöht



★★

Flußkontrolle

- Empfänger teilt Sender die Größe des freien Puffers mit:



  - **AdvertisedWindow** $=$ **MaxRcvBuffer** $-$ **(LastByteRcvd** $-$ **LastByteRead)**
- Sender muß sicherstellen, daß jederzeit gilt:
  - **LastByteSent** $-$ **LastByteAcked** $\leq$ **AdvertisedWindow**
- Differenz: Datenmenge, die der Sender noch senden kann
- Sendende Anwendung wird blockiert, wenn Daten (**y** Bytes) nicht mehr in Sendepuffer passen, d.h. wenn
  - **LastByteWritten** $-$ **LastByteAcked** $+$ **y** $>$ **MaxSendBuffer**

Sequenznummern-Überlauf

- Erinnerung an **7.4.2**: endlicher Seqenznummernbereich nur möglich, wenn Netzwerk die Reihenfolge erhält
- TCP-Header: 32-Bit Feld für Sequenznummern
- Pakete können bis zu 120 Sekunden alt werden

Bandbreite	Zeit bis zum Überlauf
10 MBit/s (Ethernet)	57 Minuten
100 MBit/s (FDDI)	6 Minuten
155 MBit/s (OC−3)	4 Minuten
1,2 GBit/s (OC−24)	28 Sekunden
9,95 GBit/s (OC−192)	3,4 Sekunden

- $\Rightarrow$ TCP-Erweiterung: Zeitstempel als Überlaufschutz

Größe des AdvertisedWindow

- TCP-Header sieht 16-Bit vor, d.h. max. 64 KBytes
- Nötige Sendefenster-Größe, um Kanal gefüllt zu halten, bei RTT = 100 ms (z.B. Transatlantik-Verbindung):

Bandbreite	RTT * Bandbreite
10 MBit/s (Ethernet)	122 KByte
100 MBit/s (FDDI)	1,2 MByte
155 MBit/s (OC−3)	1,8 MByte
1,2 GBit/s (OC−24)	14,8 MByte
9,95 GBit/s (OC−192)	119 MByte

- ⇒ TCP-Erweiterung: Festlegung eines Skalierungsfaktors für **AdvertisedWindow** beim Verbindungsaufbau

Adaptive Neuübertragung

- Timeout für Neuübertragung muß abhängig von RTT gewählt werden
- Im Internet: RTT ist unterschiedlich und veränderlich
- Daher: adaptive Bestimmung des Timeouts nötig
  - ursprünglich:
    - Messung der durchschnittlichen RTT (Zeit zwischen Senden eines Segments und Ankunft des ACK)
    - Timeout = 2 · durchschnittliche RTT
  - Problem:
    - Varianz der RTT-Meßwerte nicht berücksichtigt
    - bei hoher Varianz sollte der Timeout deutlich über dem Mittelwert liegen

Adaptive Neuübertragung: Jacobson/Karels-Algorithmus

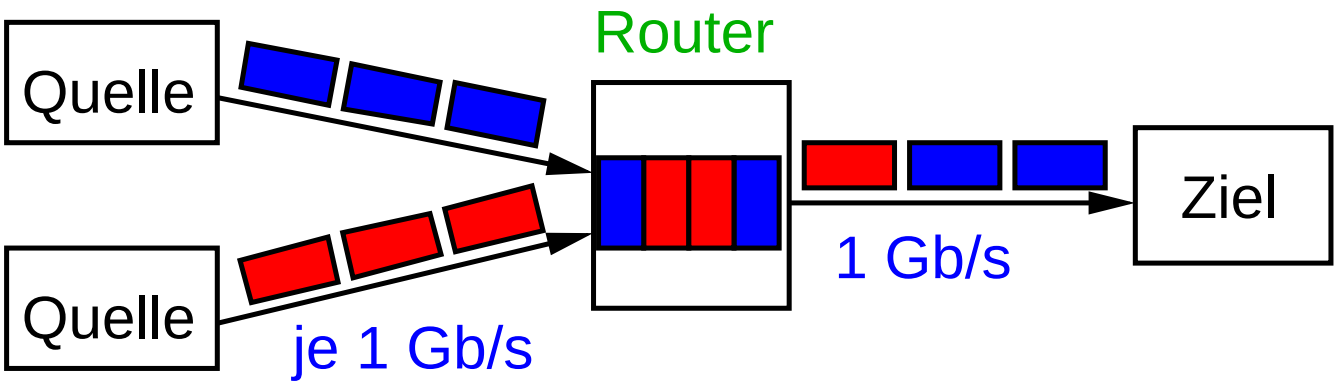
- Berechne gleitenden Mittelwert und (approximierte) Standard-abweichung der RTT:
  - $\textbf{Deviation} = \delta \cdot |\textbf{SampleRTT} - \textbf{EstimatedRTT}| + (1-\delta) \cdot \textbf{Deviation}$
  - $\textbf{EstimatedRTT} = \delta \cdot \textbf{SampleRTT} + (1-\delta) \cdot \textbf{EstimatedRTT}$
- Berücksichtige Standardabweichung bei Timeout-Berechnung:
  - $\textbf{TimeOut} = \mu \cdot \textbf{EstimatedRTT} + \Phi \cdot \textbf{Deviation}$
- Typisch: μ =1, Φ = 4, δ = 0,125

★★★

Was bedeutet Überlast?

- Pakete konkurrieren um Bandbreite einer Verbindung
- Bei unzureichender Bandbreite:
  - Puffern der Pakete im Router
- Bei Pufferüberlauf:
  - Pakete verwerfen
- Ein Netzwerk mit häufigem Pufferüberlauf heißt **überlastet** (*congested*)

Beispiel einer Überlastsituation



- Sender können das Problem nicht direkt erkennen
- Adaptives Routing löst das Problem nicht, trotz schlechter Link-Metrik für überlastete Leitung
  - verschiebt Problem nur an andere Stelle
  - Umleitung ist nicht immer möglich (evtl. nur ein Weg)
  - im Internet wegen Komplexität derzeit utopisch

7.6 Überlastkontrolle ...

★★

Überlastkontrolle

- Erkennen und möglichst schnelles Beenden der Überlast
  - z.B. einige Sender mit hoher Datenrate stoppen
  - in der Regel aber Fairness gewünscht

Überlastvermeidung

- Erkennen von drohenden Überlastsituationen und Vermeidung der Überlast (☞ **Rechnernetze II**)

Abgrenzung

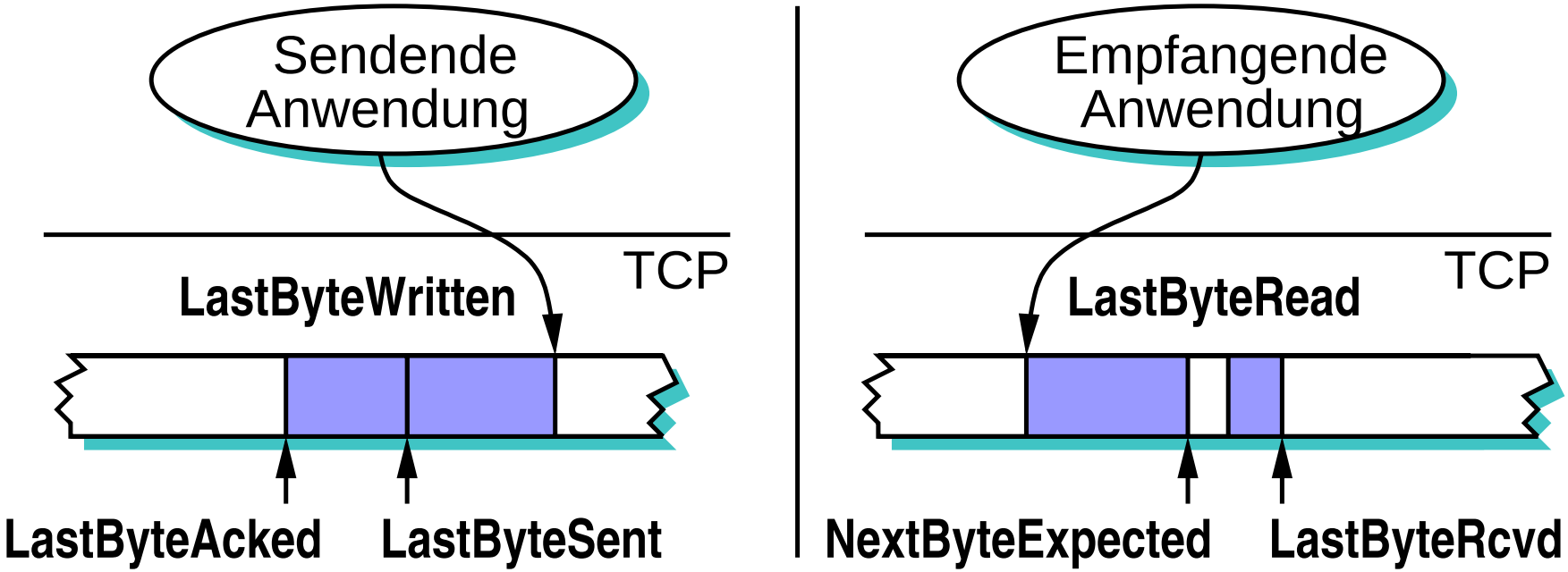
- **Flußkontrolle** verhindert, daß **ein Sender** seinen **Empfänger** überlastet
- **Überlastkontrolle** (bzw. **-vermeidung**) verhindert, daß **mehrere Sender** einen Teil des **Netzwerks** (= Zwischenknoten) überlasten

7.6.1 Überlastkontrolle in TCP

- Einführung Ende der 1980'er Jahre (8 Jahre nach Einführung von TCP) zur Behebung akuter Überlastprobleme
  - Überlast ⇒ Paketverlust ⇒ Neuübertragung ⇒ noch mehr Überlast!
- Idee:
  - jeder Sender bestimmt, für wieviele Pakete (Segmente) Platz im Netzwerk ist
  - wenn Netz „gefüllt" ist:
    - Ankunft eines ACKs ⇒ Senden eines neuen Pakets
    - „selbsttaktend"
- Problem: Bestimmung der (momentanen) Kapazität
  - dauernder Auf- und Abbau anderer Verbindungen

Erinnerung: Flußkontrolle mit *Sliding-Window*-Algorithmus

- Empfänger sendet in ACKs **AdvertisedWindow** = **MaxRcvBuffer** − (**LastByteRcvd** − **LastByteRead**)
- Sender darf dann noch maximal so viele Bytes senden: **EffectiveWindow** = **AdvertisedWindow** − (**LastByteSent** − **LastByteAcked**)



Erweiterung des *Sliding-Window*-Algorithmus

- Einführung eines **CongestionWindow**
  - Sender kann noch so viele Bytes senden, ohne Netzwerk zu überlasten
- Neue Berechnung für **EffectiveWindow**
  - **MaxWindow** =
    MIN (CongestionWindow, AdvertisedWindow)
  - **EffectiveWindow** =
    MaxWindow − **(LastByteSent** − **LastByteAcked)**
- Damit: weder Empfänger noch Netzwerk überlastet
- Frage: Bestimmung des **CongestionWindow**?

Bestimmung des CongestionWindow

- Hosts bestimmen **CongestionWindow** durch Beobachtung des Paketverlusts

- Basismechanismus:
  - *Additive Increase / Multiplicative Decrease*
- Erweiterungen:
  - *Slow Start*
  - *Fast Retransmit / Fast Recovery*

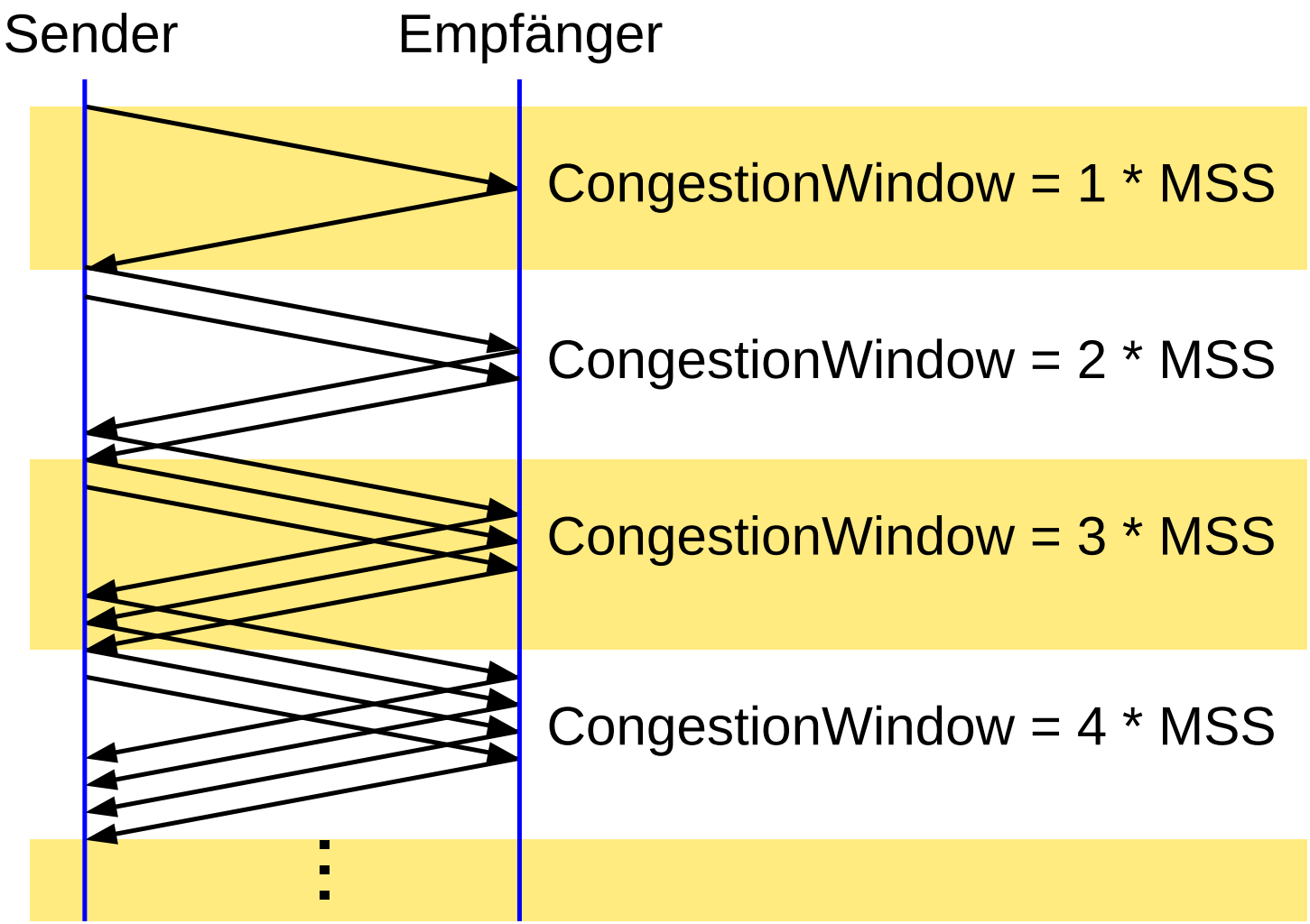
7.6.2 Additive Increase / Multiplicative Decrease

Vorgehensweise

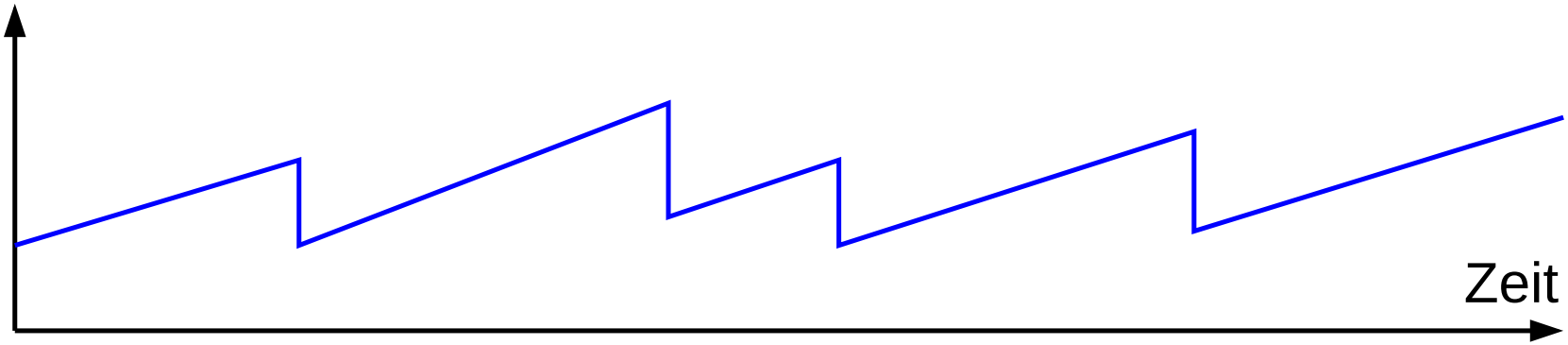
- **CongestionWindow** sollte
  - groß sein ohne / bei wenig Überlast
  - klein sein bei viel Überlast
- Überlast wird erkannt durch Paketverlust
- Bei Empfang eines ACK:
  - **Increment** $=$ **MSS** $\cdot$ **(MSS** / **CongestionWindow)**
  - **CongestionWindow** $+=$ **Increment**

  im Mittel: Erhöhung um MSS Bytes pro RTT
  (MSS = *Maximum Segment Size* von TCP)
- Bei Timeout: **CongestionWindow** halbieren
  - höchstens, bis MSS erreicht ist

Additive Increase



Typischer Zeitverlauf des CongestionWindow



- Vorsichtige Erhöhung bei erfolgreicher Übertragung, drastische Reduzierung bei Erkennung einer Überlast
  - ausschlaggebend für Stabilität bei hoher Überlast
- Wichtig: gut angepaßte Timeout-Werte
  - Jacobson/Karels Algorithmus

7.6.3 Slow Start

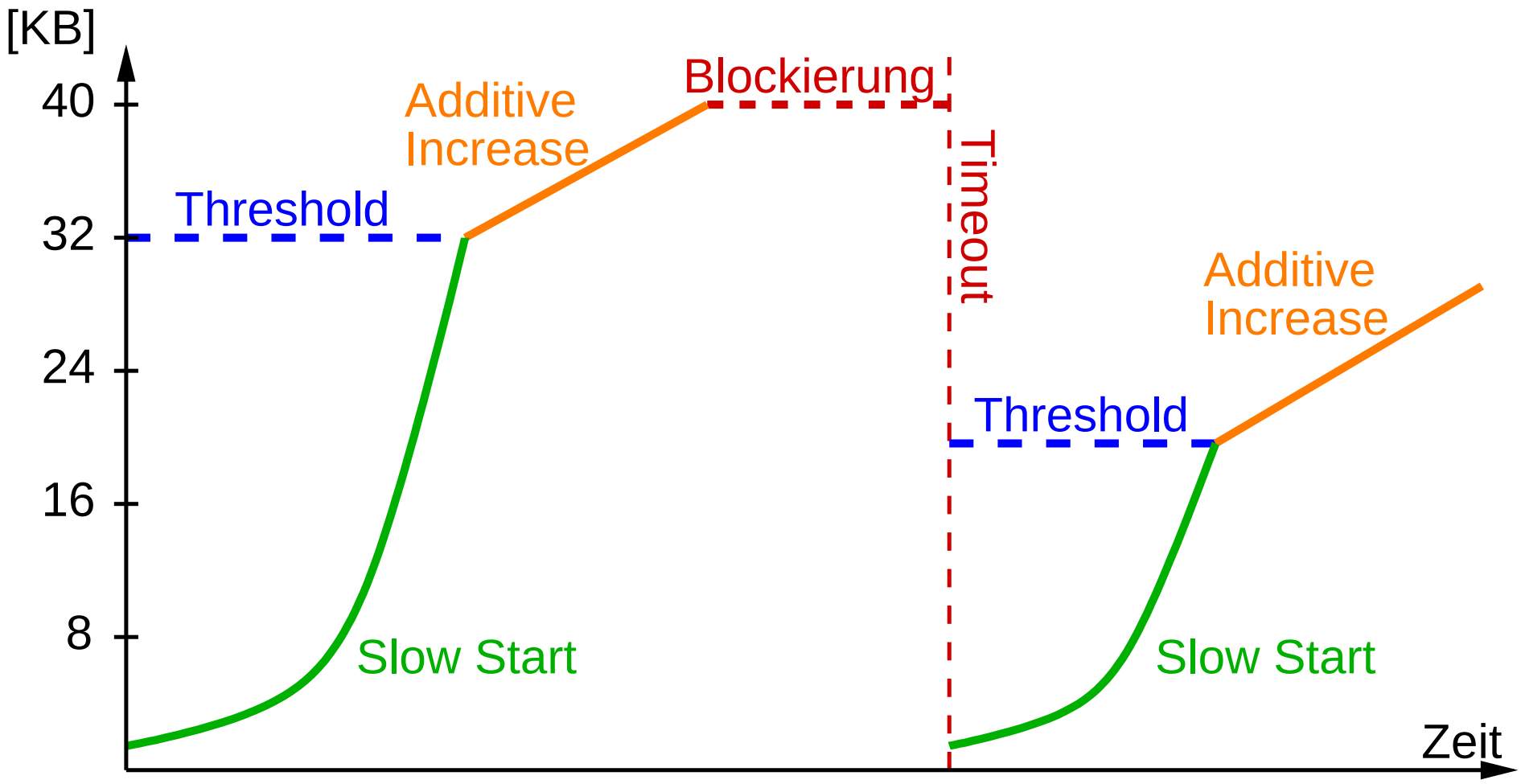
Hintergrund

- Verhalten des ürsprünglichen TCP beim Start (bzw. bei Wiederanlauf nach Timeout):
  - sende **AdvertisedWindow** an Daten (ohne auf ACKs zu warten)
  - d.h. Start mit maximalem **CongestionWindow**
- Zu aggressiv, kann zu hoher Überlast führen
- Andererseits: Start mit **CongestionWindow** = MSS und *Additive Increase* dauert zu lange
- Daher Mittelweg:
  - Start mit **CongestionWindow** = MSS
  - Verdopplung bis zum ersten Timeout

Verhalten bei Timeout

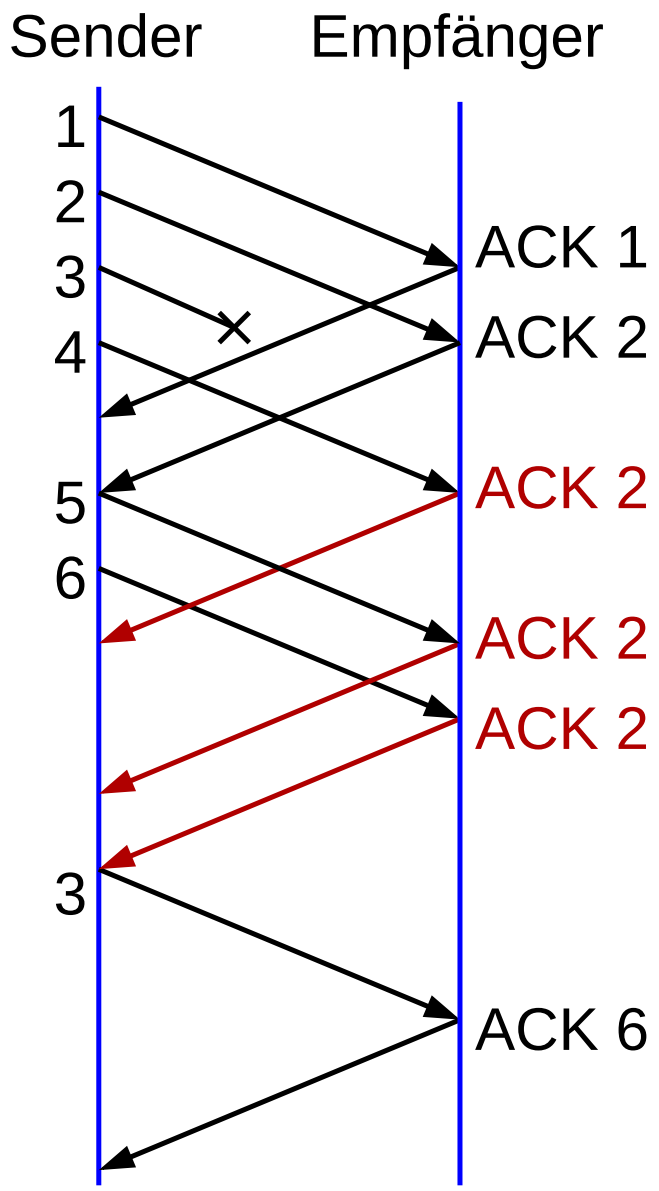
- *Slow Start* wird auch verwendet, wenn eine Verbindung bis zu einem Timeout blockiert:
  - Paket X geht verloren
  - Sendefenster ist ausgeschöpft, keine weiteren Pakete
  - nach Timeout: X wird neu übertragen, ein kumulatives ACK öffnet Sendefenster wieder
- In diesem Fall beim Timeout:
  - **CongestionThreshold** = **CongestionWindow** / 2
  - *Slow Start*, bis **CongestionThreshold** erreicht ist, danach *Additive Increase*

Typischer Verlauf des CongestionWindow



7.6.4 *Fast Retransmit / Fast Recovery*

- Lange Timeouts führen oft zum Blockieren der Verbindung
- Idee: Paketverlust kann auch durch Duplikat-ACKs erkannt werden
- Nach dem dritten Duplikat-ACK:
  - Paket erneut übertragen
  - **CongestionWindow** halbieren ohne *Slow Start*
- *Slow Start* nur noch am Anfang und bei wirklichem Timeout



7.7 TCP Verbindungsauf- und -abbau

★★

Verbindungsaufbau

- Asymmetrisch:
  - Client (rufender Teilnehmer): **aktives Öffnen**
    - sende Verbindungswunsch zum Server
  - Server (gerufener Teilnehmer): **passives Öffnen**
    - warte auf eingehende Verbindungswünsche
    - akzeptiere ggf. einen Verbindungswunsch

Verbindungsabbau

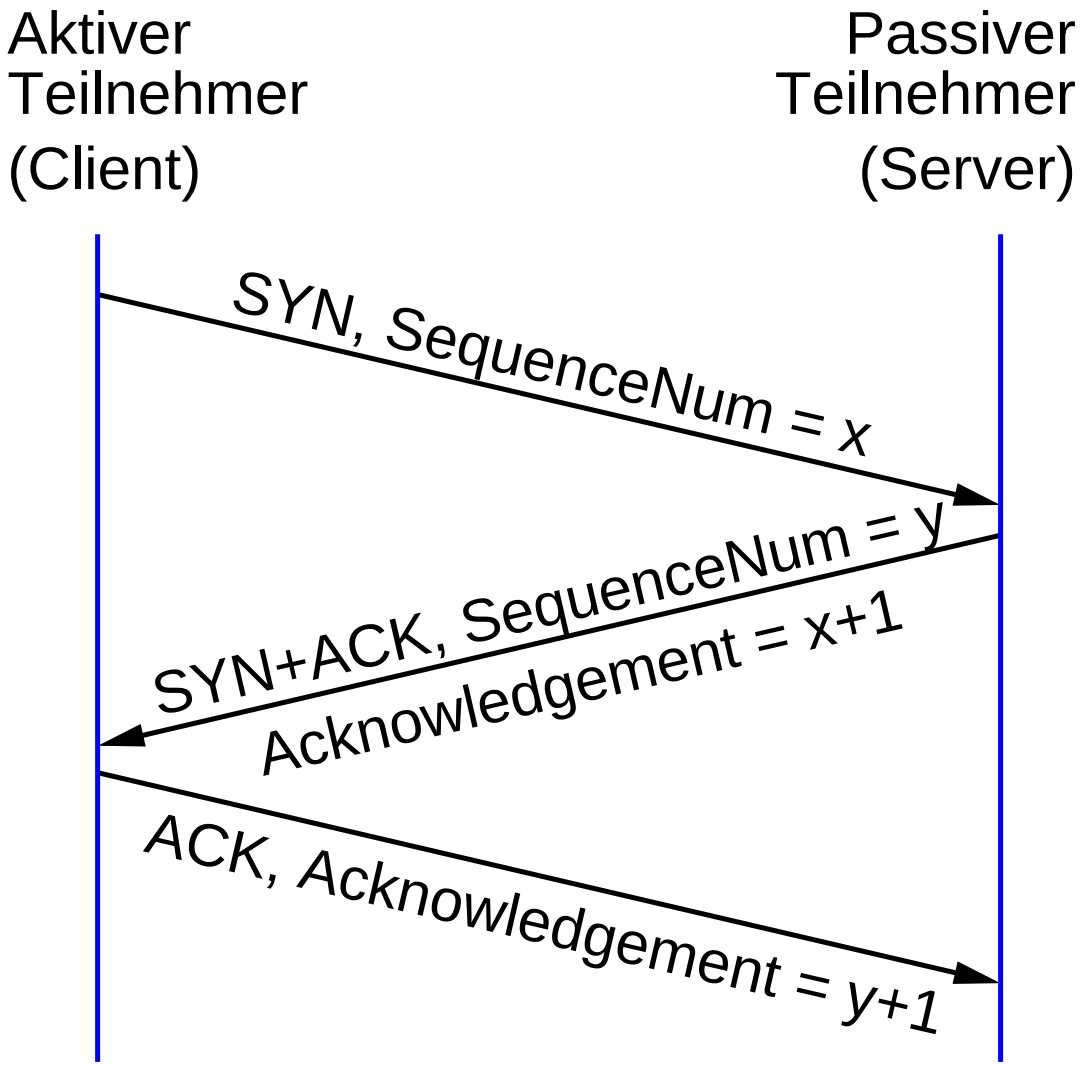
- Symmetrisch:
  - beide Seiten müssen die Verbindung schließen

Zum Begriff der TCP-Verbindung

- Das Tupel (Quell-IP-Adresse, Quell-Port, Ziel-IP-Adresse, Ziel-Port) kennzeichnet eine TCP-Verbindung eindeutig
  - Nutzung als Demultiplex-Schlüssel
- Nach Abbau einer Verbindung und Wiederaufbau mit denselben IP-Adressen und Port-Nummern:
  - neue **Inkarnation** derselben Verbindung

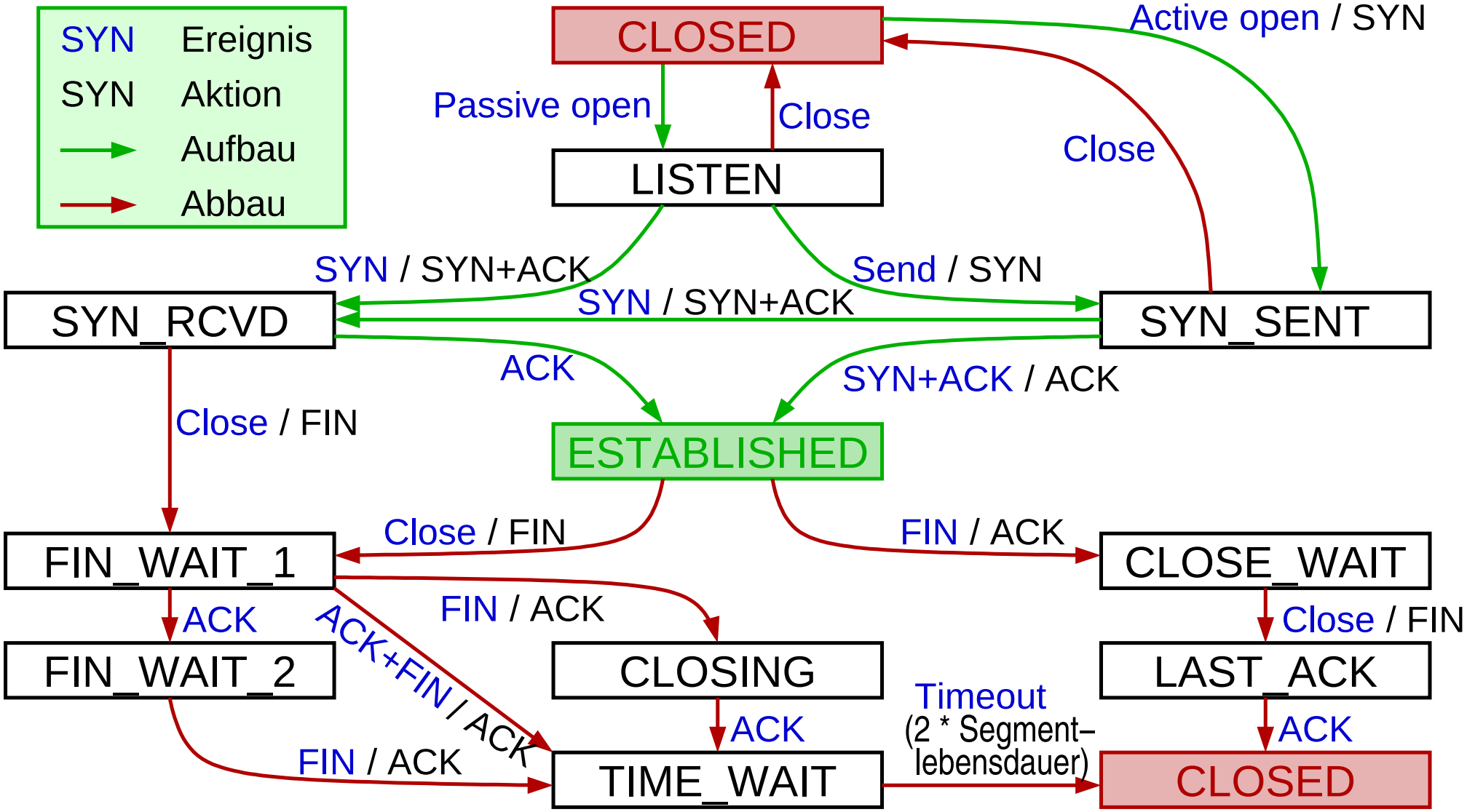
★★

Verbindungsaufbau: *Three-Way Handshake*

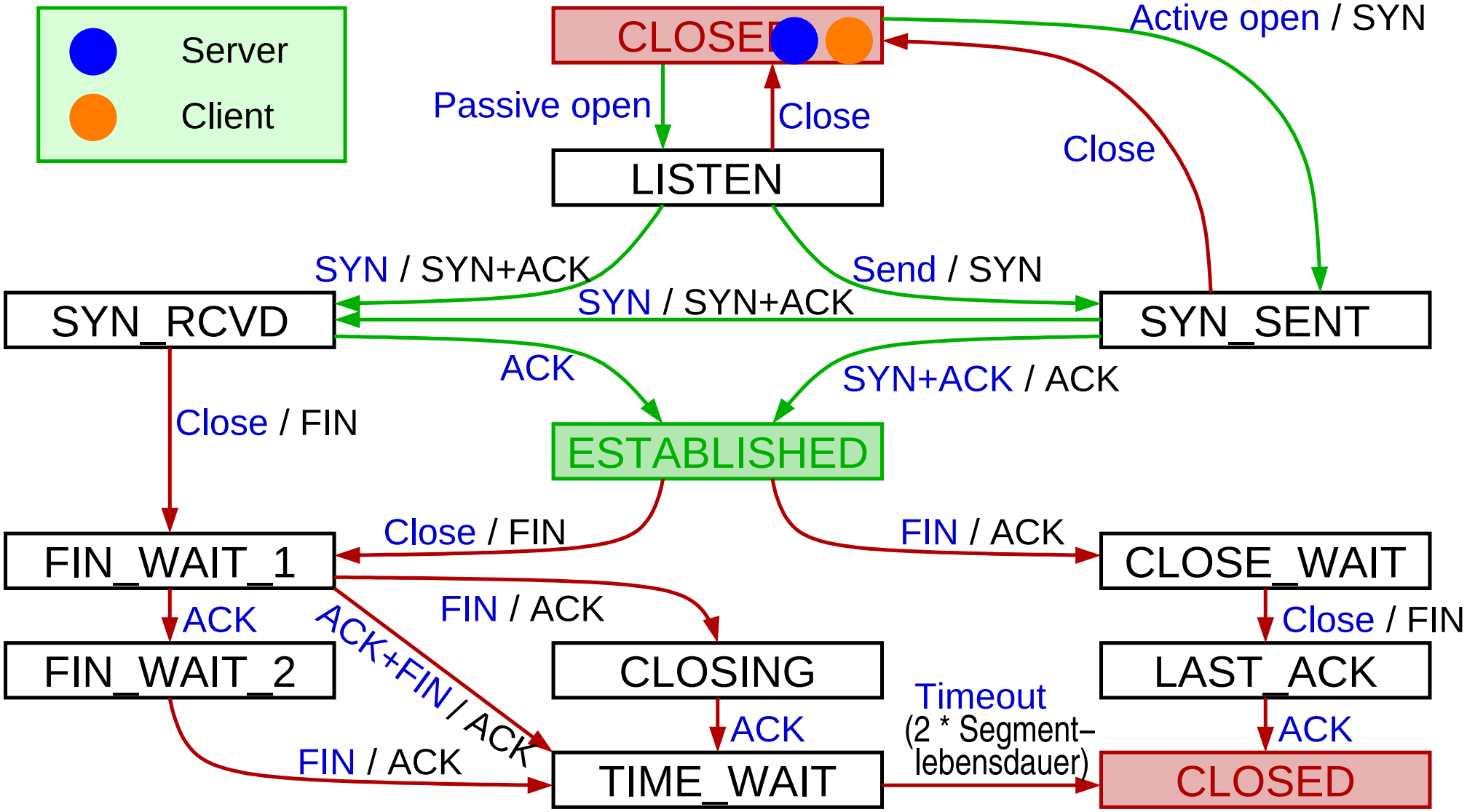


- Austausch von Sequenznummern
- „Zufälliger“ Startwert
  - jede Inkarnation nimmt andere Nummern
- Acknowledgement: nächste erwartete Sequenznummer

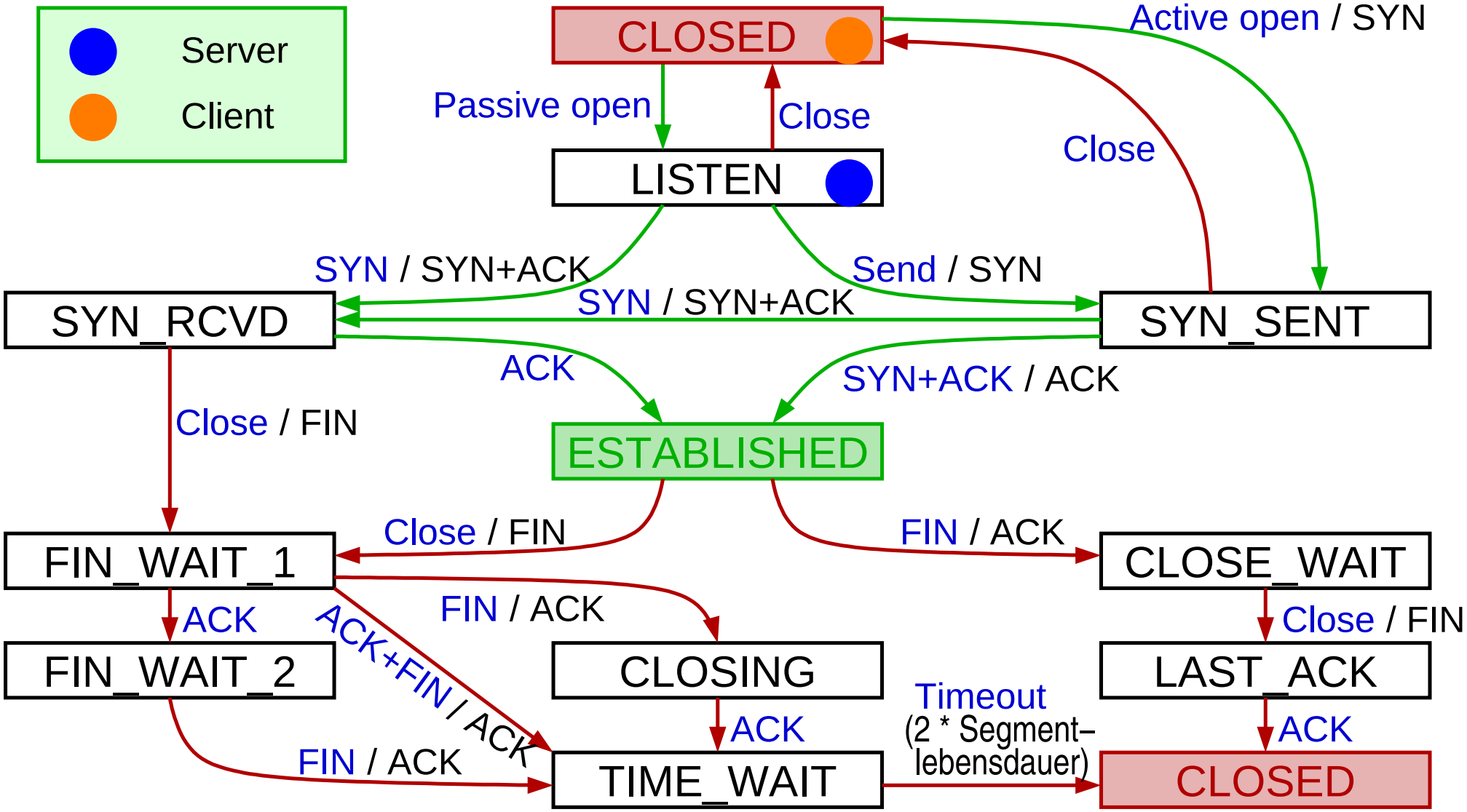
Zustände einer TCP-Verbindung



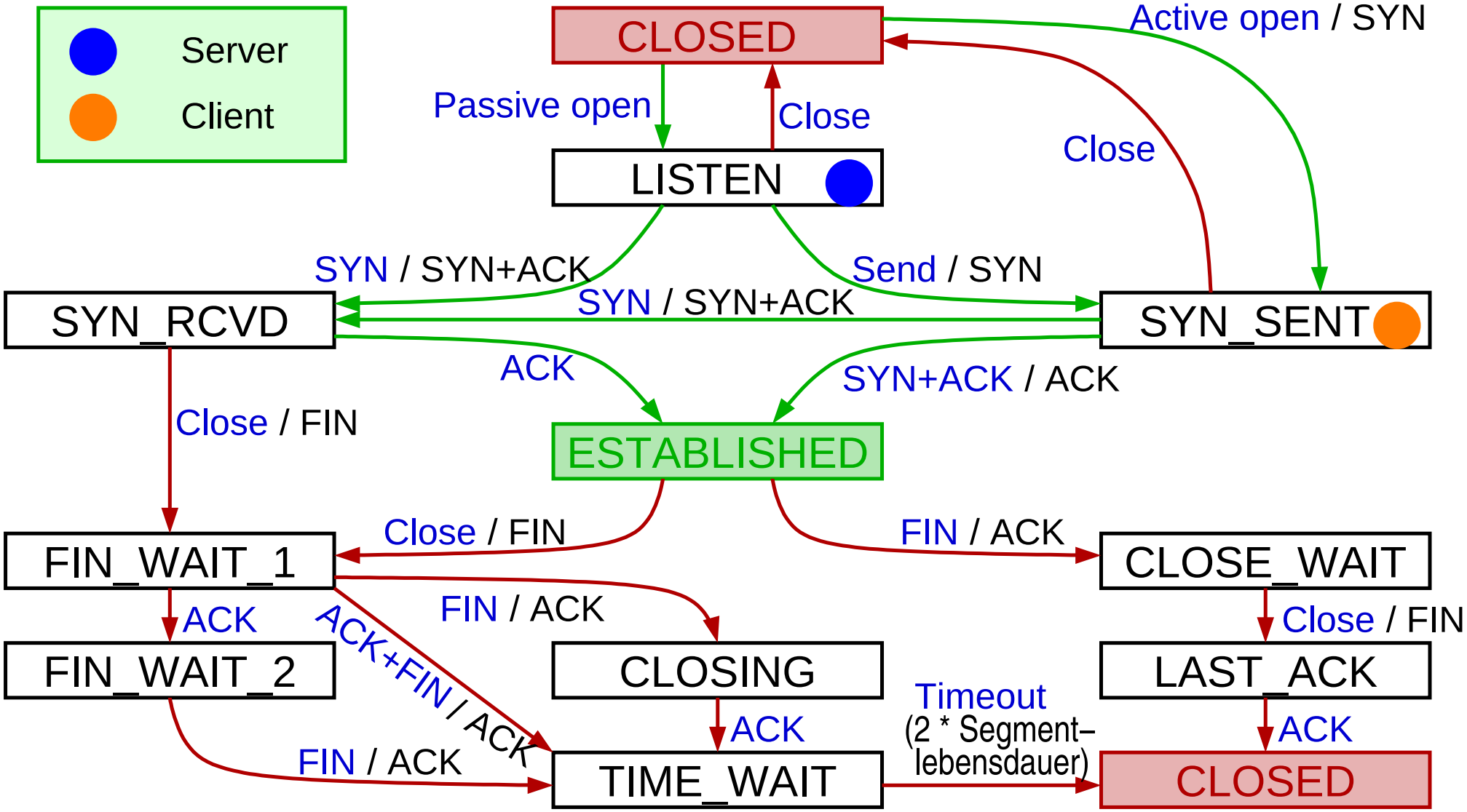
Zustände einer TCP-Verbindung ...



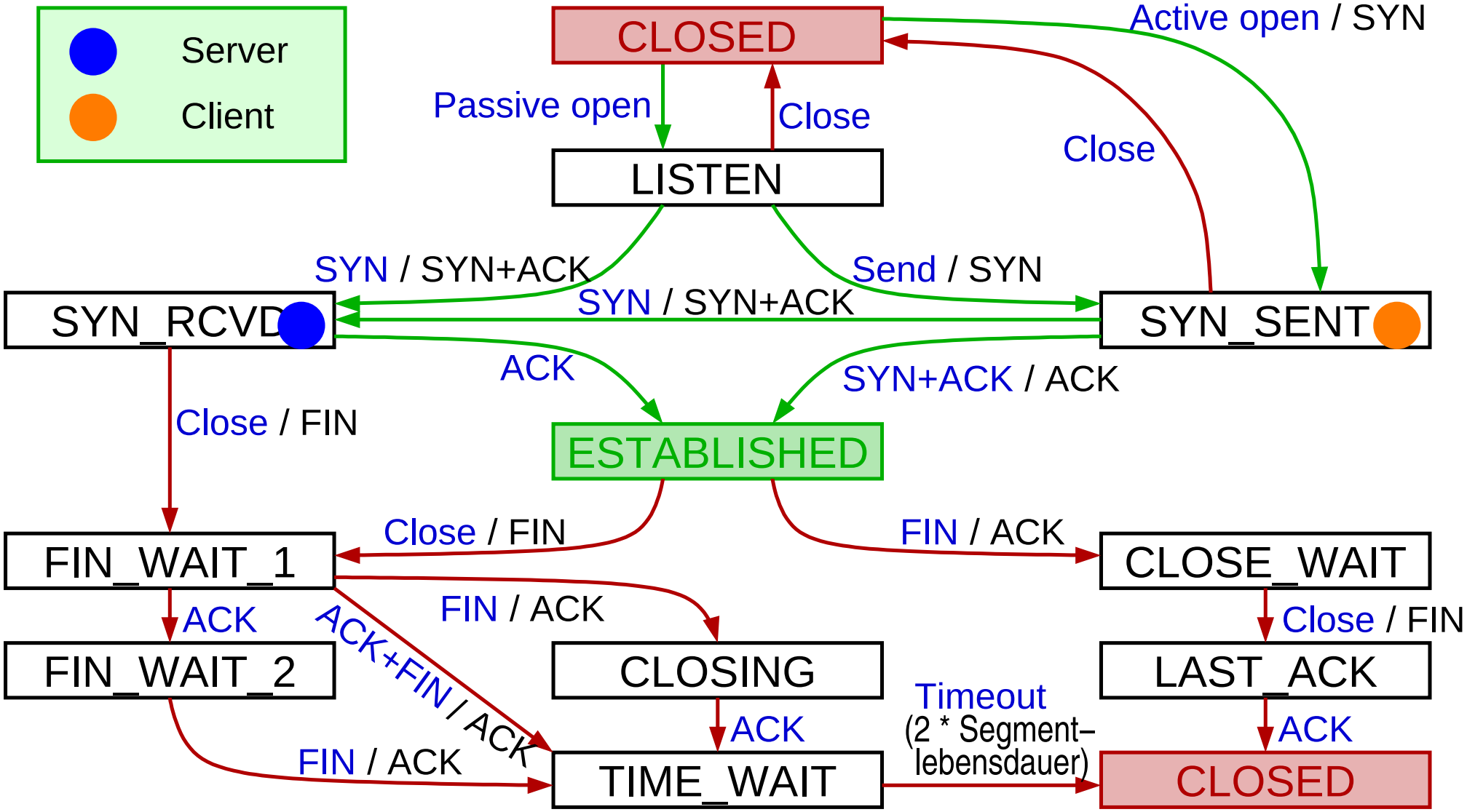
Zustände einer TCP-Verbindung ...



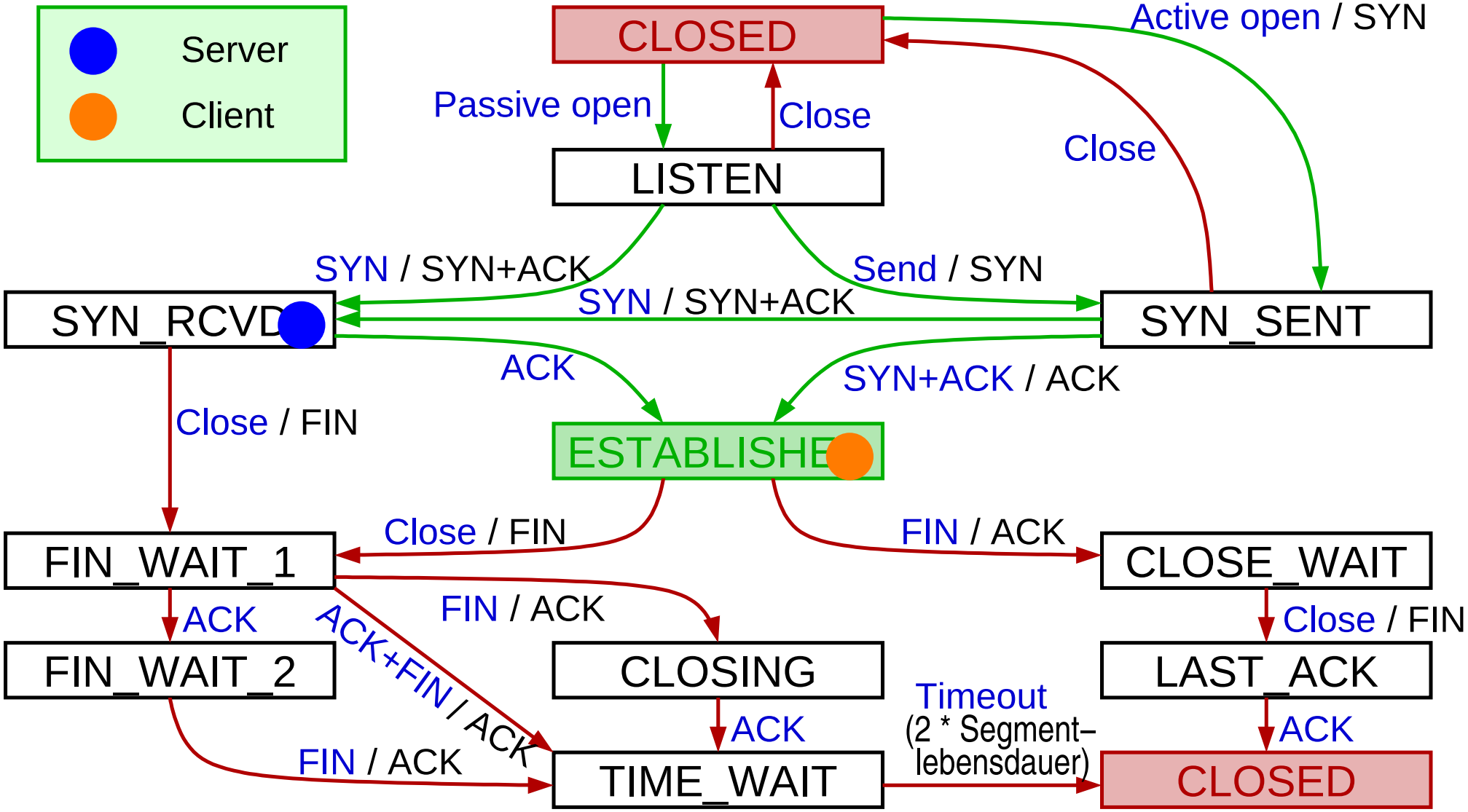
Zustände einer TCP-Verbindung ...



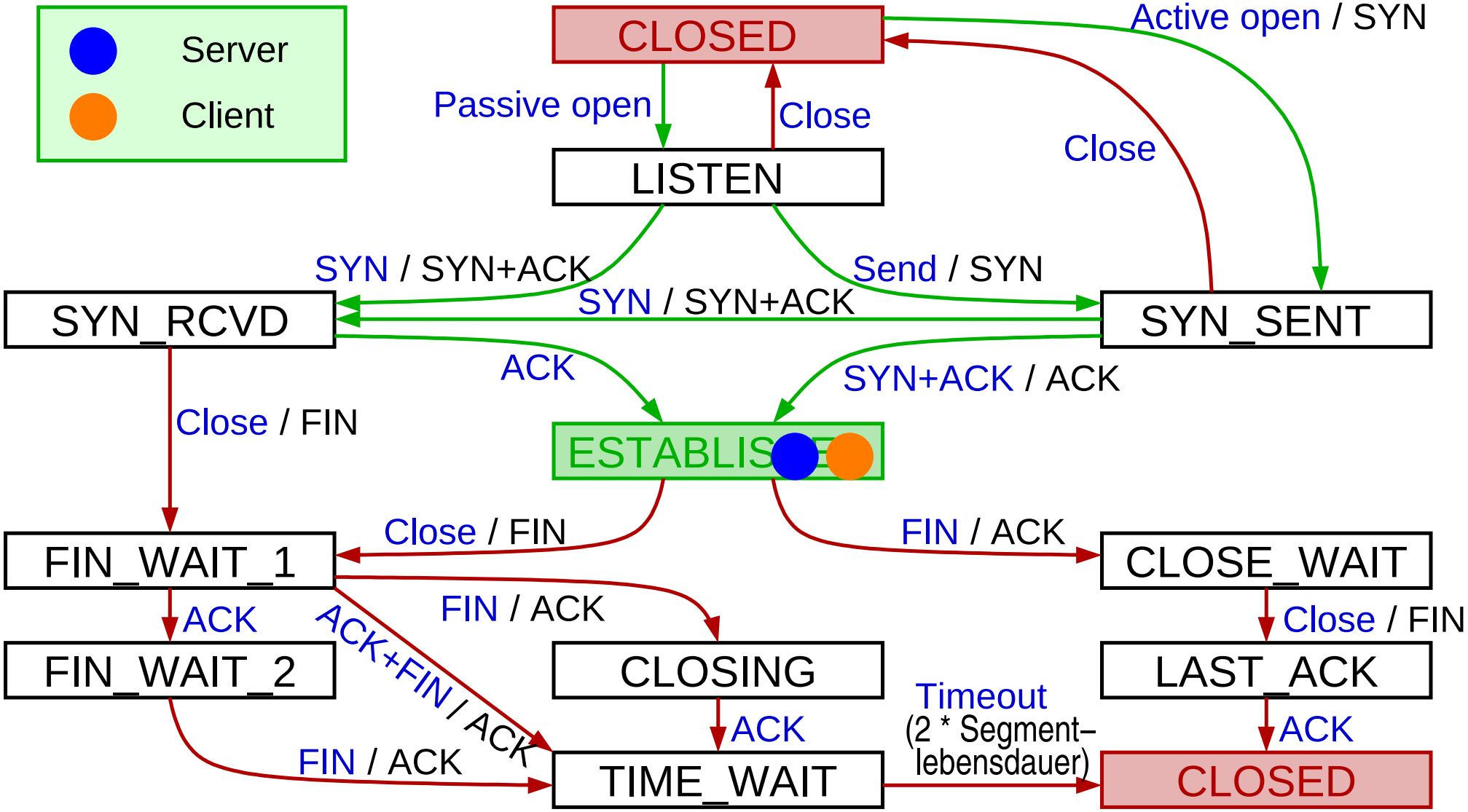
Zustände einer TCP-Verbindung ...



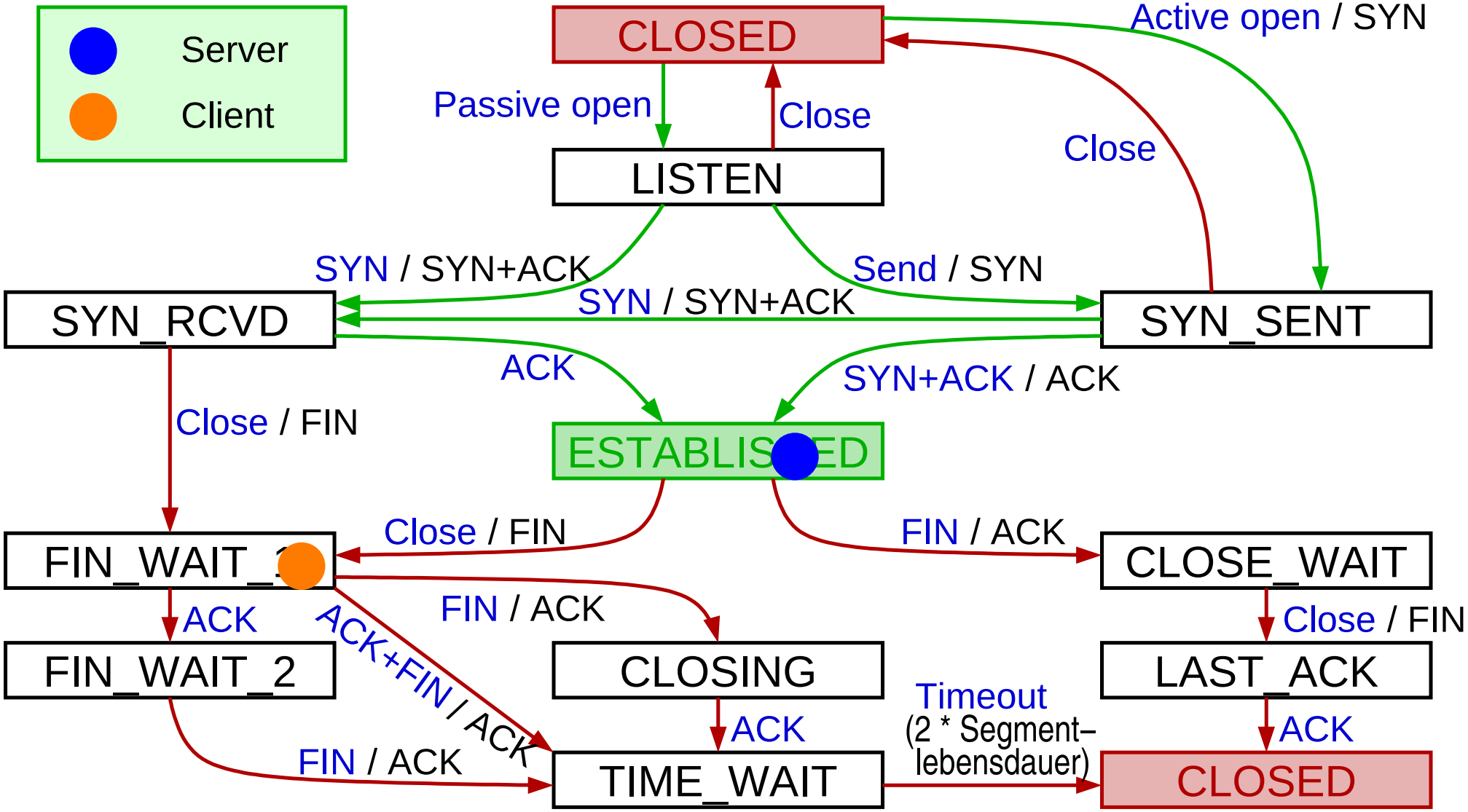
Zustände einer TCP-Verbindung ...



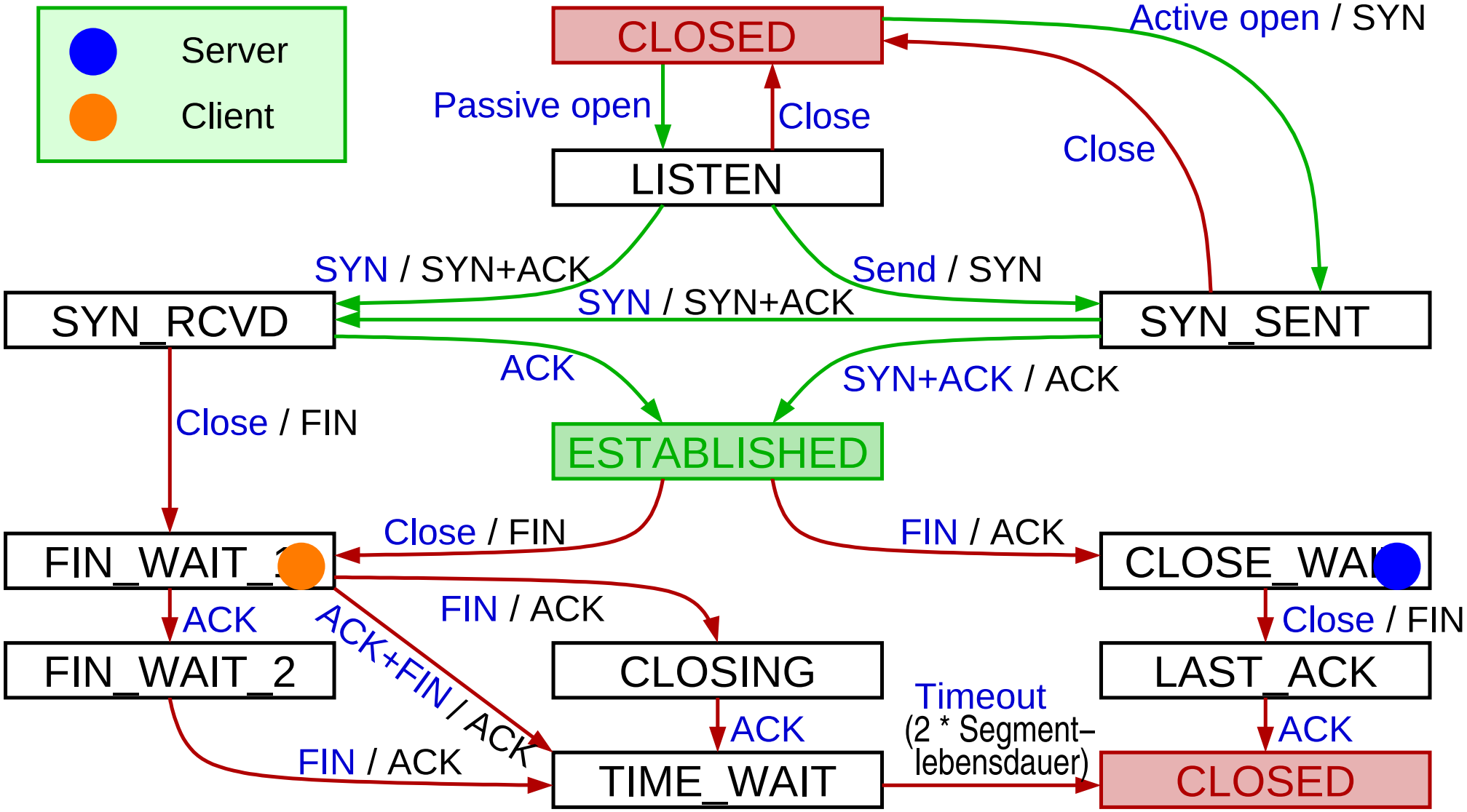
Zustände einer TCP-Verbindung ...



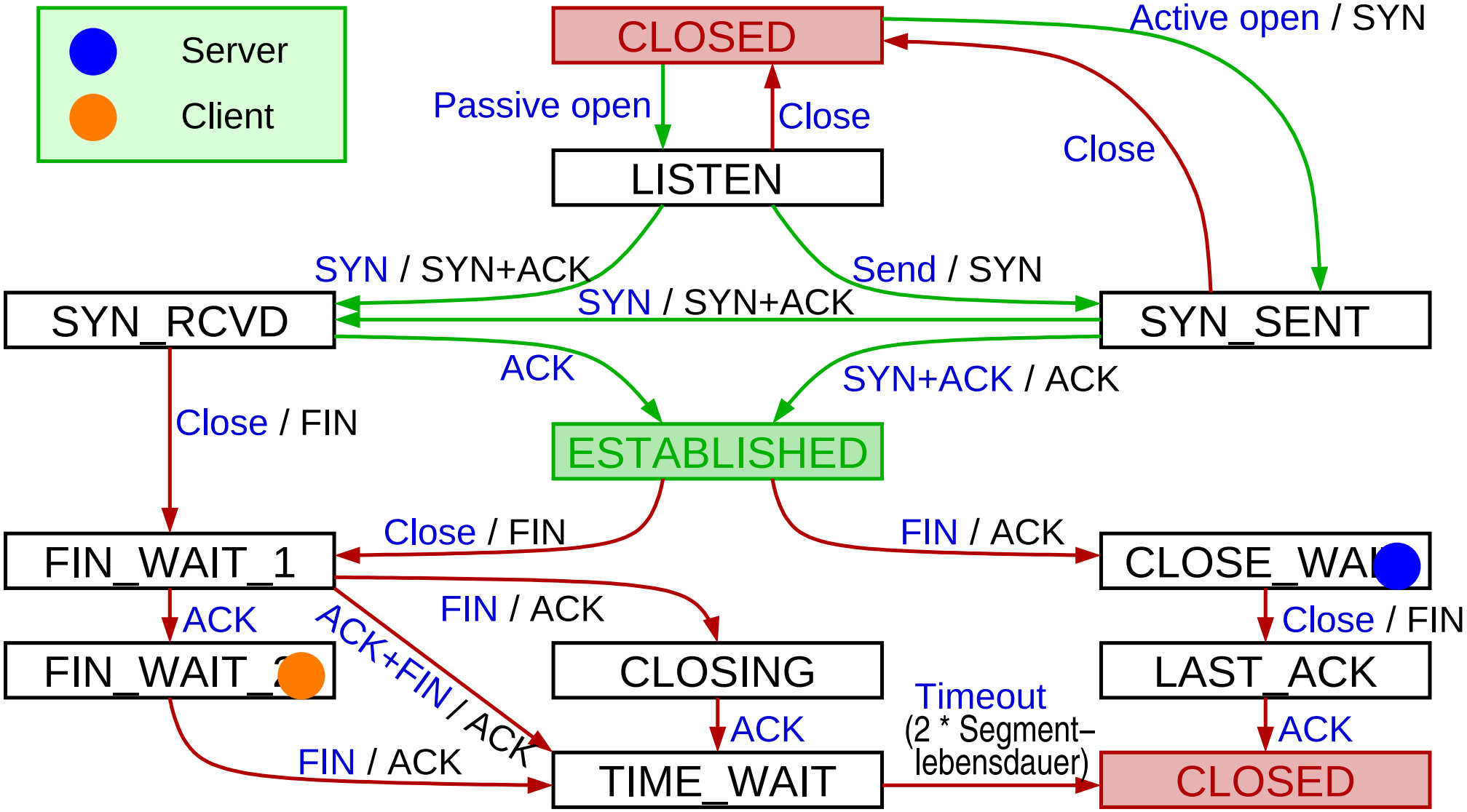
Zustände einer TCP-Verbindung ...



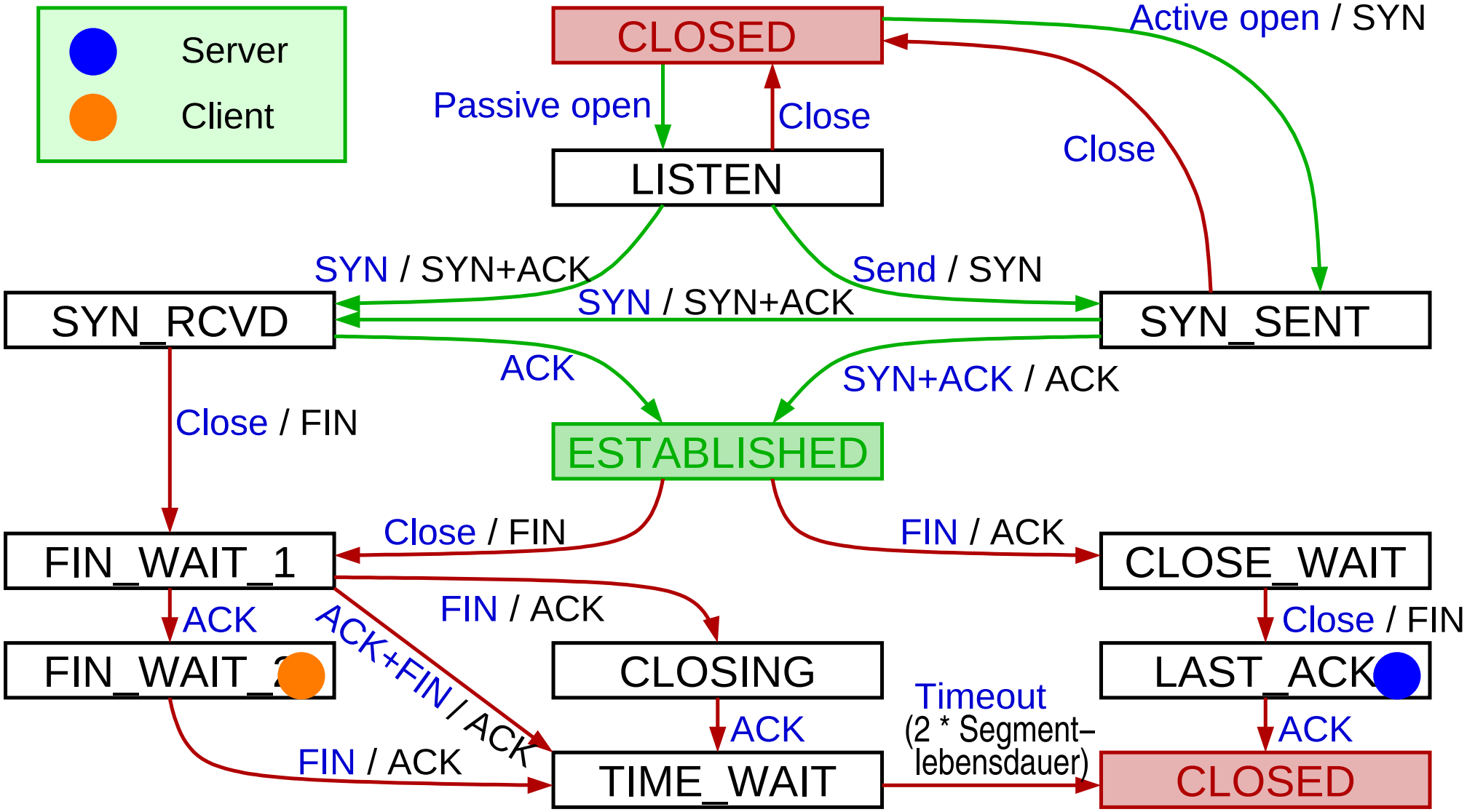
Zustände einer TCP-Verbindung ...



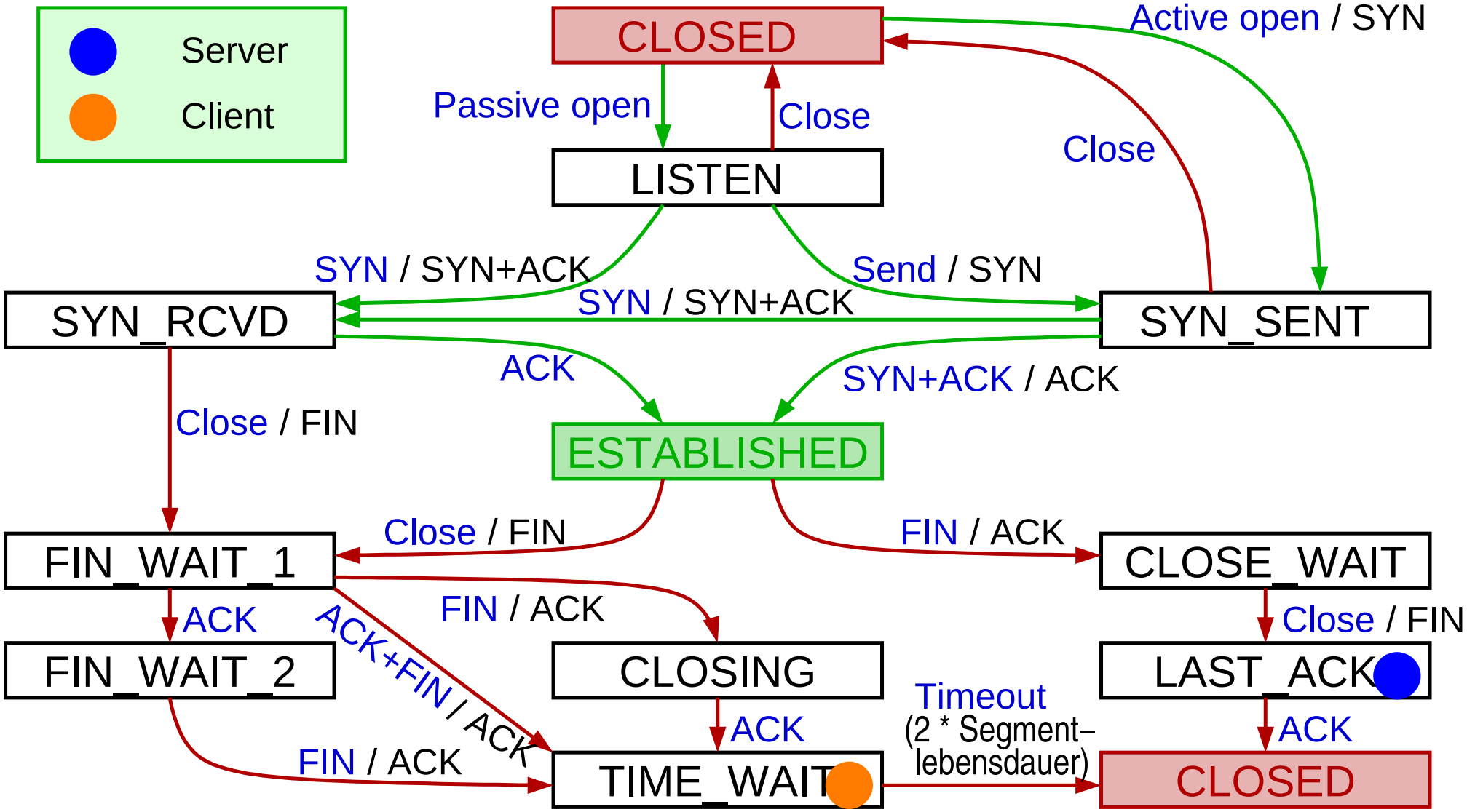
Zustände einer TCP-Verbindung ...



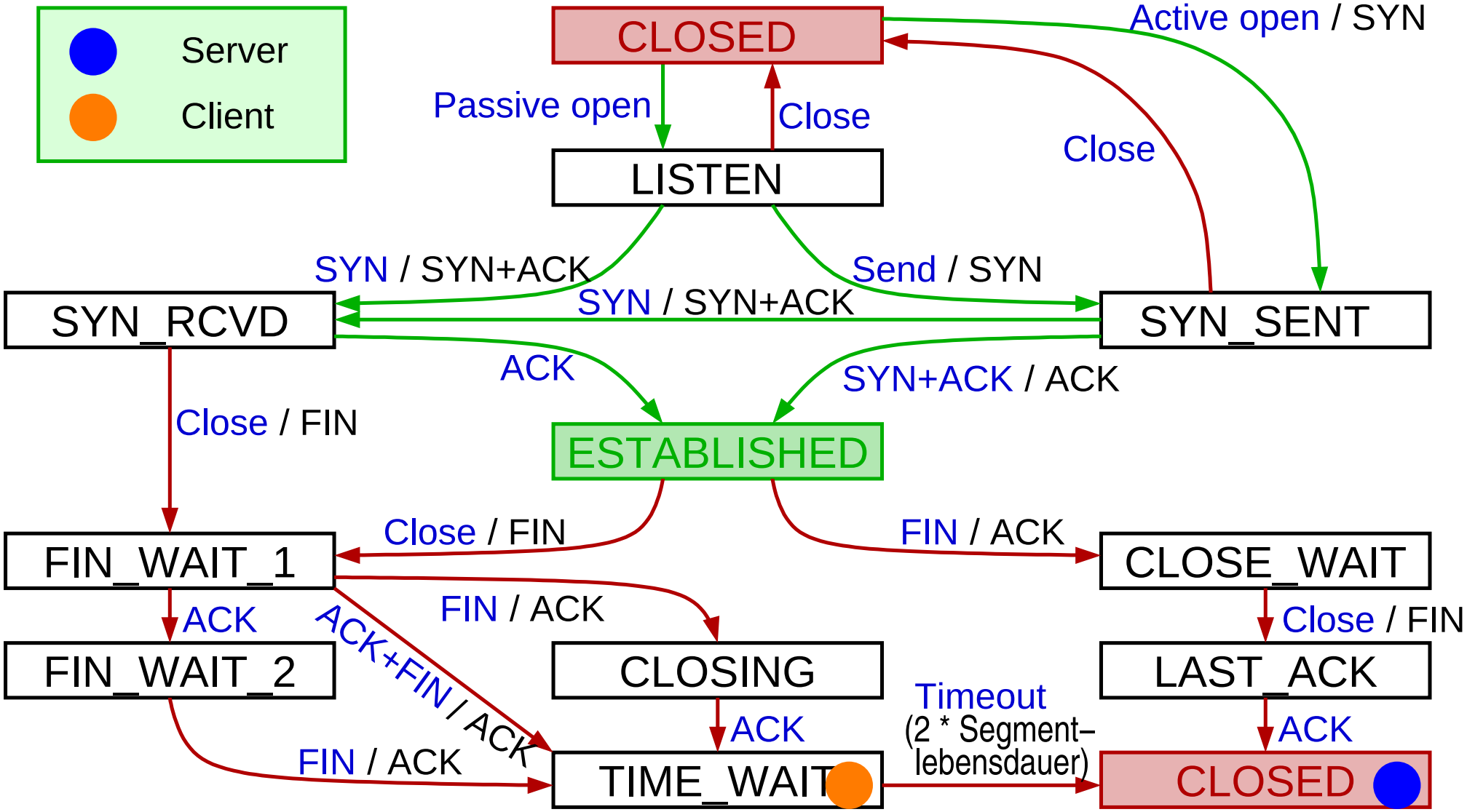
Zustände einer TCP-Verbindung ...



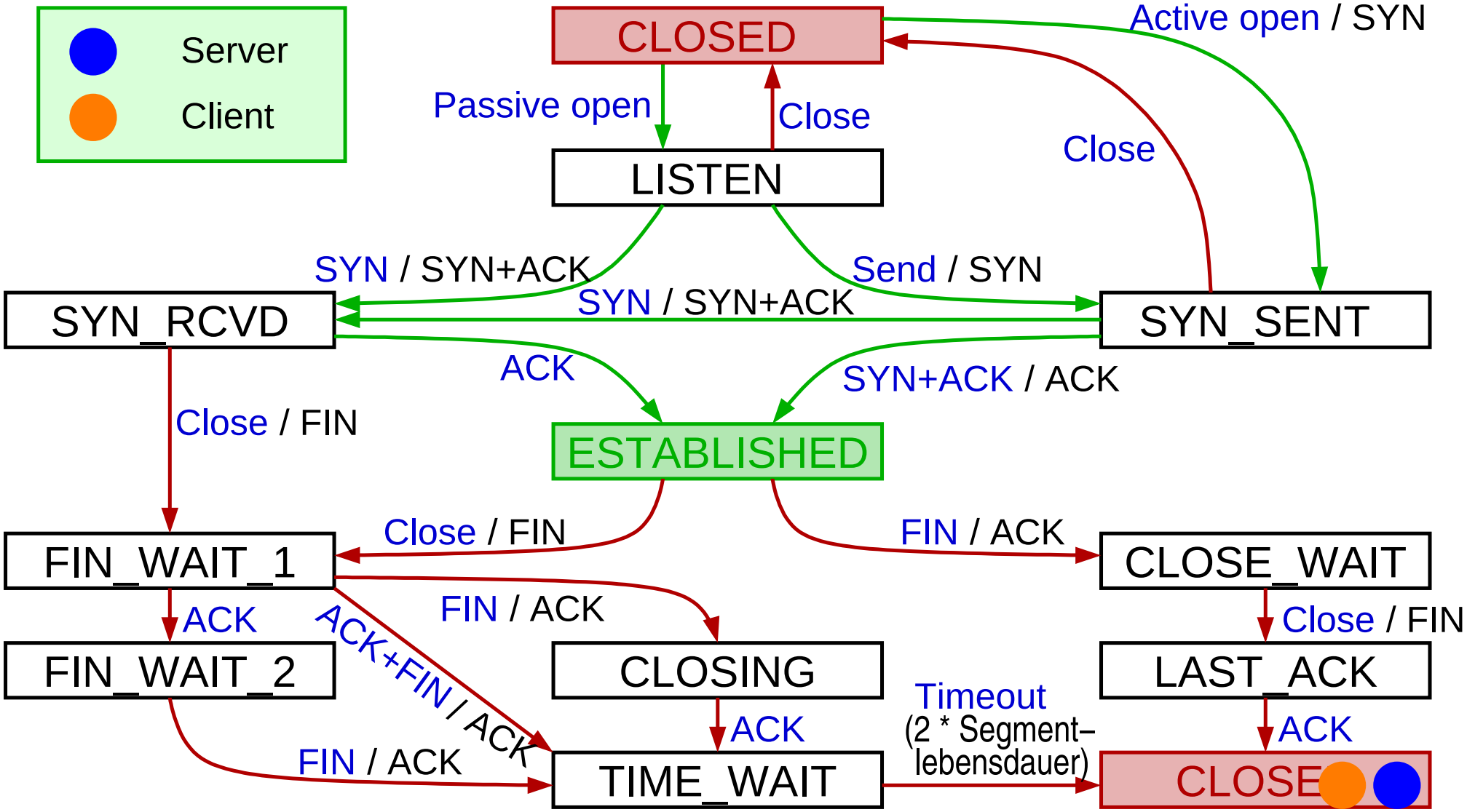
Zustände einer TCP-Verbindung ...



Zustände einer TCP-Verbindung ...



Zustände einer TCP-Verbindung ...



7.8 Zusammenfassung

- Ende-zu-Ende Protokolle: Kommunikation zwischen Prozessen
- UDP: unzuverlässige Übertragung von Datagrammen
- TCP: zuverlässige Übertragung von Byte-Strömen
  - Verbindungsaufbau
- Sicherung der Übertragung allgemein
  - *Stop-and-Wait*, *Sliding-Window*
- Übertragungssicherung in TCP (inkl. Fluß- und Überlastkontrolle)
  - *Sliding-Window*-Algorithms, adaptive Neuübertragung

Nächste Lektion:

- Datendarstellung

Rechnernetze I

SoSe 2024

8 Datendarstellung

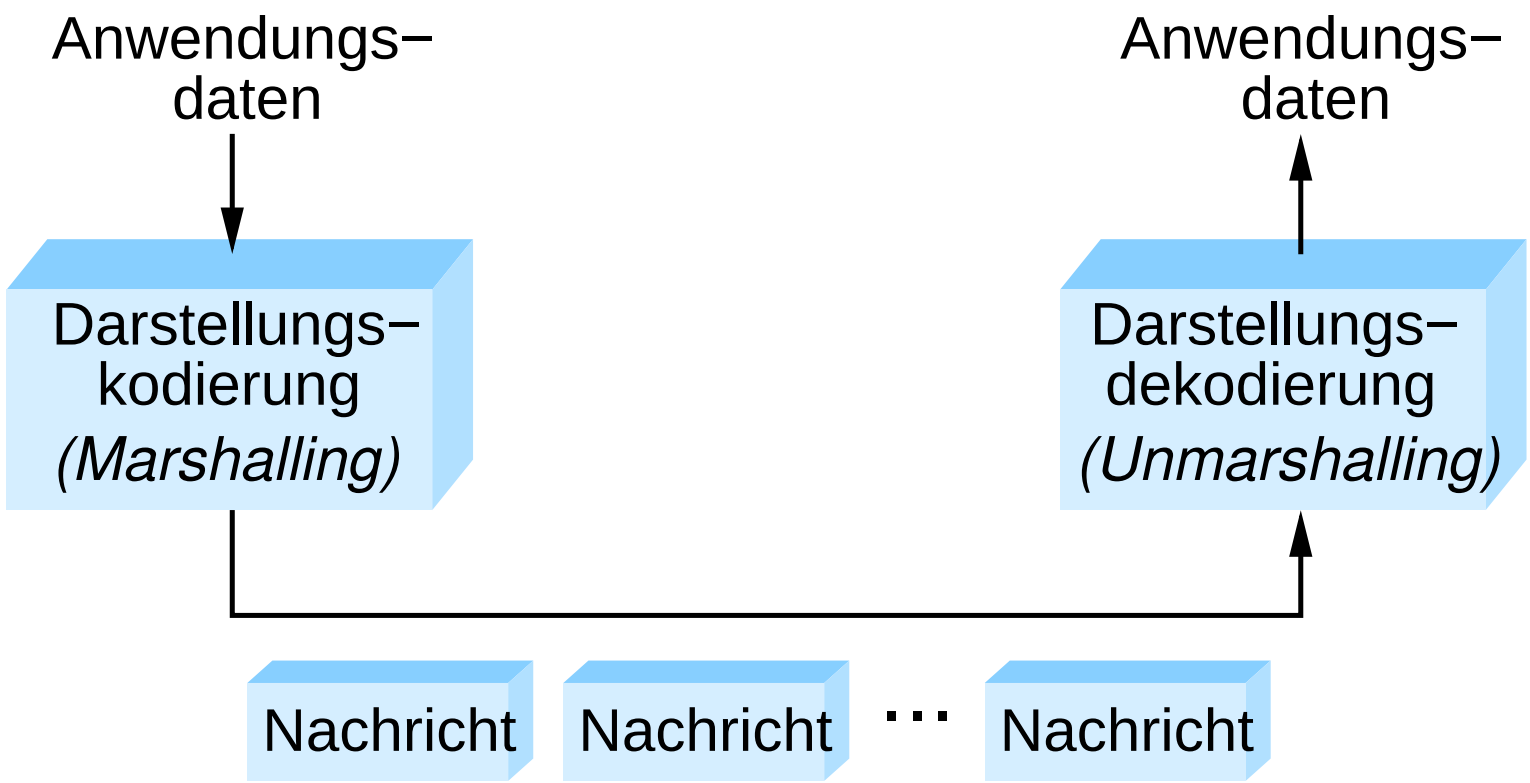
Inhalt

- *Marshalling*, Designalternativen

- Peterson, Kap. 7.1

8.1 Marshalling

- Daten der Anwendungen müssen in eine für die Übertragung geeignete Form umgewandelt werden:
  - **Darstellungsformatierung**
  - ***Marshalling / Unmarshalling***



Problem: Heterogenität

- Rechner haben unterschiedliche Datendarstellung
- Z.B. einfache 32-Bit Ganzzahl
  - 34.677.374 = $0211227E_{16}$ (Hexadezimal)

Big–endian
(z.B. Sparc)

(02_{16})	(11_{16})	(22_{16})	$(7E_{16})$
00000010	00010001	00100010	01111110

Little–endian
(z.B. x86)

$(7E_{16})$	(22_{16})	(11_{16})	(02_{16})
01111110	00100010	00010001	00000010
Adresse x	x+1	x+2	x+3

Unterschiede in der Datendarstellung

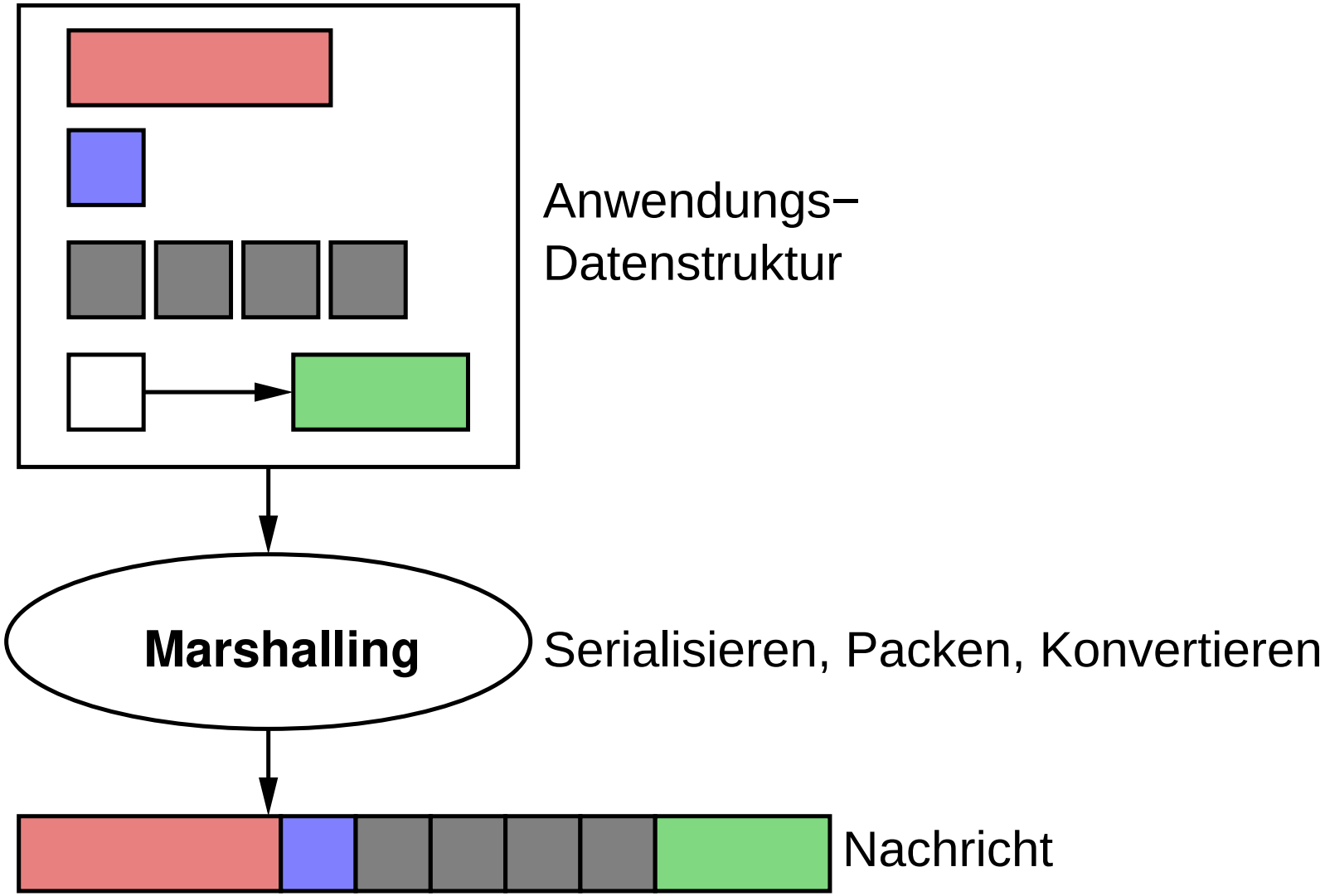
- Ganzzahlen:
  - Größe (16, 32, 64 Bit)
  - Byte-Reihenfolge: *Big Endian* vs. *Little Endian*
- Gleitkommazahlen
  - IEEE 754 vs. proprietäre Formate
  - Größe (bes. bei *extended precision*: 80, 96, 128 Bit)
  - Byte-Reihenfolge
- Datenstrukturen:
  - *Alignment* der Komponenten im Speicher
    - z.B. darf eine 16-Bit Zahl an einer ungeraden Adresse beginnen?

★★

Datentypen beim *Marshalling*: drei Ebenen

- **Basistypen**: int, double, Boolean, char, ...
  - Formate und Byte-Reihenfolge konvertieren
- **Flache Datentypen**: Strukturen, Arrays
  - Füllbytes für *Alignment* entfernen (**packen**) bzw. einfügen (**auspacken**)
- **Komplexe Datentypen (mit Zeigern)**: Listen, Bäume, ...
  - **Serialisierung** der Datenstruktur notwendig
    - Zeiger sind Speicheradressen,
      sie können nicht übertragen werden
  - Empfänger **deserialisiert** wieder

Marshalling veranschaulicht



Konvertierungsstrategien

- **Kanonisches Netzwerk-Datenformat**
  - Sender konvertiert in Netzwerk-Datenformat
  - Empfänger konvertiert dann in sein Format
- ***Receiver-Makes-Right***
  - Sender sendet in seinem eigenen Format
    - serialisiert lediglich
  - Empfänger konvertiert in sein Format, falls nötig
- Diskussion:
  - *Receiver-Makes-Right* ist N-mal-N-Lösung
    - jeder Empfänger muß alle Formate kennen
  - Meist sind die Formate aber identisch (N ist klein)

Datentyp-Kennzeichnung (Tags)

- **Tag**: Information, die hilft, die Nachricht zu dekodieren, z.B.:
  - Typ-Tag
  - Längen-Tag (etwa für Arrays)
  - Architektur-Tag (für *Receiver-Makes-Right*)
- Beispiel: 32-Bit-Ganzzahl mit Tags:

Typ = int	Länge = 4	Wert = 417892			

- Oft kann man auch ohne Tags arbeiten:
  - Sender und Empfänger wissen, was übertragen wird
  - Darstellungsformatierung dann aber Ende-zu-Ende

8.2 Zusammenfassung

- Daten werden in Rechnern unterschiedlich dargestellt
- Bei der Übertragung ist eine Anpassung erforderlich
  - 3 Schritte: Serialisieren, Packen, Konvertieren
- Realisierungs-Alternativen:
  - kanonisches Format vs. *Receiver-Makes-Right*
  - mit / ohne Datentyp-Kennzeichnung

Nächste Lektion:

- Anwendungsprotokolle

Rechnernetze I

SoSe 2024

9 Anwendungsprotokolle

Inhalt

- SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*)
- HTTP (*Hypertext Transport Protocol*)
- DNS (*Domain Name Service*)

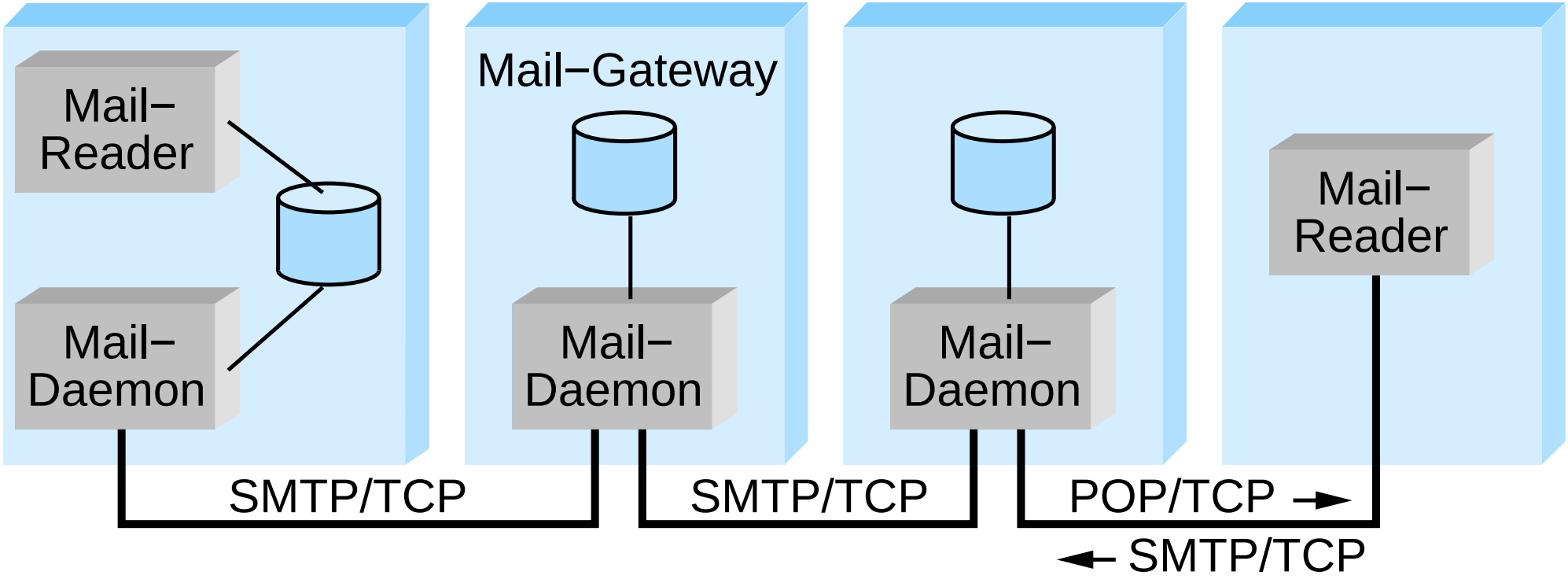
- Peterson, Kap. 9.1, 9.2.1 – 9.2.2
- CCNA, Kap. 10

★★

Protokolle für Emails

- RFC 822 und MIME: Format einer Email
  - Header (ASCII)
  - Rumpf (ASCII)
    - binäre Daten (z.B. Bilder) werden durch MIME in ASCII codiert
- **SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*)**
  - regelt Weitergabe der Emails zwischen Rechnern
  - textbasiertes Protokoll
    - vermeidet Darstellungsprobleme
    - erleichtert Test und Debugging
- **POP** (*Post Office Prot.*) / **IMAP** (*Internet Message Access Prot.*)
  - Herunterladen der Emails von einem entfernten Server

Transport von Emails über Mail-Gateways



- Eigene Speichervermittung, da
  - Zielrechner beim Sender nicht immer bekannt
  - Zielrechner nicht immer erreichbar

Beispiel zum Aufbau einer Email

```
MIME-Version: 1.0
Content-Type: multipart/mixed; boundary="----417CAWVF...
From: Alice Smith <Alice@cicso.com>
To: Bob@cs.Princeton.edu
Subject: proposed material
Date: Mon, 07 Sep 1988 19:45:19 -0400
```

Header

```
----417CAWVFNCVKRZKAZCFHKWFHQ
Content-Type: text/plain; charset=us-asci
Content-Transfer-Encoding: 7bit

Bob, here is the jpeg image I promised.
Alice
```

Rumpf

```
----417CAWVFNCVKRZKAZCFHKWFHQ
Content-Type: image/jpeg; name="beach.jpg"
Content-Transfer-Encoding: base64
```

... ASCII–codiertes JPEG–Bild ...

Beispiel eines SMTP Dialogs

(Client, *Server*)

```
HELO cs.princeton.edu
250 Hello daemon@mail.cs.princeton.edu [128.12.169.24]
MAIL FROM: <Alice@cs.princeton.edu>
250 OK
RCPT TO: <Bob@cisco.com>
250 OK
RCPT TO: <Tom@cisco.com>
550 No such user here
DATA
354 Start mail input; end with <CRLF>.<CRLF>
Blah blah blah ...
... etc. etc. etc.
.
250 OK
QUIT
221 Closing connection
```

siehe vorige Folie

9.2 HTTP

- HTTP ist wie SMTP textbasiert
- Kommandos (u.a.):

GET <URL>	Anfrage nach einem Dokument
HEAD <URL>	Anfrage nach Metainformation
POST <URL>	Senden von Information an den Server
PUT <URL>	Speichern eines Dokuments
DELETE <URL>	Löschen eines Dokuments

- Beispiel-Anfrage:

```
GET index.html HTTP/1.1
Host: www.cs.princeton.edu
```

9.2 HTTP ...

- Ergebniscodes:

1xx	Informativ	Anfrage erhalten
2xx	Erfolg	Anfrage empfangen u. akzeptiert
3xx	Weiterleitung	Weitere Aktionen notwendig
4xx	Client-Fehler	Syntaxfehler, nicht erfüllbar, ...
5xx	Server-Fehler	Anfrage OK, Problem im Server

- Beispiel-Antwort:

```
HTTP/1.1 301 Moved Permanently
Location: http://www.cs.princeton.edu/cs/index.html
```

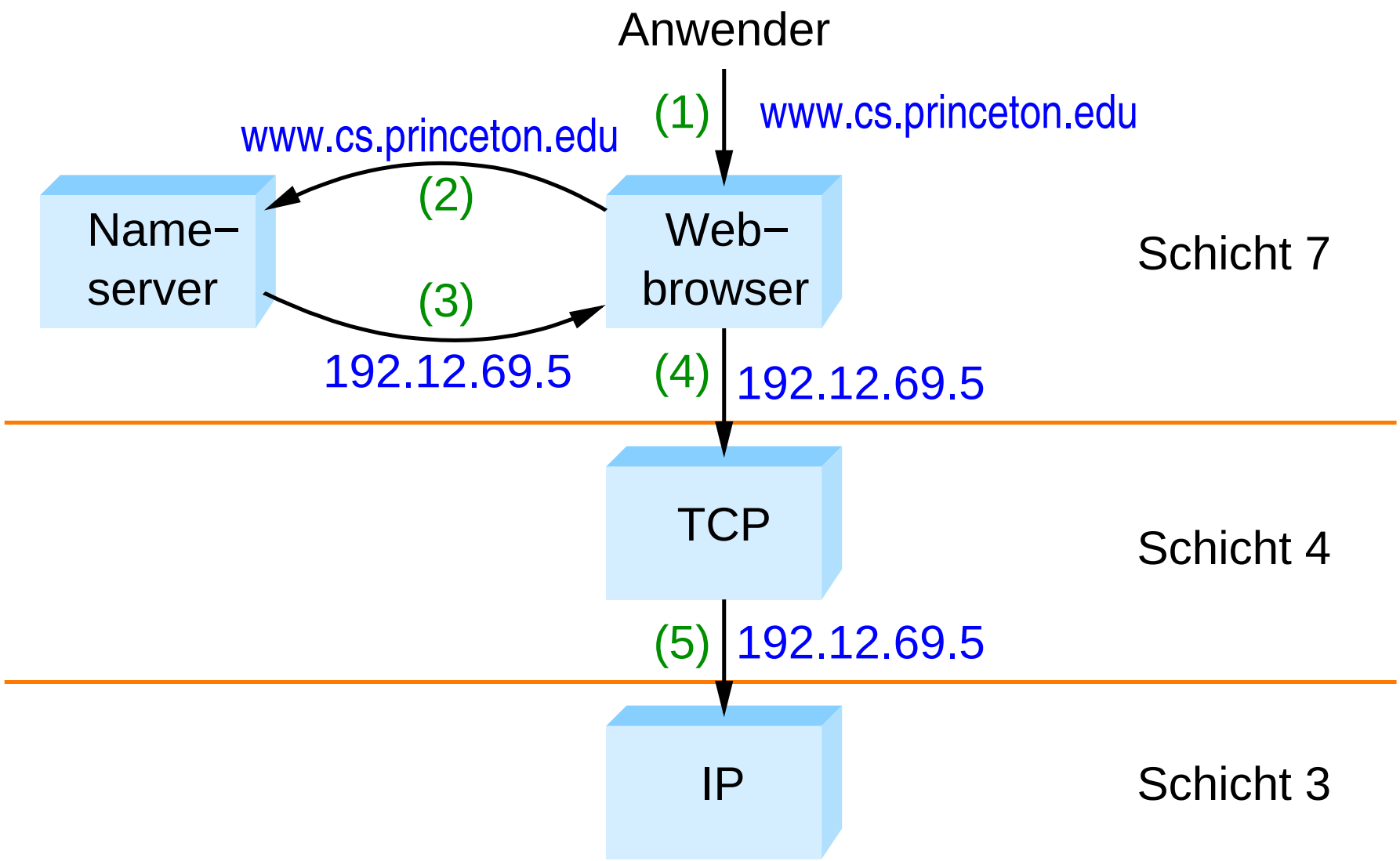
9.2 HTTP ...

- In HTTP 1.0:
  - neue TCP-Verbindung für jedes Seiten-Element
    - z.B. Frame, eingebettetes Bild, ...
- Ab HTTP 1.1: persistente Verbindungen möglich
  - mehrere Anfragen / Antworten über dieselbe TCPVerbindung
  - deutlich effizienter (Verbindungsaufbau)
  - Problem: Server muß viele Verbindungen offenhalten
    - wie lange? $\Rightarrow$ Timeout-Mechanismus notwendig
- Einsatz von Caches (Proxy-Server)
  - nahe beim Client, speichert häufig besuchte Seiten

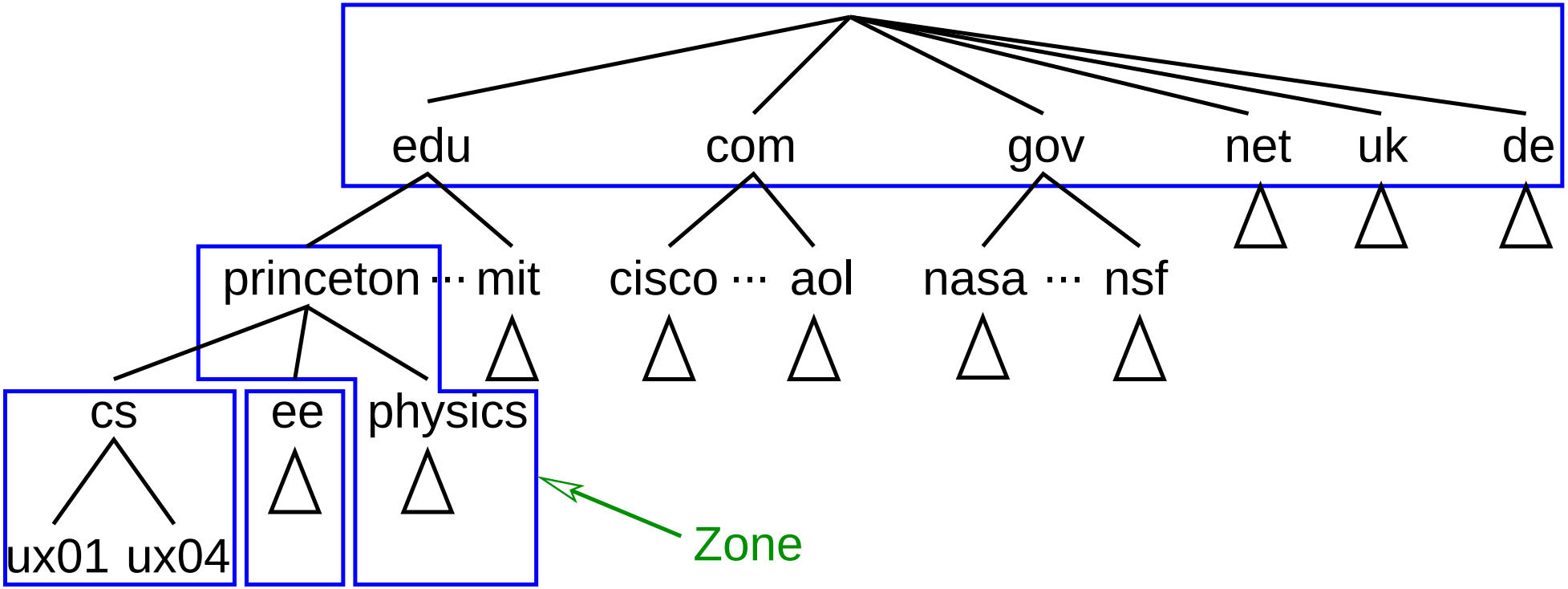
9.3 DNS

- Das Internet-Protokoll (IP) arbeitet mit numerischen Adressen
  - einheitliches Format (Länge)
  - identifizieren das Netz des Hosts (logische Adressen)
    - wichtig für das Routing von Paketen
  - nicht benutzerfreundlich
- Benutzer verwenden (Host-/Rechner-)Namen:
  - benutzerfreundlich
  - unterschiedliche Länge
  - nicht für das Routing nutzbar
- Daher: Umsetzung von Namen auf IP-Adressen:
  DNS (*Domain Name Service*)

Ablauf der Umsetzung von Namen in Adressen

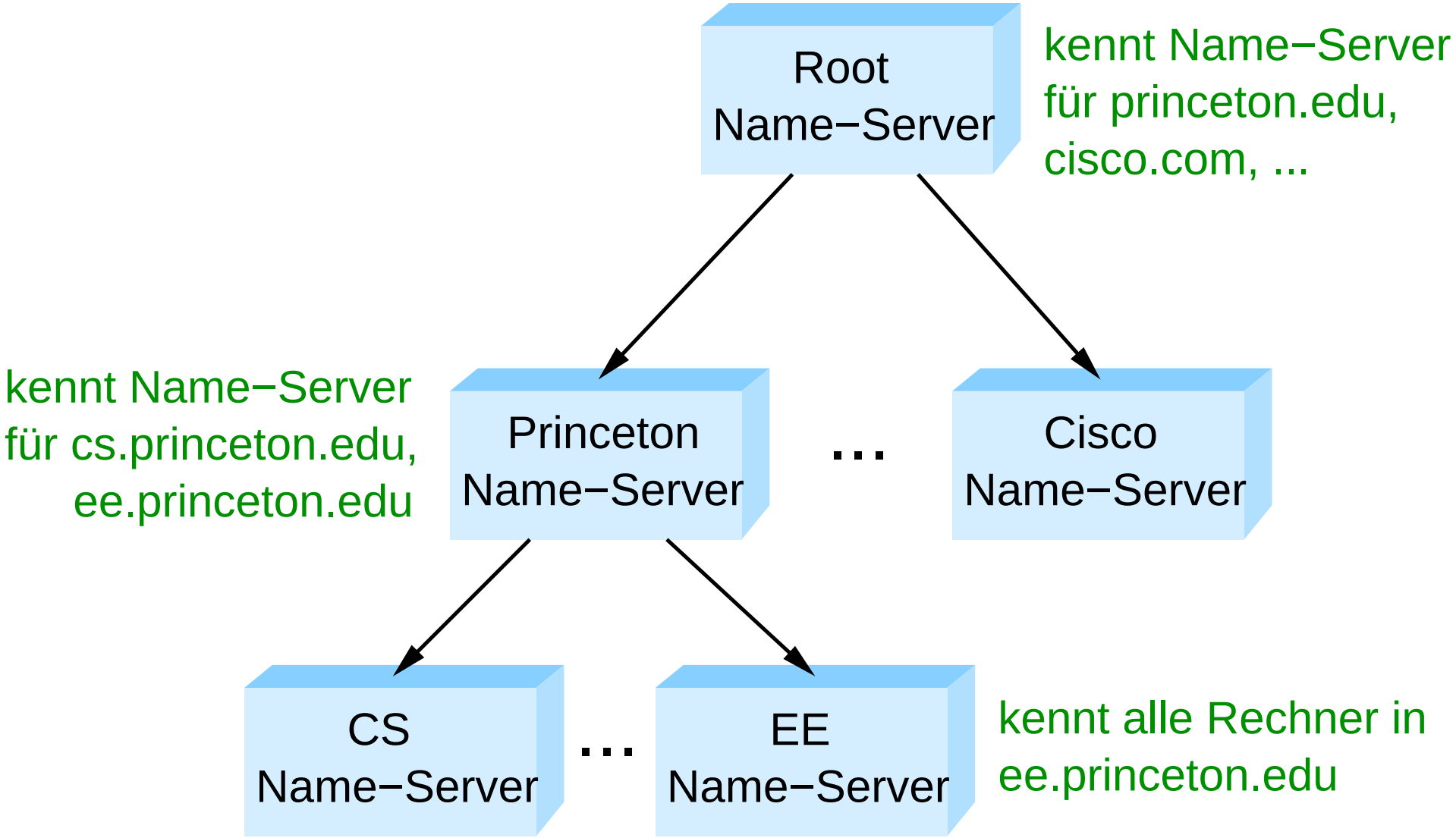


DNS realisiert einen hierarchischen Namensraum



- Für jede Zone ist ein Name-Server zuständig
  - Hierarchie von Name-Servern

Hierarchie von Name-Servern bei DNS



★★

Hierarchische Namensauflösung mit DNS

- Jeder Rechner kennt nur seinen lokalen Name-Server
- Lokale Name-Server
  - lösen lokale Namen auf
  - kennen Root-Name-Server (über Konfigurationsdatei)
- Server und Hosts führen Cache mit bereits aufgelösten Namens-Adreß-Paaren
  - begrenzte Lebensdauer der Einträge
- Alternativen, falls Zuordnung nicht im Cache:
  - Nachfrage bei anderem Servern (*recursive query*)
  - antworte mit Adresse eines anderen Servers, erneute Anfrage des Clients (*nonrecursive query*)

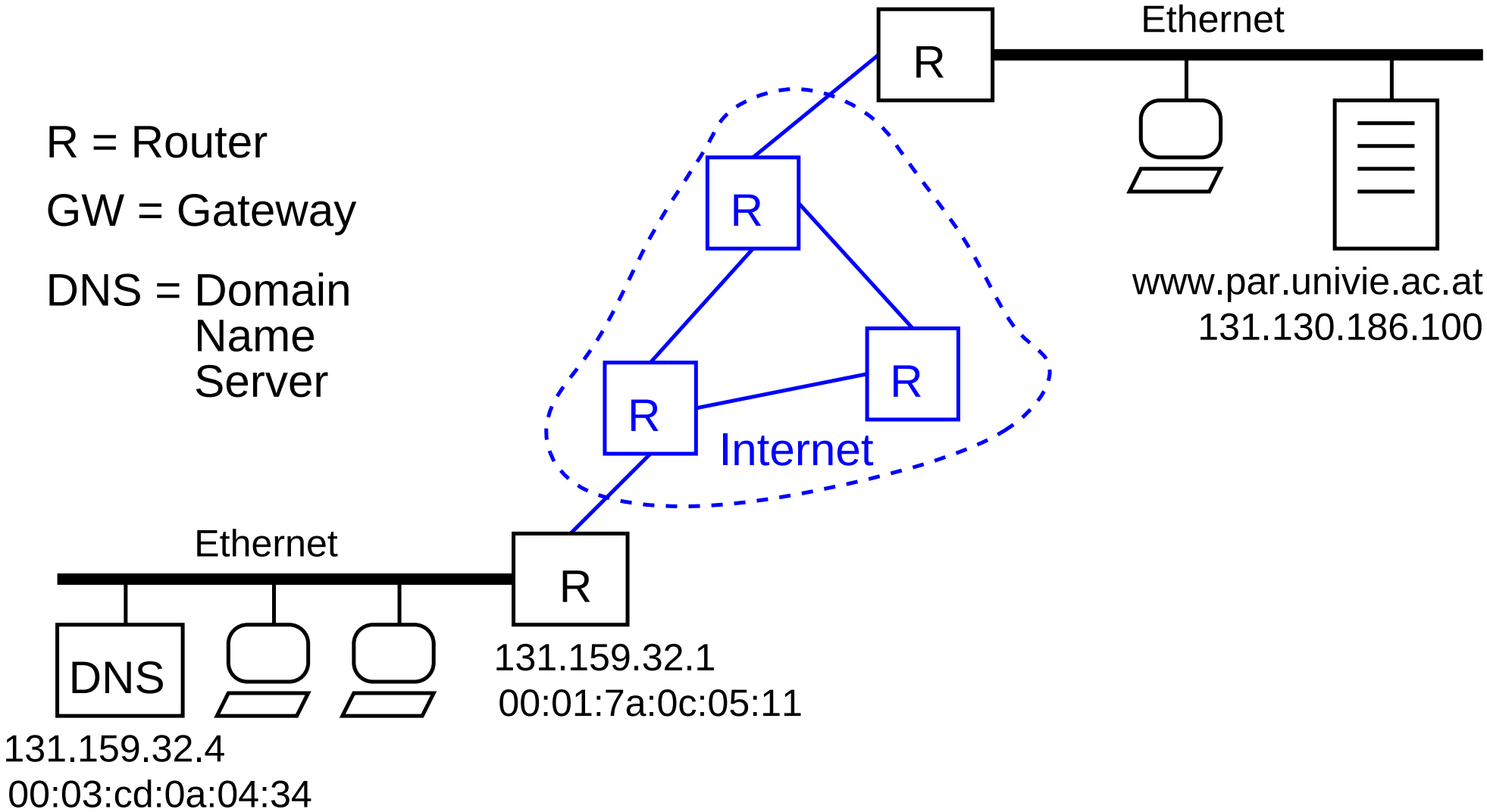
★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

R = Router

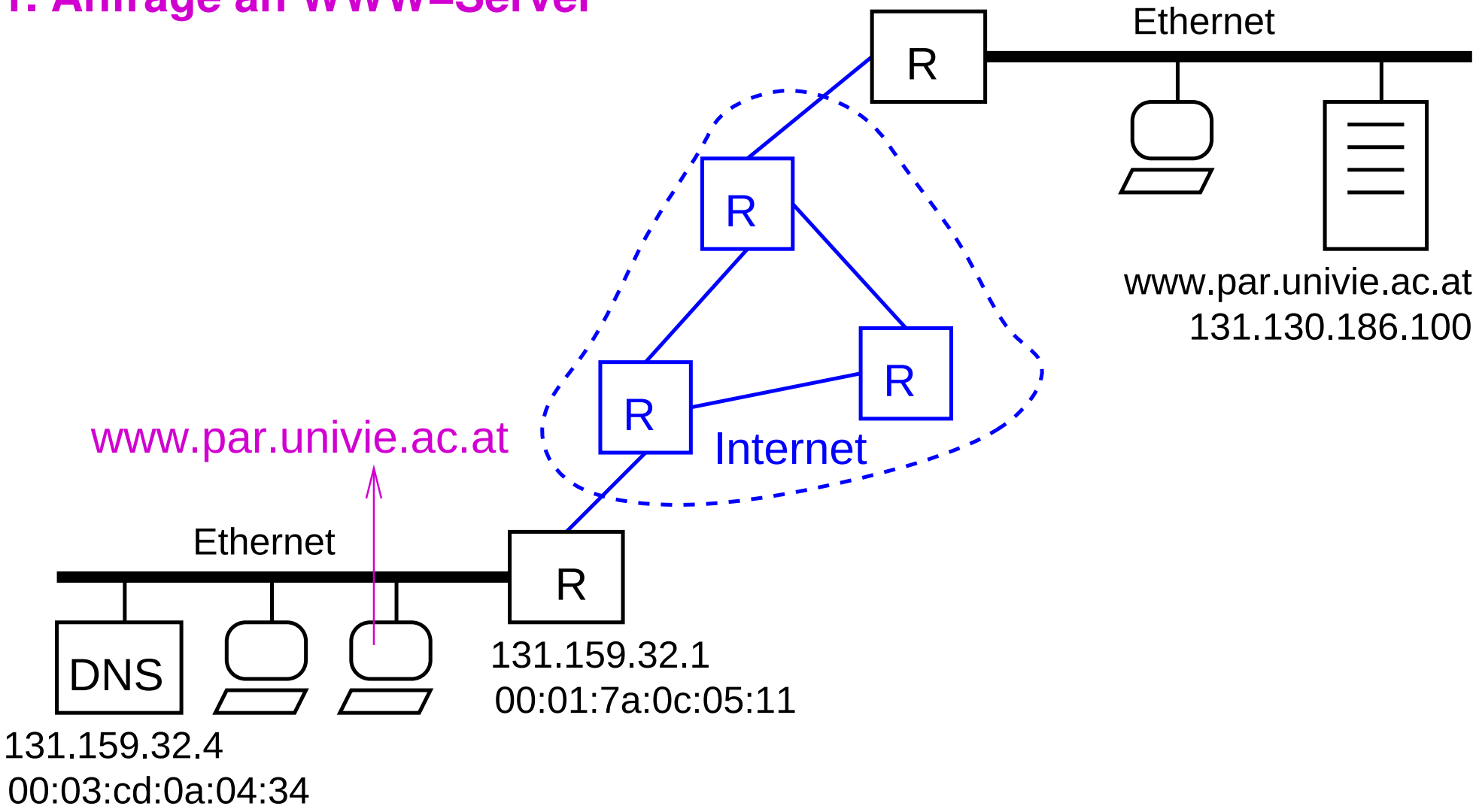
GW = Gateway

DNS = Domain Name Server



Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1. Anfrage an WWW–Server

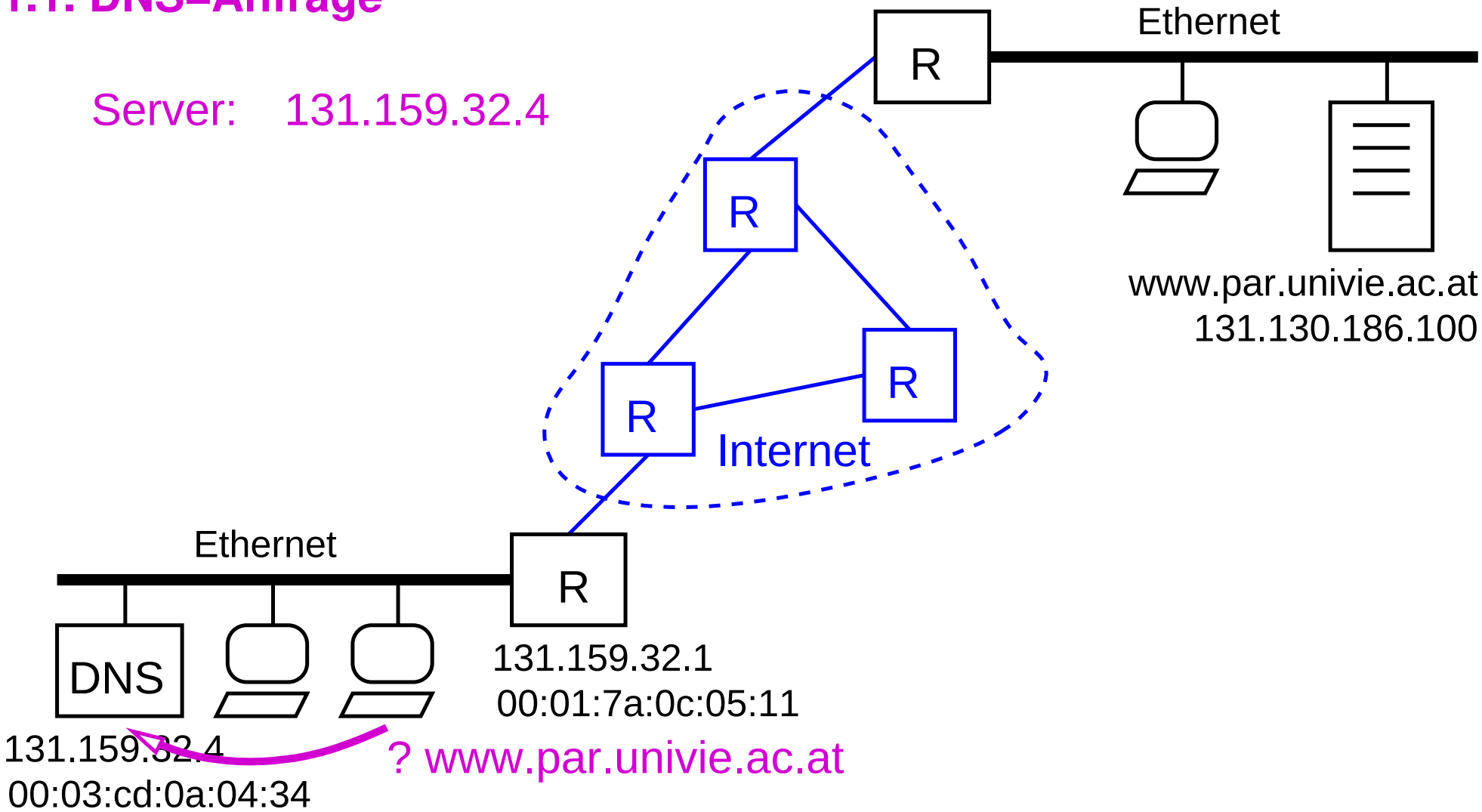


★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.1. DNS–Anfrage

Server: 131.159.32.4



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.1.1. IP–Forwarding

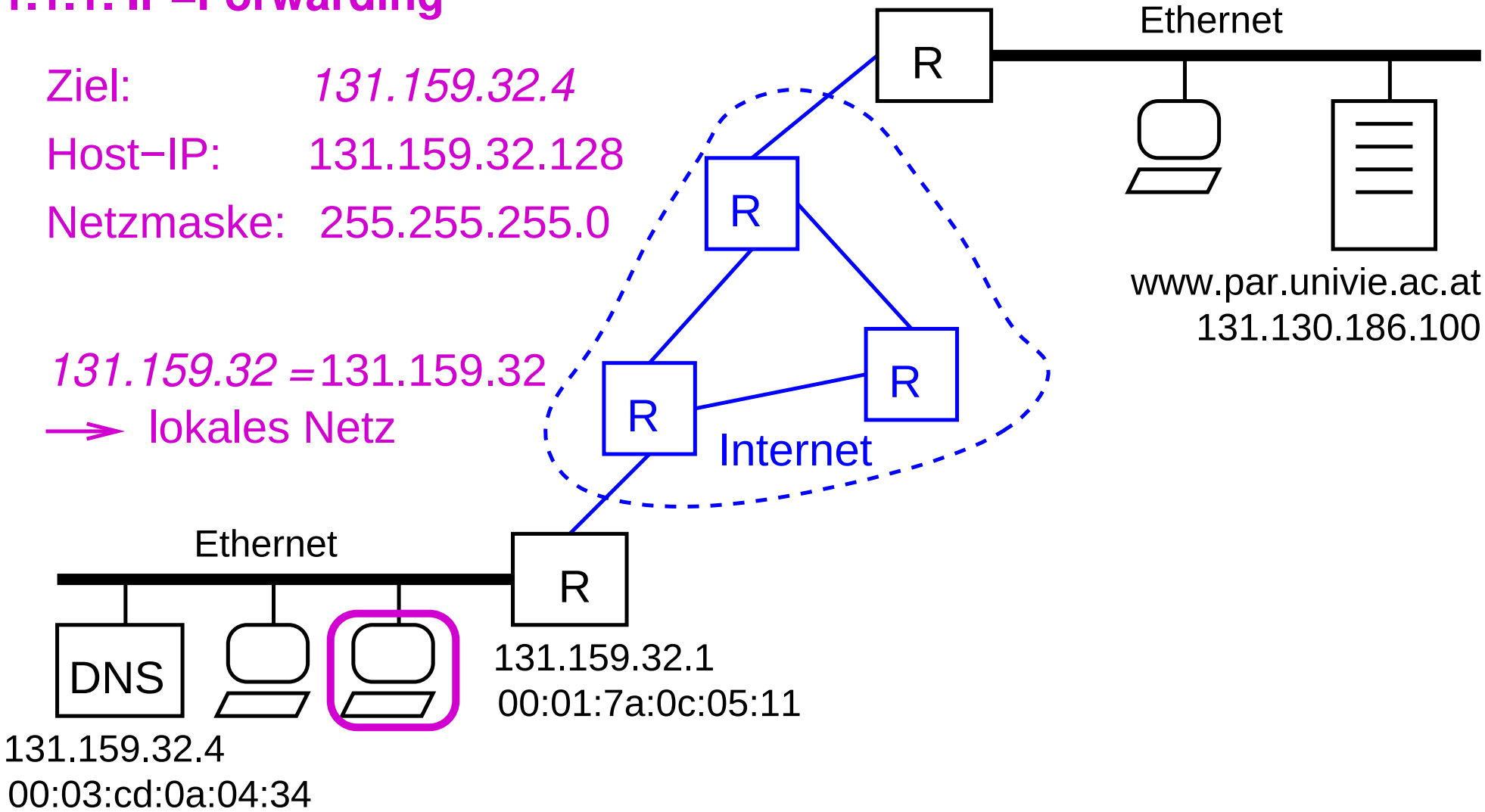
Ziel: *131.159.32.4*

Host−IP: 131.159.32.128

Netzmaske: 255.255.255.0

131.159.32 = 131.159.32

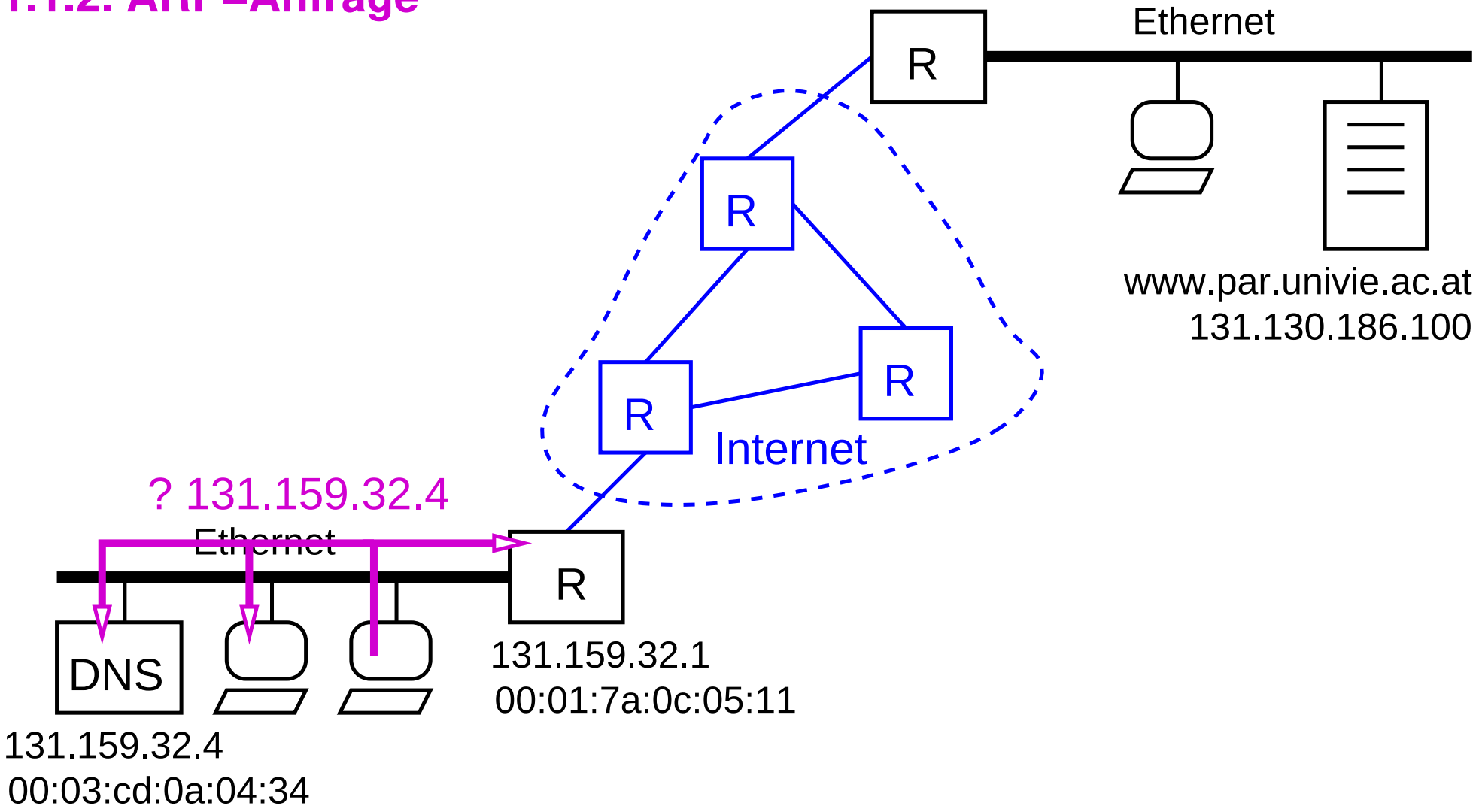
→ lokales Netz



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

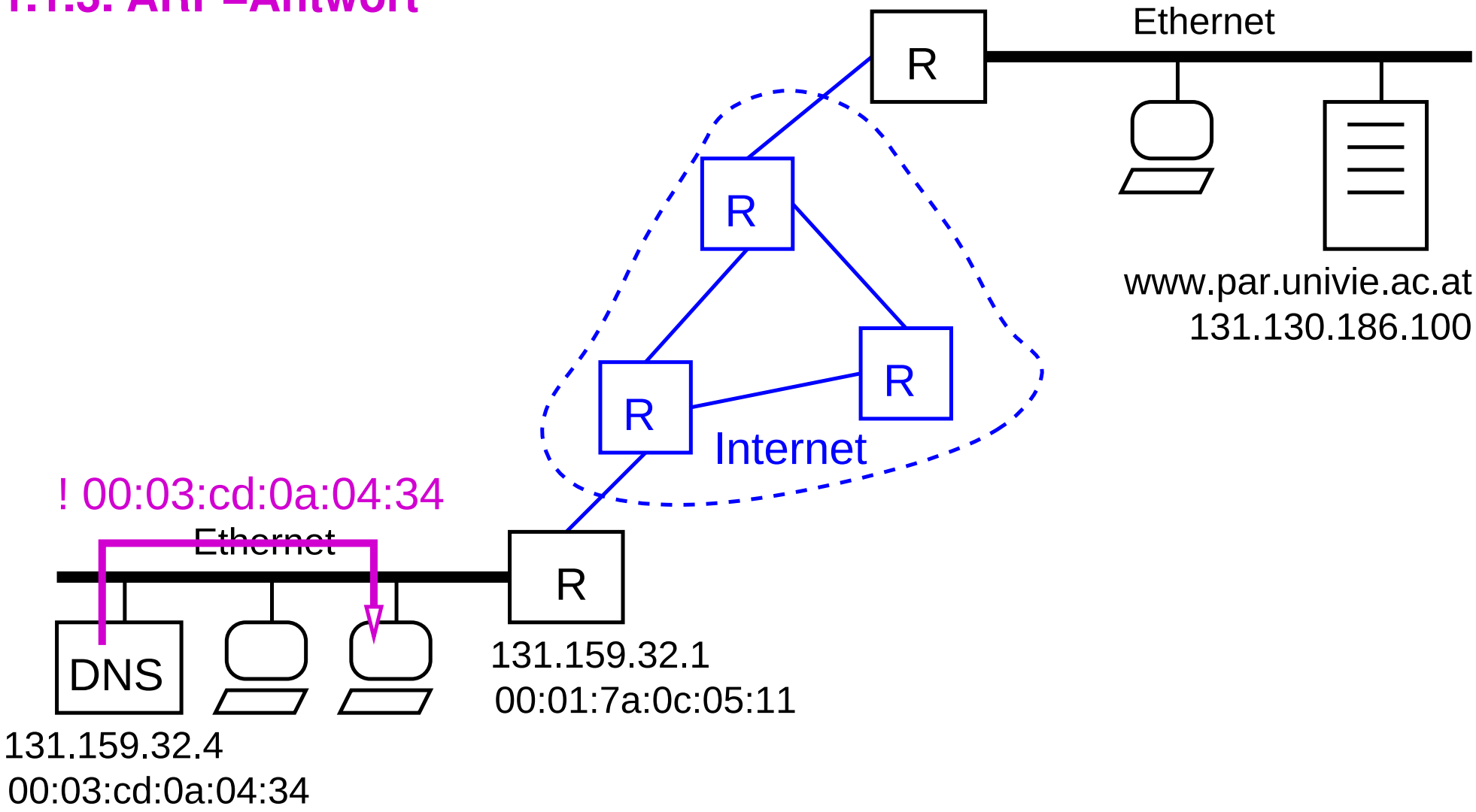
1.1.2. ARP–Anfrage



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.1.3. ARP–Antwort



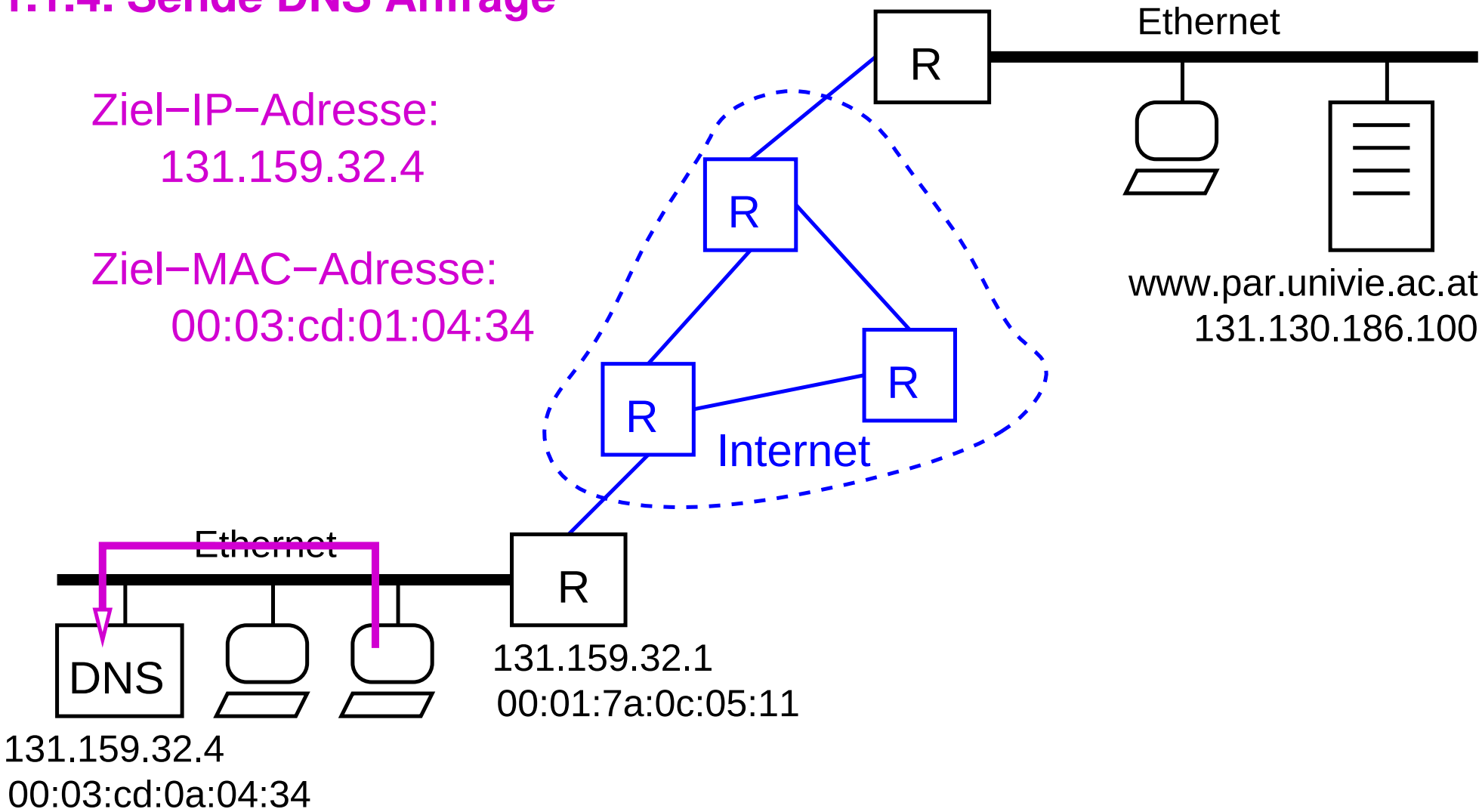
★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.1.4. Sende DNS Anfrage

Ziel−IP−Adresse:
131.159.32.4

Ziel−MAC−Adresse:
00:03:cd:01:04:34



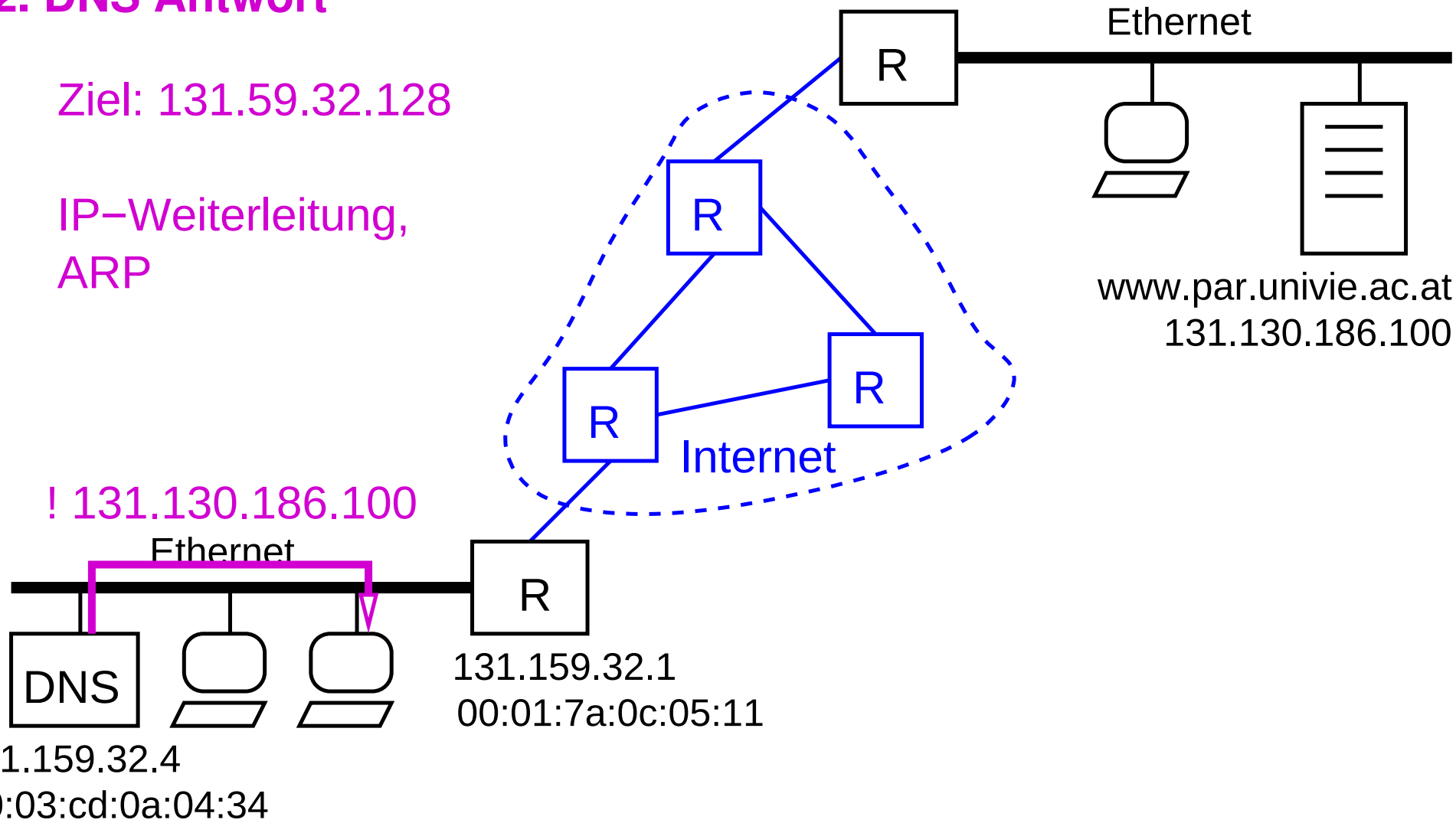
★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.2. DNS Antwort

Ziel: 131.59.32.128

IP–Weiterleitung,
ARP

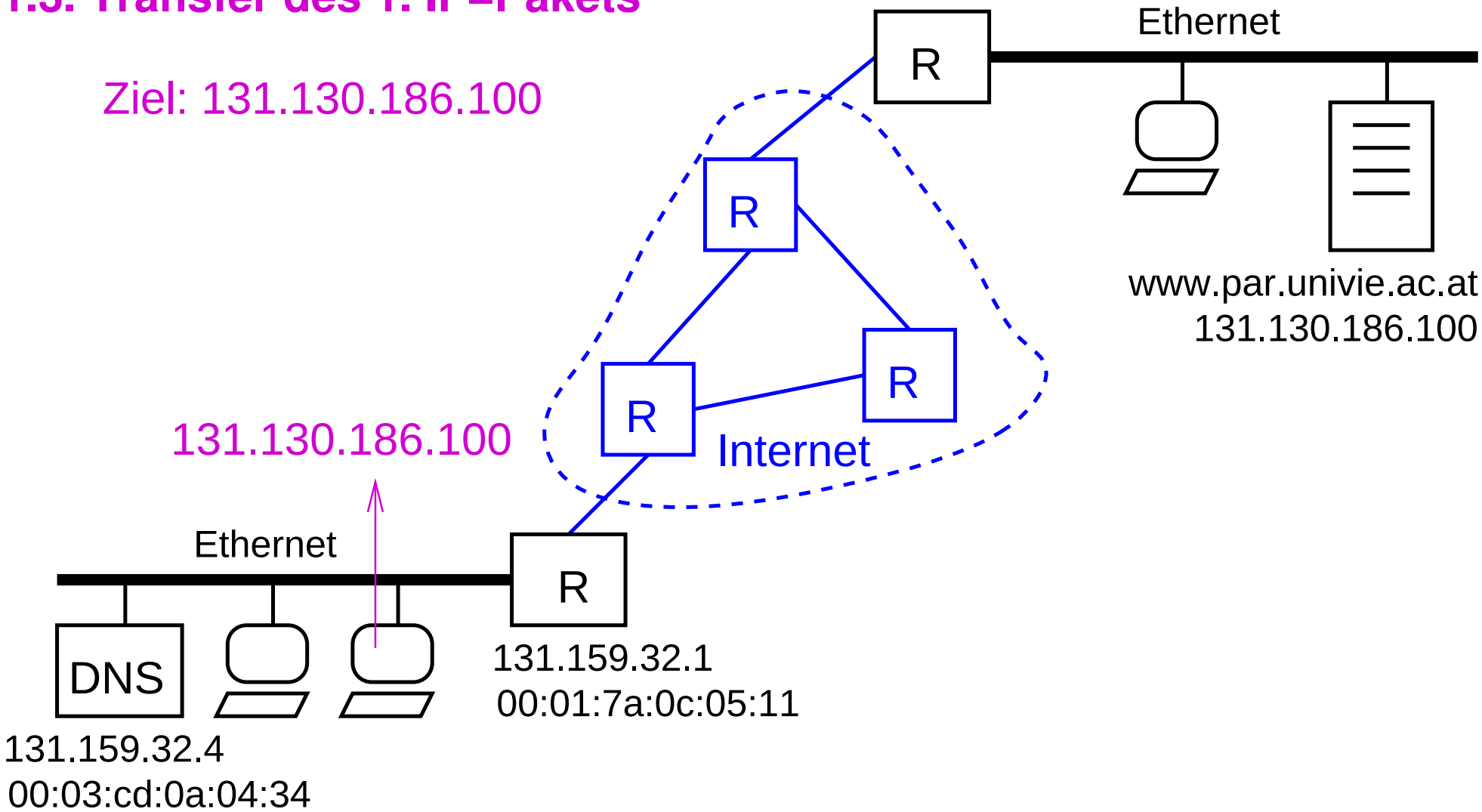


★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.3. Transfer des 1. IP–Pakets

Ziel: 131.130.186.100



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.3.1. IP–Forwarding

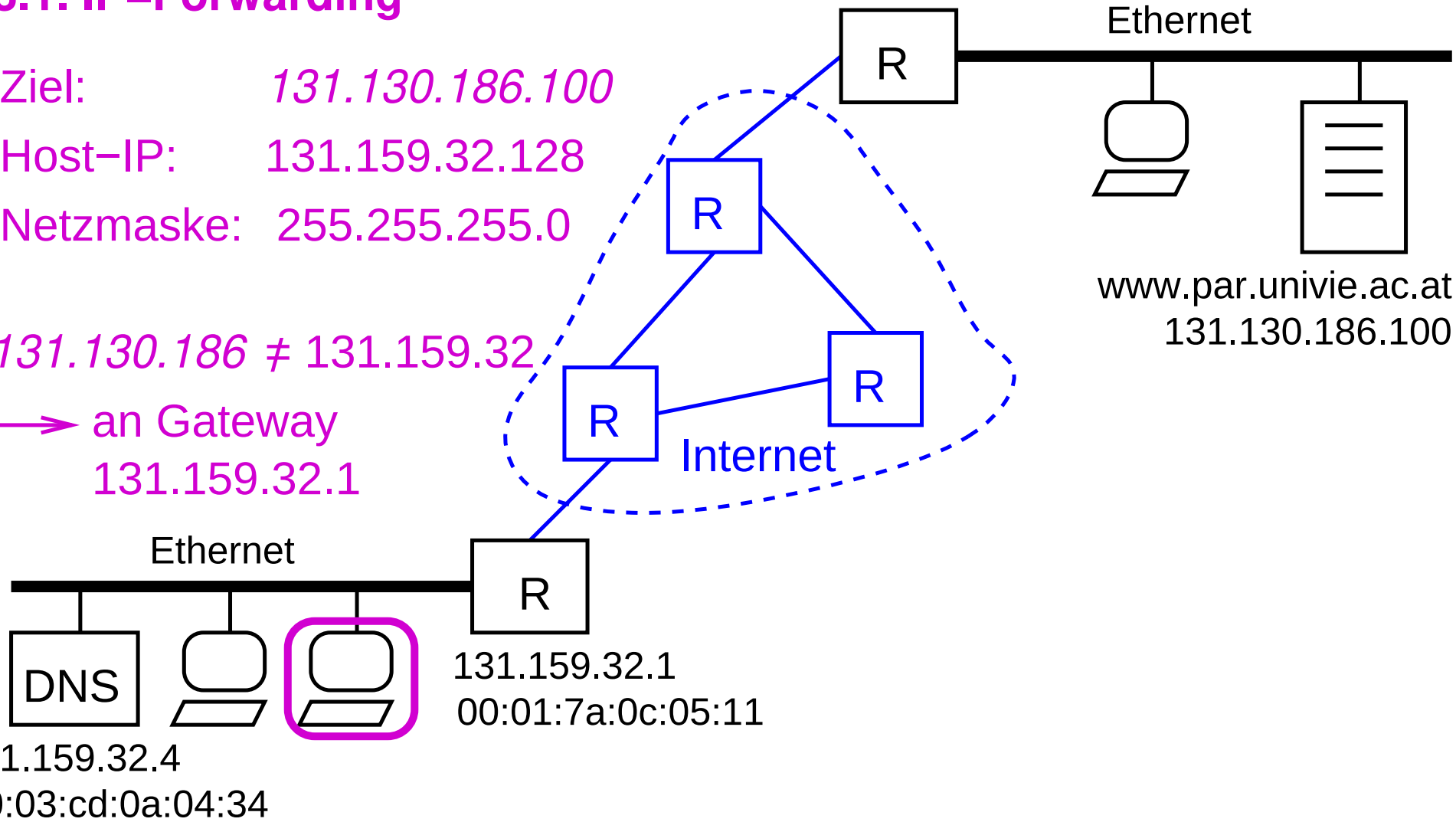
Ziel: *131.130.186.100*

Host−IP: 131.159.32.128

Netzmaske: 255.255.255.0

131.130.186 ≠ 131.159.32

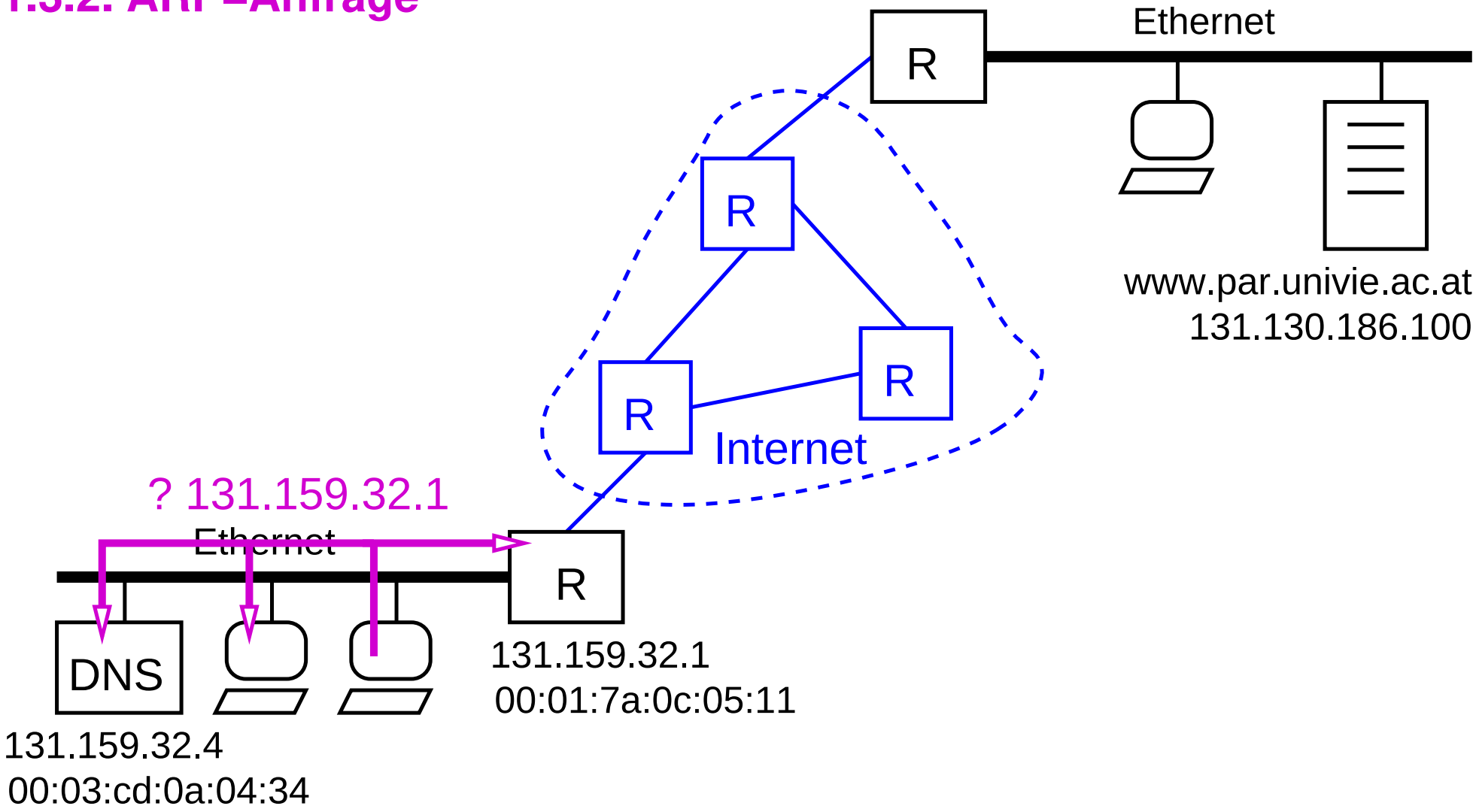
→ an Gateway
131.159.32.1



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

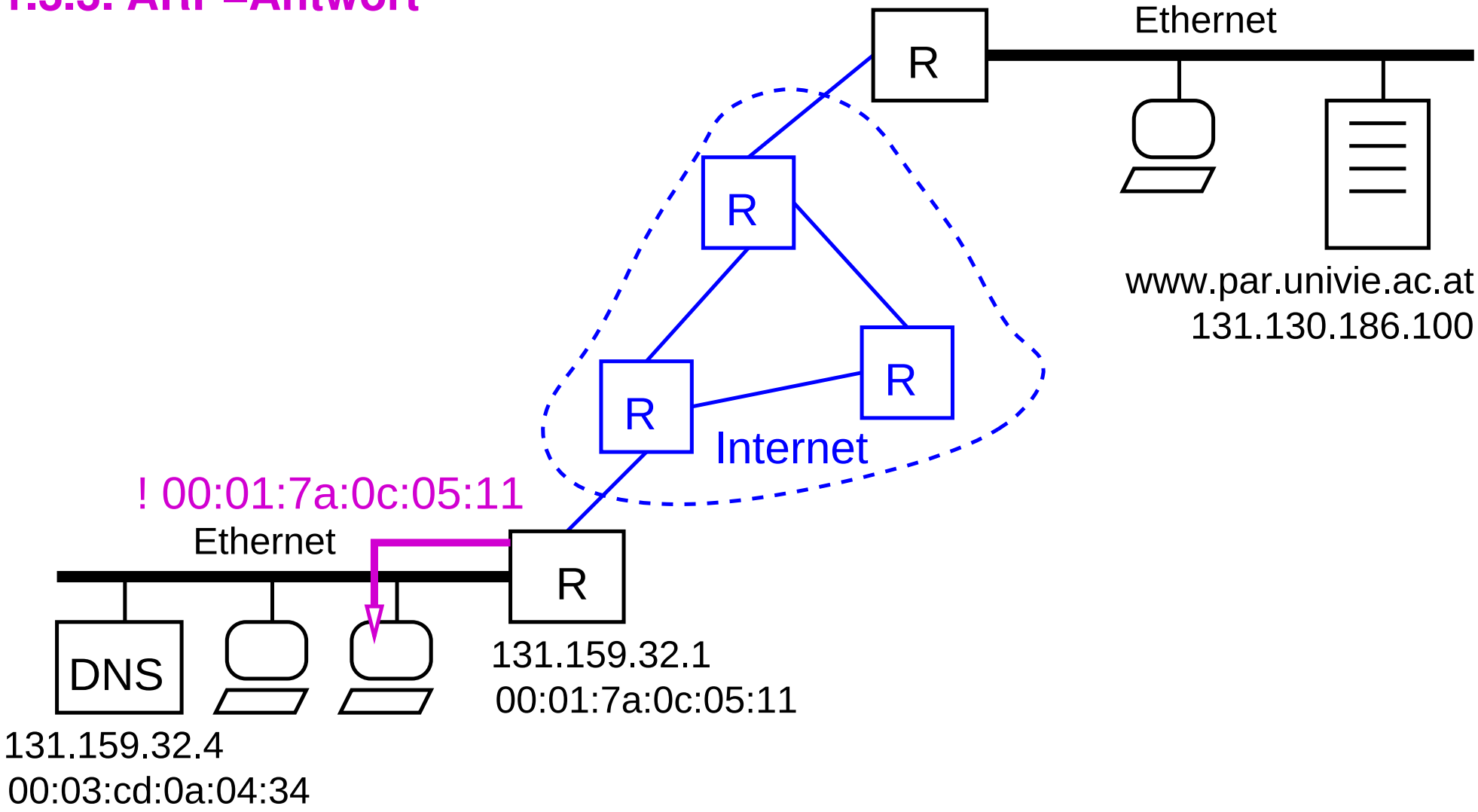
1.3.2. ARP–Anfrage



★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.3.3. ARP–Antwort



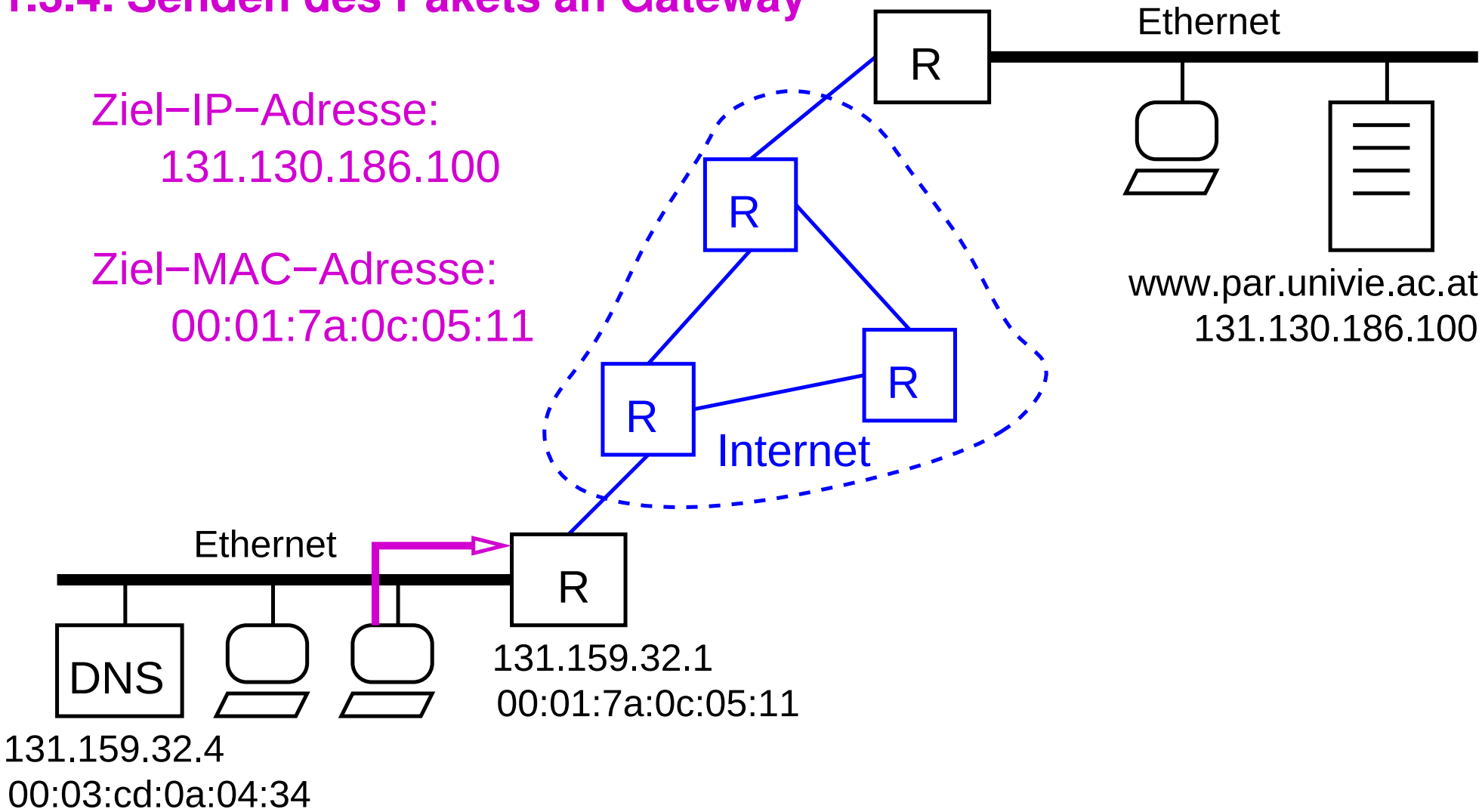
★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.3.4. Senden des Pakets an Gateway

Ziel−IP−Adresse:
131.130.186.100

Ziel−MAC−Adresse:
00:01:7a:0c:05:11



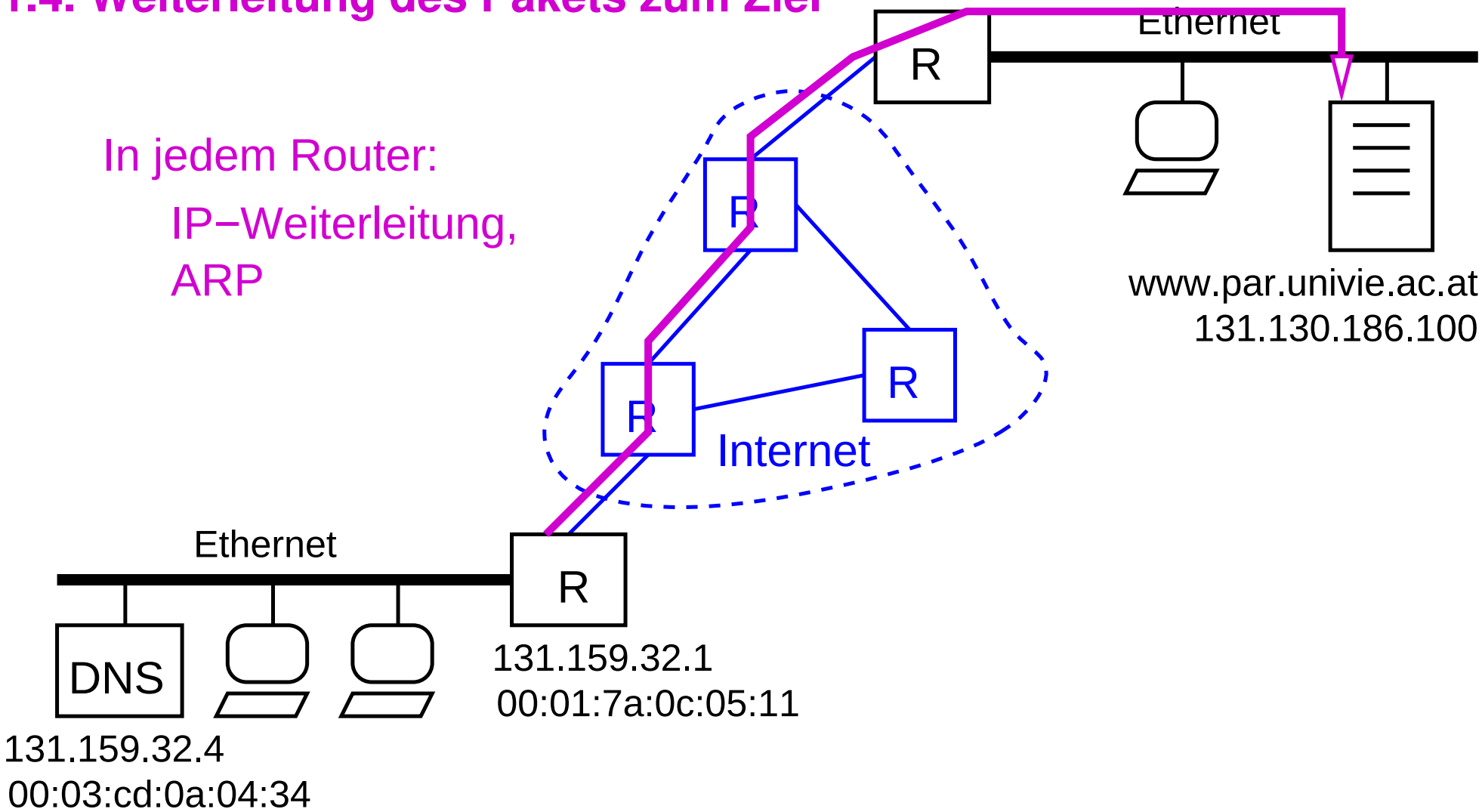
★★

Beispiel: Ablauf einer Web-Server-Anfrage

1.4. Weiterleitung des Pakets zum Ziel

In jedem Router:

IP–Weiterleitung,
ARP



9.4 Zusammenfassung ...

- SMTP: textbasiert, speichervermittelnd
- HTTP: ebenfalls textbasiert
  - wie viele andere Anwendungsprotokolle im Internet
- DNS: Umsetzung von Rechnernamen auf IP-Adressen
  - Hierarchischer Namensraum + Server-Hierarchie

Nächste Lektion:

- Netzwerksicherheit

Rechnernetze I

SoSe 2024

10 Netzwerksicherheit

Inhalt

- Sicherheitsanforderungen
- Sicherheitsprobleme der Internet-Protokolle
- Kryptographische Grundlagen
- Sicherheitsmechanismen für Protokolle
- Beispiele sicherer Protokolle
- Firewalls

- Peterson, Kap. 8.1, 8.2, 8.3.1, 8.3.3, 8.4
- CCNA, Kap. 11.2

10.1 Sicherheitsanforderungen

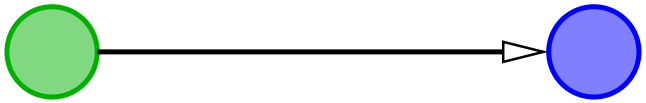
- In Netzwerken wird persönliche / wertvolle / vertrauliche Information übermittelt
  - Information sollte nur Berechtigen bekannt werden!
  - Authentizität der Information?
- Wachsende Bedeutung der Netzwerksicherheit wegen
  - steigender Vernetzung
    - höheres Angriffspotential
  - neuer Einsatzgebiete
    - z.B. e-Business: elektronische Zahlung / Verträge

Allgemeine Sicherheitsanforderungen

- **(Informations-)Vertraulichkeit (*confidentiality*)**
  - Schutz vor unautorisierter Informationsgewinnung
- **(Daten-)Integrität (*integrity*)**
  - Schutz vor unautorisierter Veränderung von Daten
- **(Nachrichten-)Authentizität (*message authenticity*)**
  - Urheber der Daten kann korrekt identifiziert werden
- **Verbindlichkeit (*nonrepudiation*)**
  - Handlungen können nicht abgestritten werden
- **Verfügbarkeit (*availability*)** von Diensten
- **Anonymität** der Kommunikationspartner

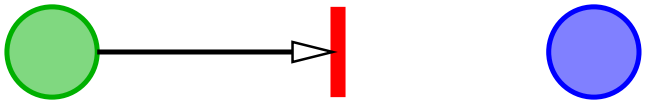
Angriffe auf die Netzwerksicherheit

Normaler Informationsfluß



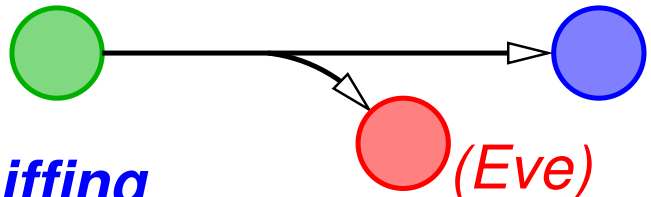
Quelle *(Alice)* Ziel *(Bob)*

Unterbrechung (Verfügbarkeit)



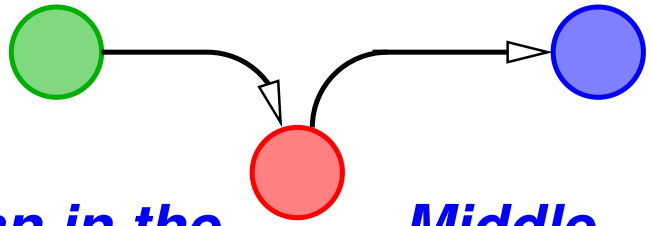
Denial of Service

Abhören (Vertraulichkeit)



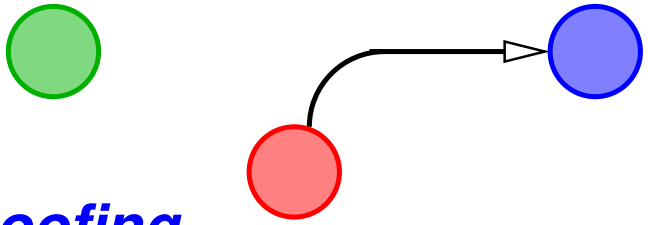
Sniffing

Modifikation (Integrität)



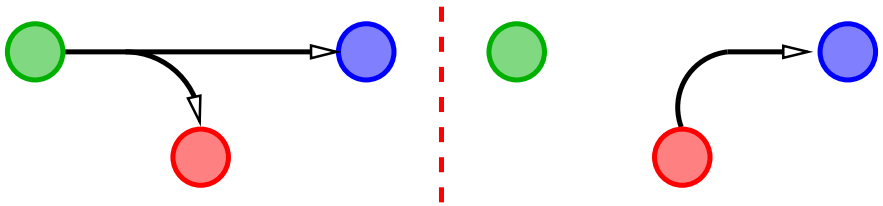
Man in the Middle

Erzeugung (Authentizität)



Spoofing

Wiedereinspielen abgehörter Daten



Replay

★★★

Konkret: Alice sendet eine Nachricht an Bob

- **Vertraulichkeit**: niemand außer Alice und Bob erfahren den Inhalt der Nachricht
- **Integrität**: Bob kann sich (nach entsprechender Prüfung!) sicher sein, daß die Nachricht während der Übertragung nicht (absichtlich) verfälscht wurde
- **Authentizität**: Bob kann sich (nach entsprechender Prüfung!) sicher sein, daß die Nachricht von Alice gesendet wurde
- **Verbindlichkeit**: Alice kann nicht bestreiten, die Nachricht verfaßt zu haben
  D.h. Bob kann Dritten gegenüber **beweisen**, daß die Nachricht von Alice gesendet wurde

- Im Folgenden: Beschränkung auf diese vier Anforderungen

Ein Problem des IP-Protokolls: IP-Spoofing

- Viele IP-basierte Protokolle vertrau(t)en der Absenderadresse
  - z.B. UNIX-Dienste rsh, rcp, rlogin: (*)
    - Festlegung von *Trusted Hosts*
    - Zugriff von *Trusted Host* aus auch ohne Paßwort
- Aber: Angreifer kann IP-Pakete mit beliebiger (falscher) Absenderadresse versenden
  - z.B. um vorzutäuschen, ein *Trusted Host* zu sein
- **Problem**: fehlende Authentifizierung der Pakete in IPv4

(*) Inzwischen nicht mehr in Verwendung!

Ein Problem des IP-Protokolls: IP-Spoofing ...

- IP-Spoofing ist Basis vieler anderer Angriffe
- Gegenmaßnahmen:
  - nicht auf Senderadresse vertrauen
  - Router-Konfiguration: *Source Address Validation*
    - Prüfen, ob Paket mit angegebener Senderadresse aus dem jeweiligen Subnetz kommen kann
  - IPsec (neuer Internet-Standard):
    sichere Authentifizierung des Senders

Ein Problem durch Programmierfehler: *Ping of death*

- Fehler in der Implementierung des `ping`-Kommandos unter Windows 95:
  - `ping -l 65510 my.computer.de` sendet ein fragmentiertes IP-Paket der Länge 65538
- Fehler in (alten Versionen) fast aller Betriebssysteme:
  - Pufferüberlauf im Betriebssystemkern beim Zusammenbau des Pakets
  - Absturz des Systems, *Reboot*, ...
- **Problem**: fehlende Validierung der Eingabe

Ein Problem des DNS: DNS-Spoofing

- Angreifer kann falsche Zuordnung zwischen Hostnamen und IP-Adresse in DNS-Servern installieren
  - Zugriffe auf diesen Host werden z.B. auf Rechner des Angreifers umgeleitet (= *Man-in-the-Middle* Attacke)
  - z.B. gefälschte Web-Sites, Ausspionieren von Kreditkarteninfo, Paßworten, ...
- **Problem:** keine Authentizierung
- Schadensbegrenzung: keine *recursive queries* zulassen
  - nur DNS-Cache eines Rechners kann infiziert werden
- Lösungen: TSIG, DNSSEC (IETF Standards)

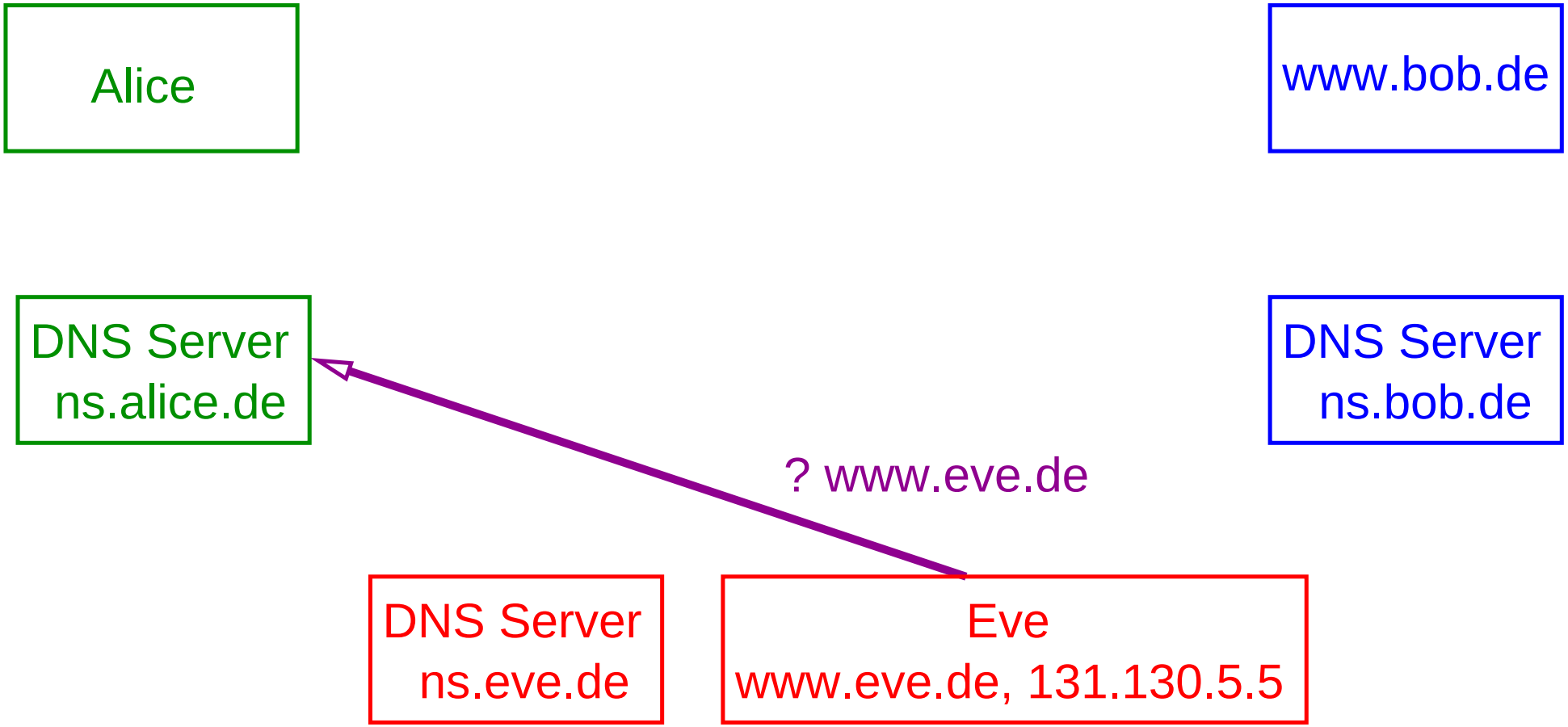
Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

1. Ausspionieren der nächsten DNS Query–ID (qid)

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

1. Ausspionieren der nächsten DNS Query–ID (qid)

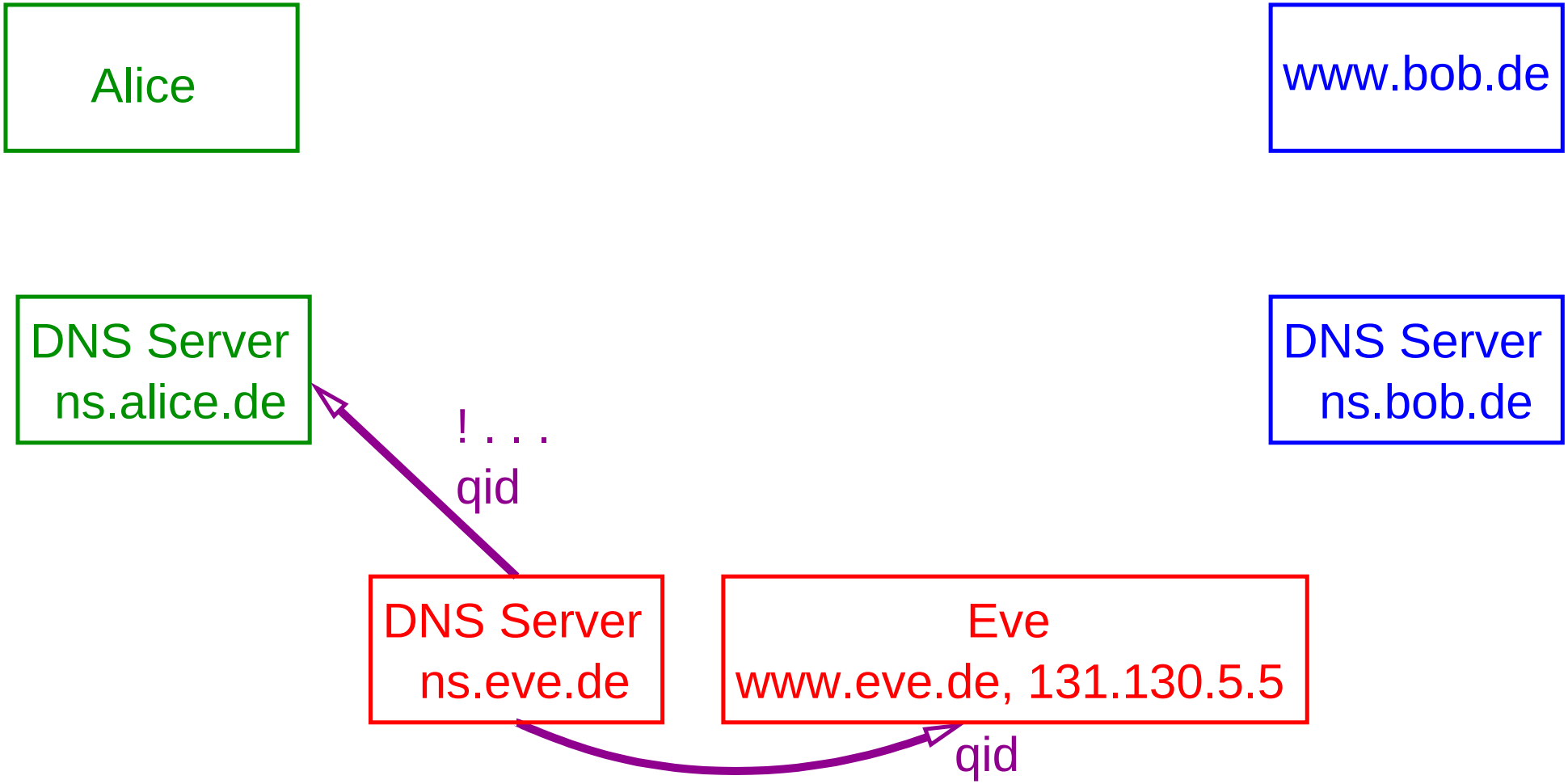


Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

1. Ausspionieren der nächsten DNS Query–ID (qid)

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

1. Ausspionieren der nächsten DNS Query–ID (qid)

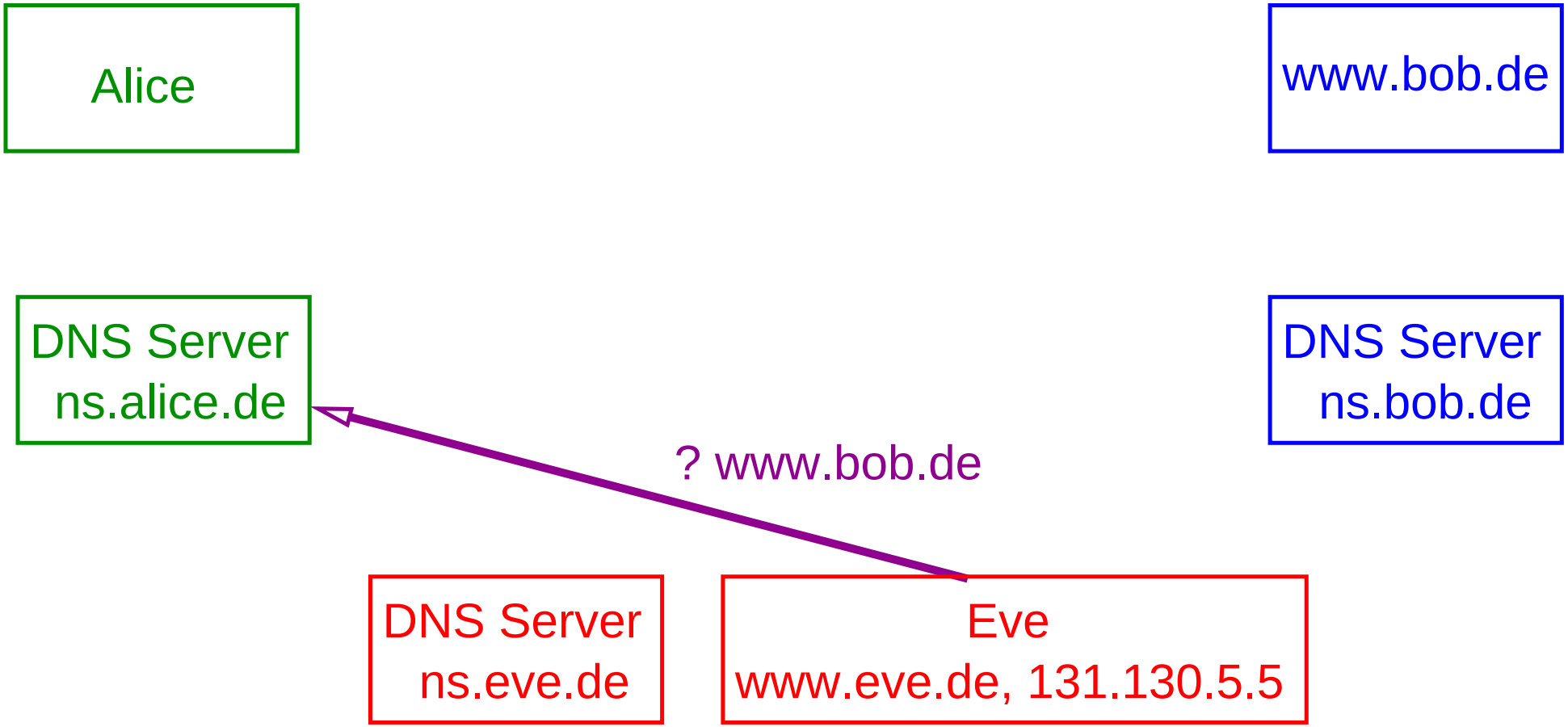


Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

2. Falschen Eintrag im DNS Server erzeugen

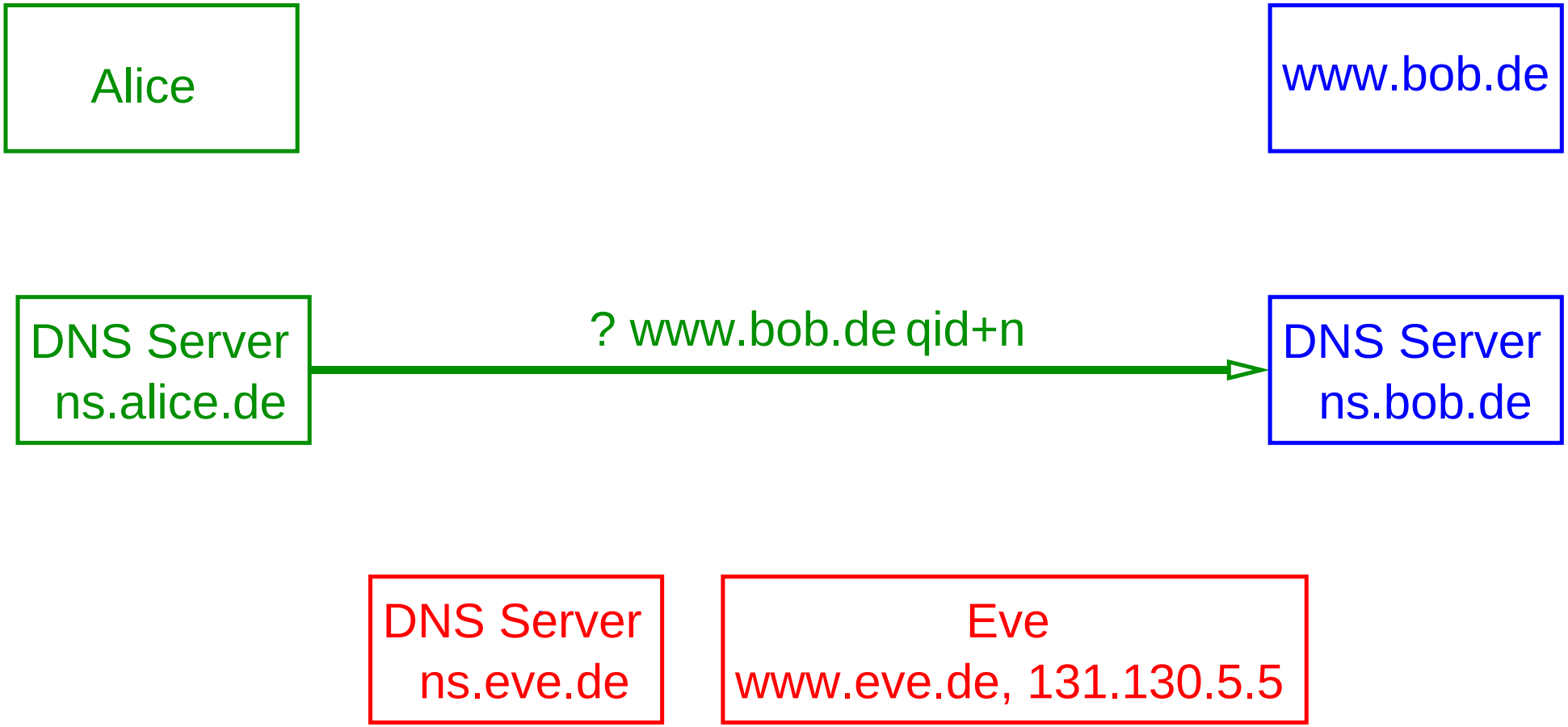
Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

2. Falschen Eintrag im DNS Server erzeugen



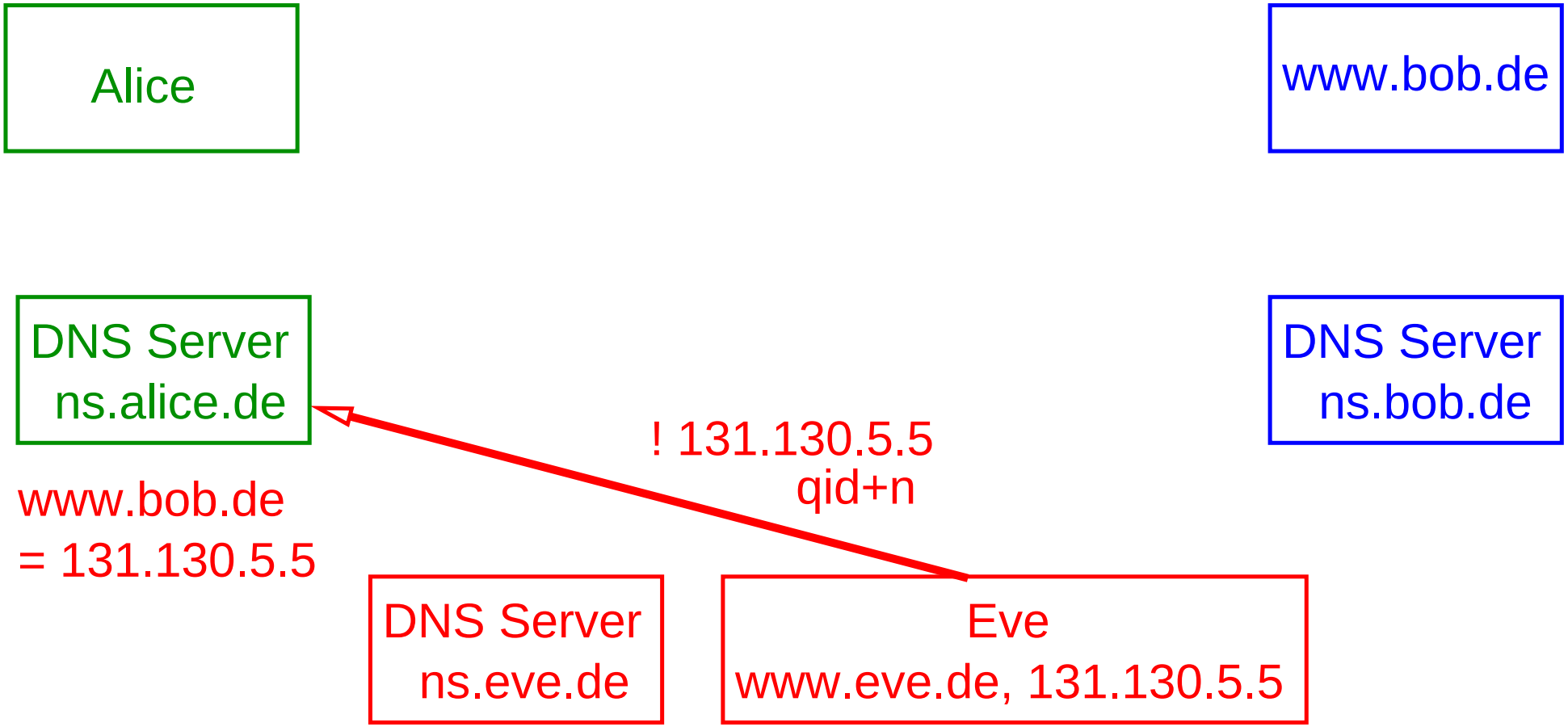
Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

2. Falschen Eintrag im DNS Server erzeugen



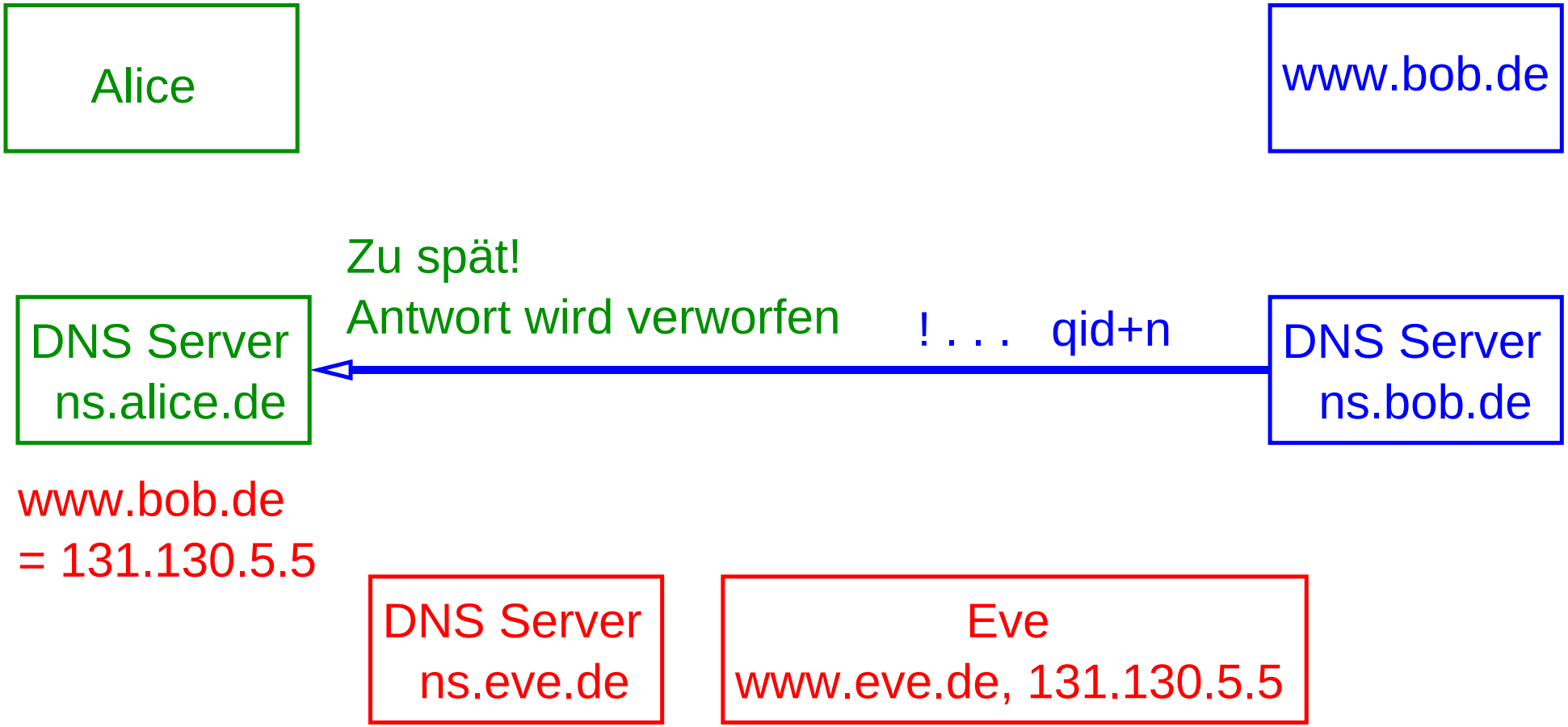
Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

2. Falschen Eintrag im DNS Server erzeugen



Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

2. Falschen Eintrag im DNS Server erzeugen



Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

3. Alice kontaktiert Eve und glaubt es wäre Bob!

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

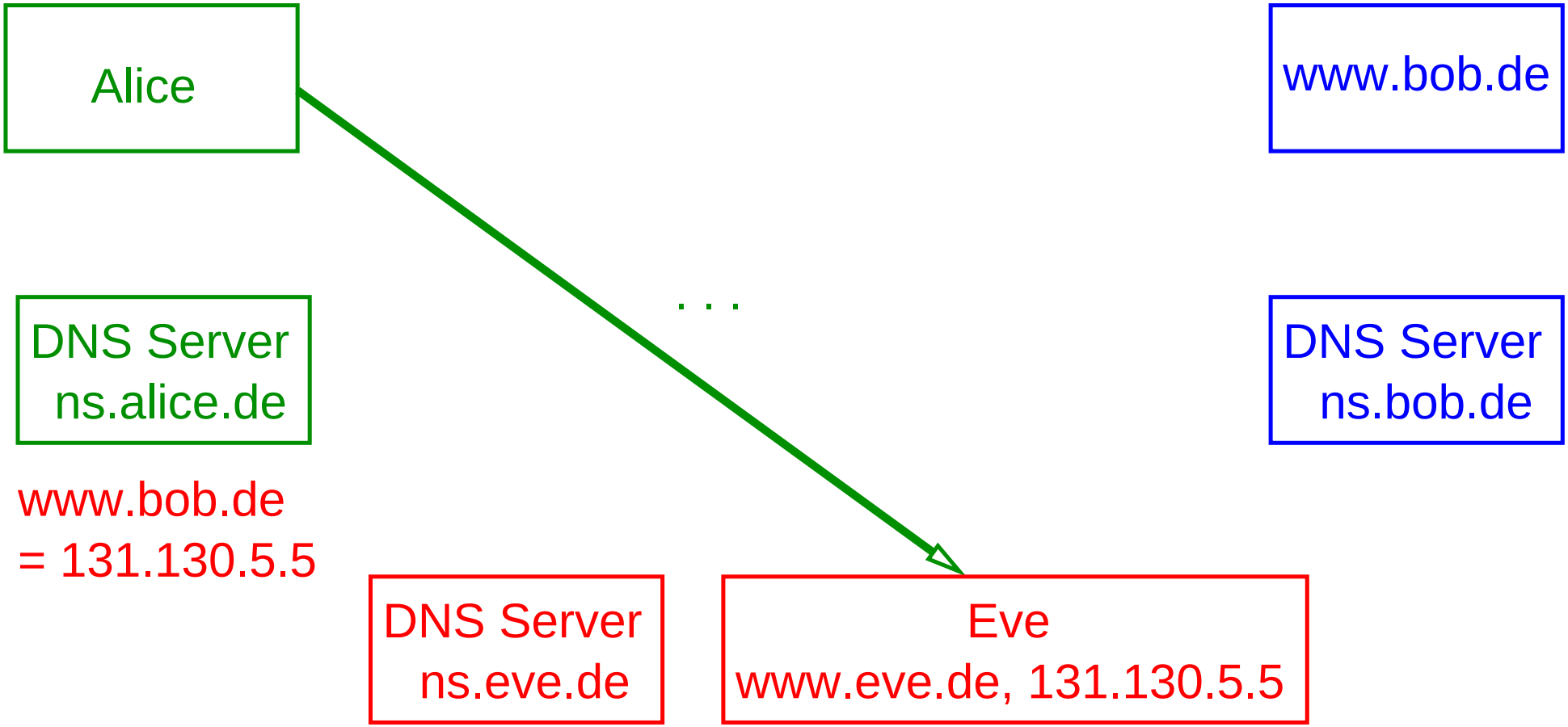
3. Alice kontaktiert Eve und glaubt es wäre Bob!

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

3. Alice kontaktiert Eve und glaubt es wäre Bob!

Angriff auf DNS: DNS-*Spoofing*

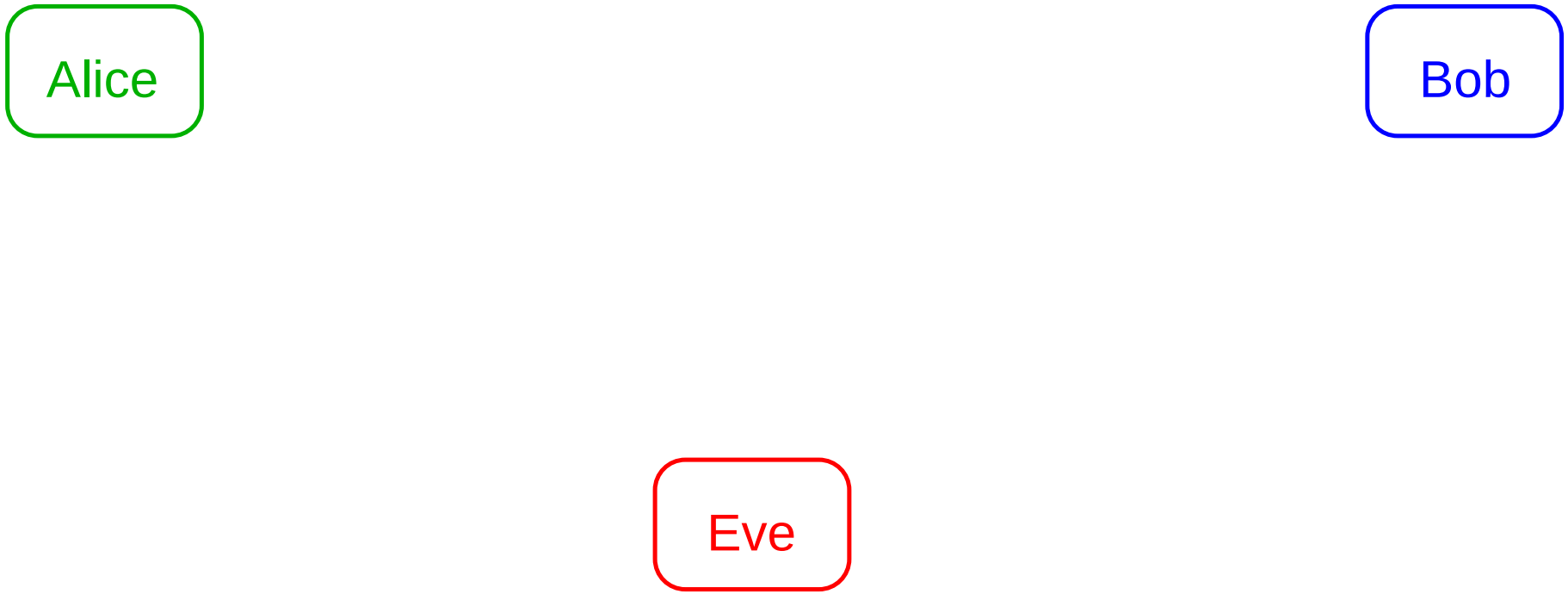
3. Alice kontaktiert Eve und glaubt es wäre Bob!



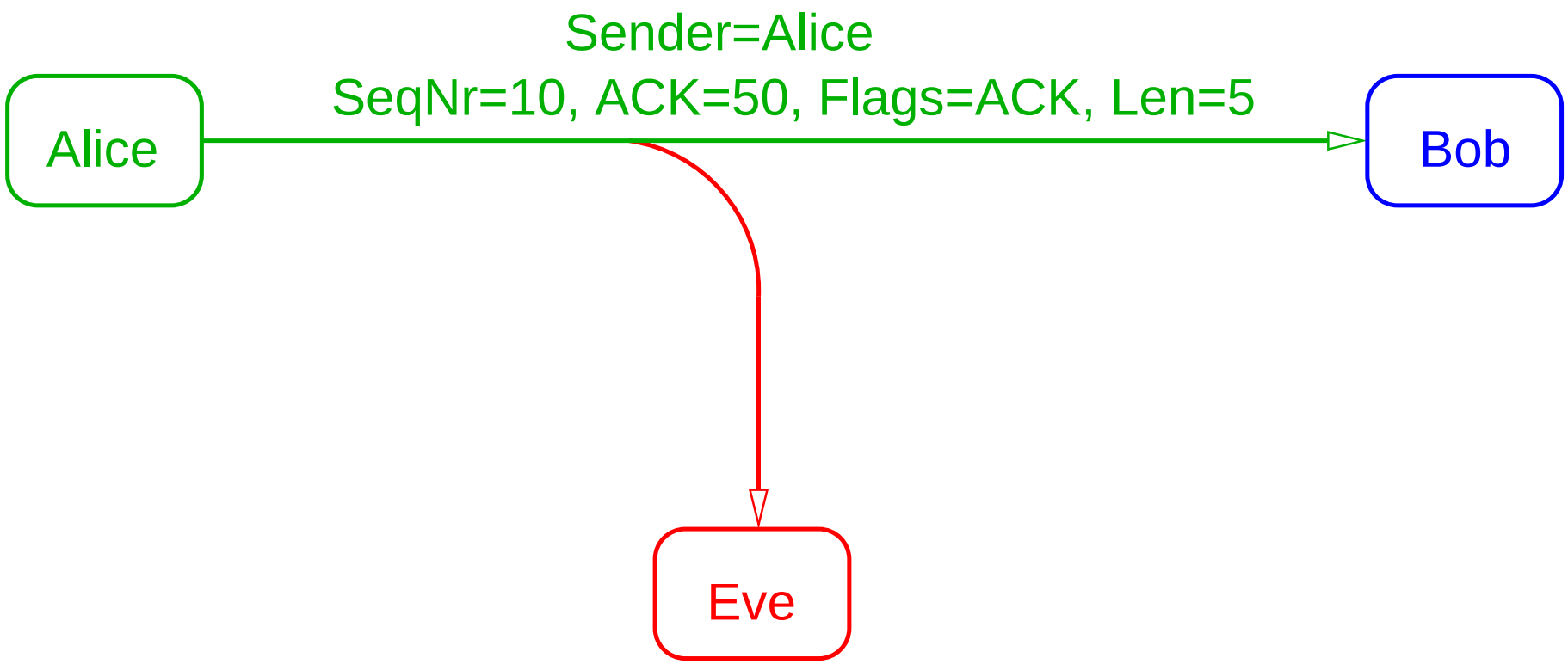
Ein Problem des TCP: Hijacking

- „Feindliche Übernahme“ einer offenen TCP-Verbindung
  - z.B. **nach erfolgter Authentifizierung von Alice**!
- Angriff:
  1. Senden eines gefälschten RST-Pakets (Verbindungsabbruch) an Alice
  2. Senden gefälschter Pakete an Bob, mit geschätzten oder abgehörten Sequenznummern
- Setzt i.d.R. Abhörmöglichkeit (z.B. Zugang zu lokalem Ethernet) voraus
  - Sequenznummern zählen die übertragenen Bytes

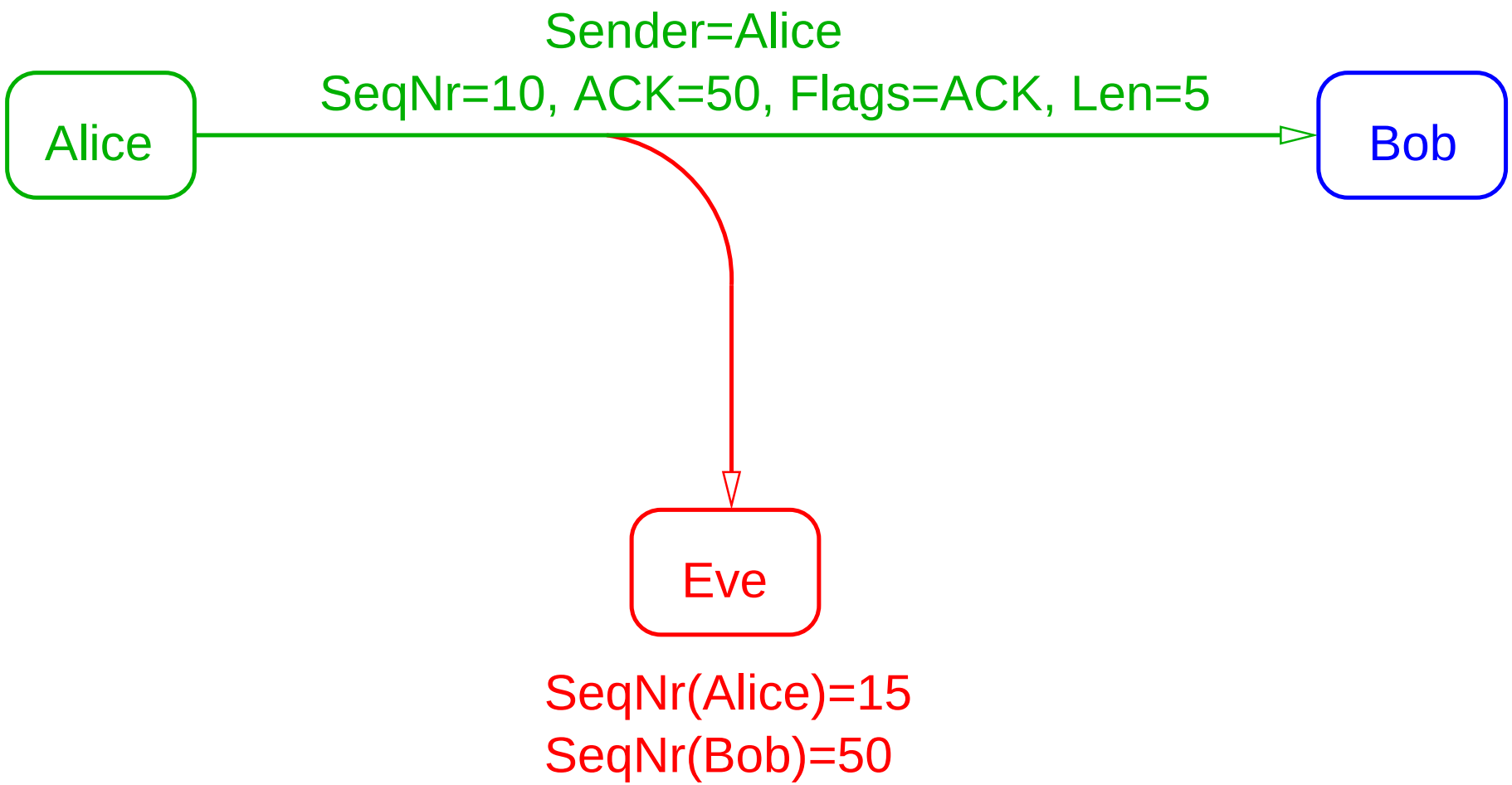
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



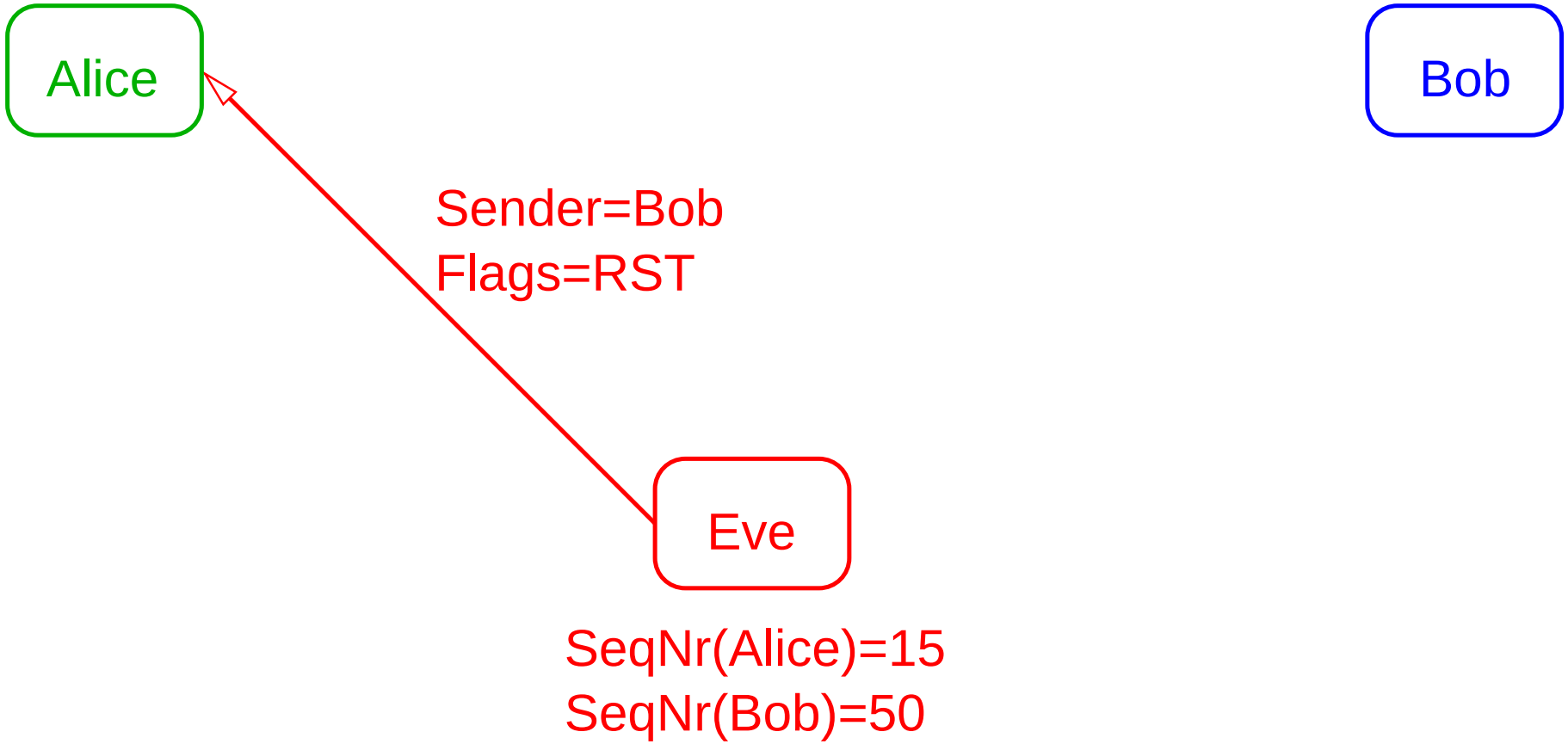
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



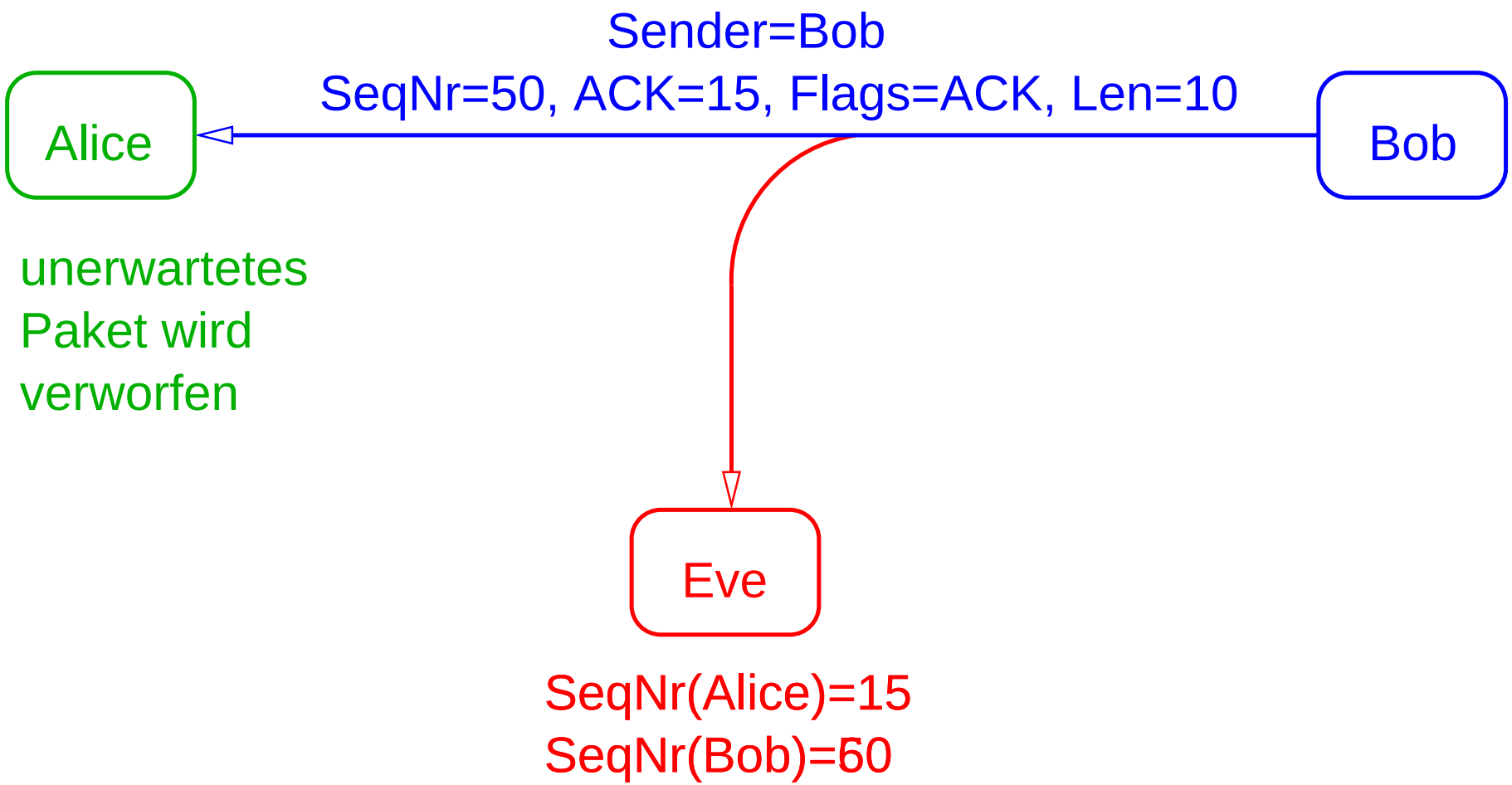
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



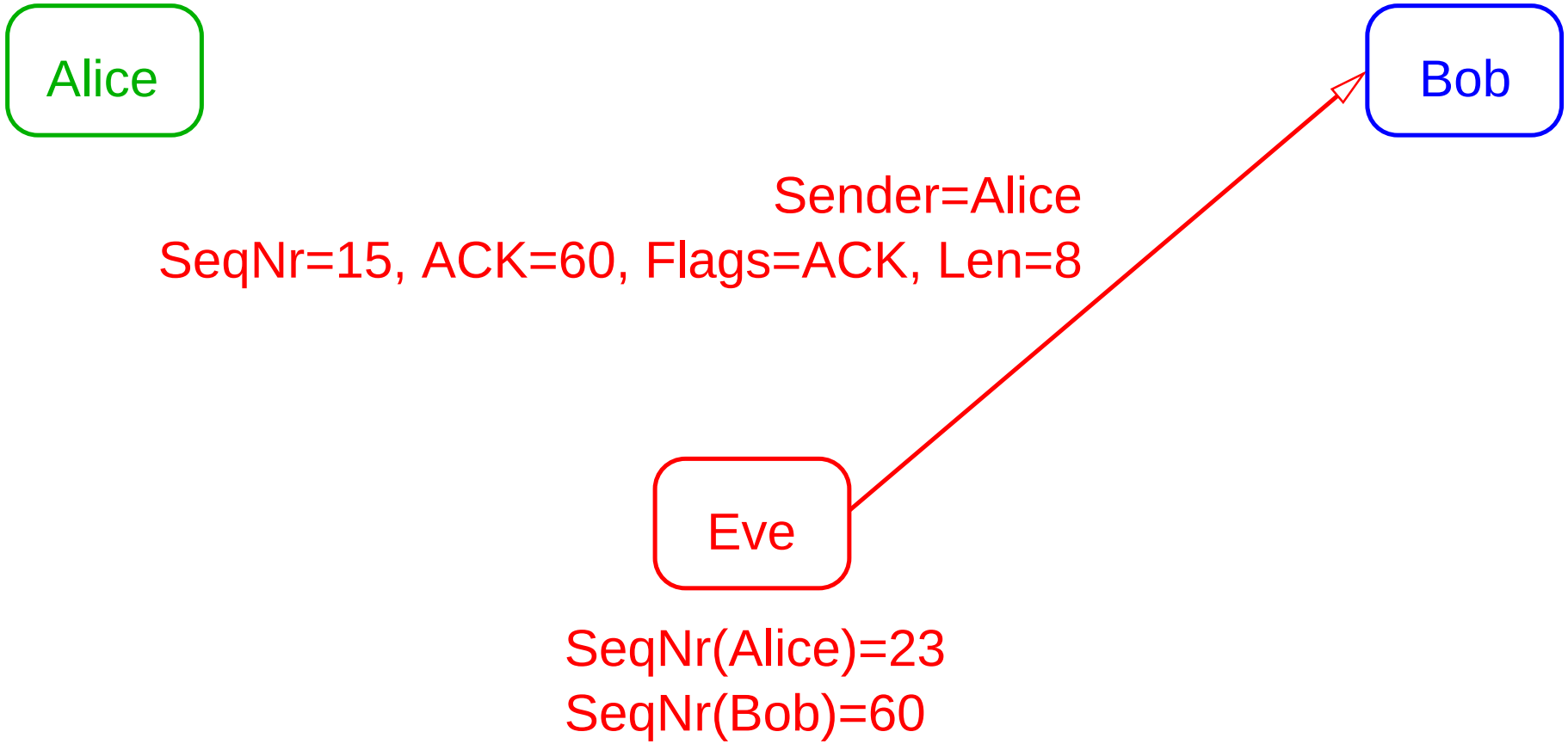
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



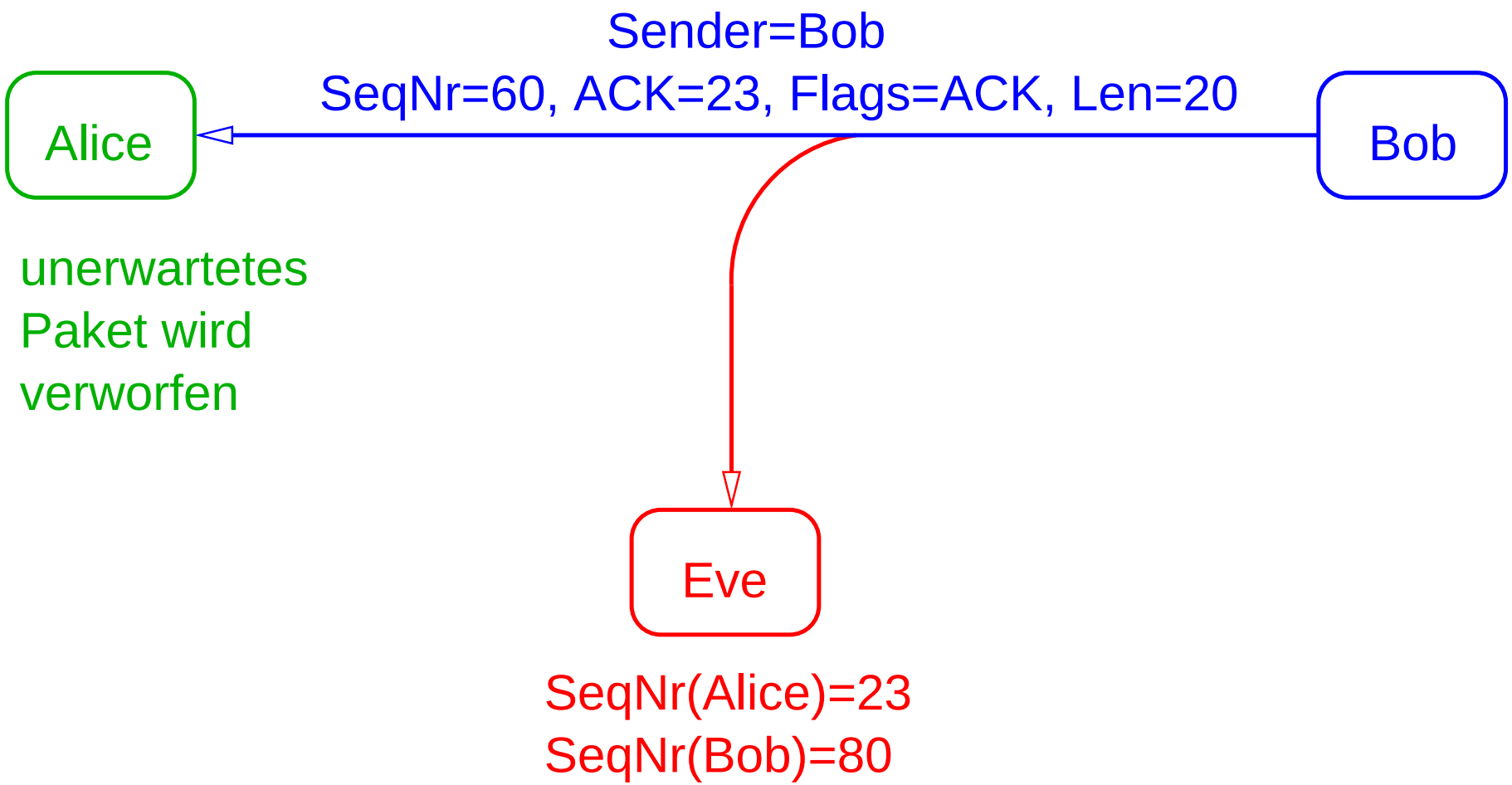
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



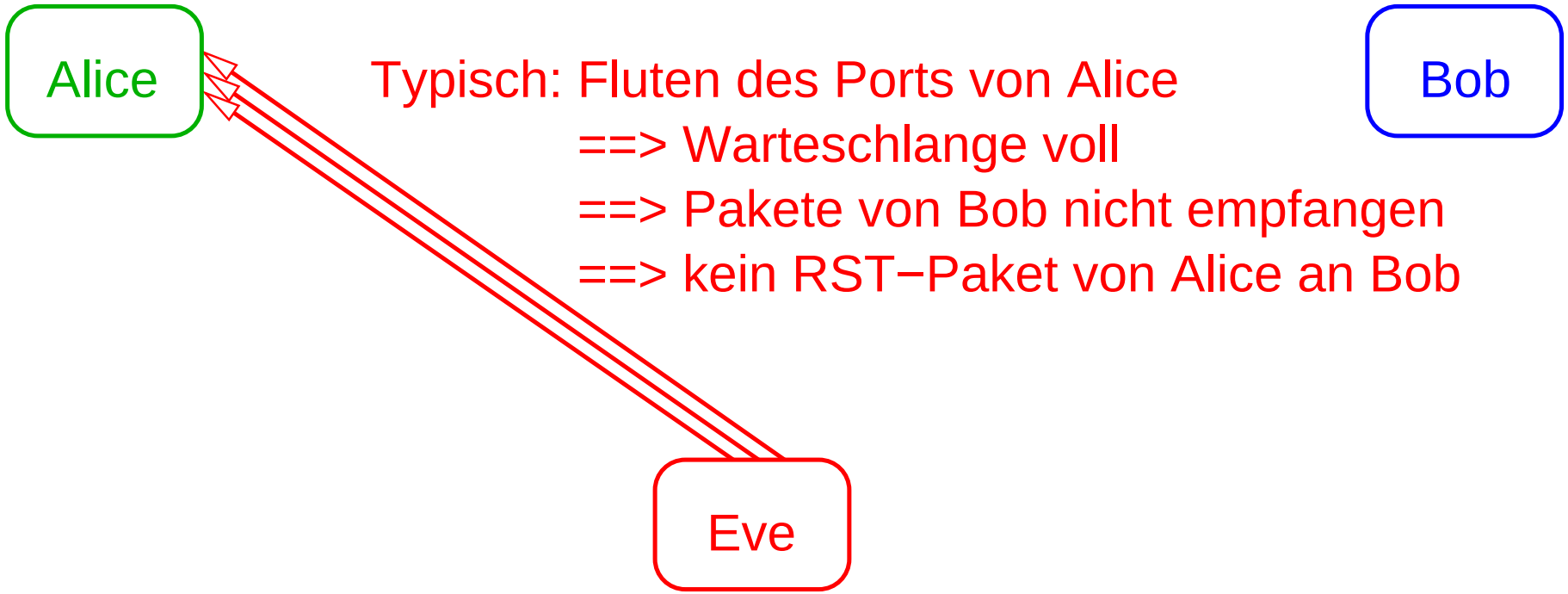
Ein Problem des TCP: Hijacking ...



Ein Problem des TCP: Hijacking ...



Ein Problem des TCP: Hijacking ...



Typisch: Fluten des Ports von Alice
==> Warteschlange voll
==> Pakete von Bob nicht empfangen
==> kein RST−Paket von Alice an Bob

Weitere problematische Protokolle

- UDP
  - **Problem**: fehlende Authentifizierung
  - „Fälschen“ von UDP-Paketen viel einfacher als bei TCP
  - Einige wichtige Dienste (DNS, NFS) basieren auf UDP
- ICMP
  - **Problem**: fehlende Authentifizierung
  - erlaubt Abbrechen, Behindern und Umleiten von Verbindungen
- ARP
  - **Problem**: keine Authentizierung
  - ARP ist zustandslos, akzeptiert Antwort von beliebigem Sender
  - Angreifer im lokalen Netz kann durch falsche ARP-Antwort Pakete zu sich umleiten (ARP Spoofing)

Weitere problematische Protokolle ...

- NFS (*Network File System*)
  - **Problem**: Authentifizierung nur über Hostname/User-ID
  - **Problem**: ungeschützte Übertragung von Dateiinhalten und -handles
- NIS (*Network Information System*)
  - Zentrale Paßwortdatei für Rechner eines Netzes
  - **Problem**: keine Authentifizierung des Servers
  - **Problem**: Zugriffskontrolle nur durch Domänen-Namen

Weitere problematische Protokolle ...

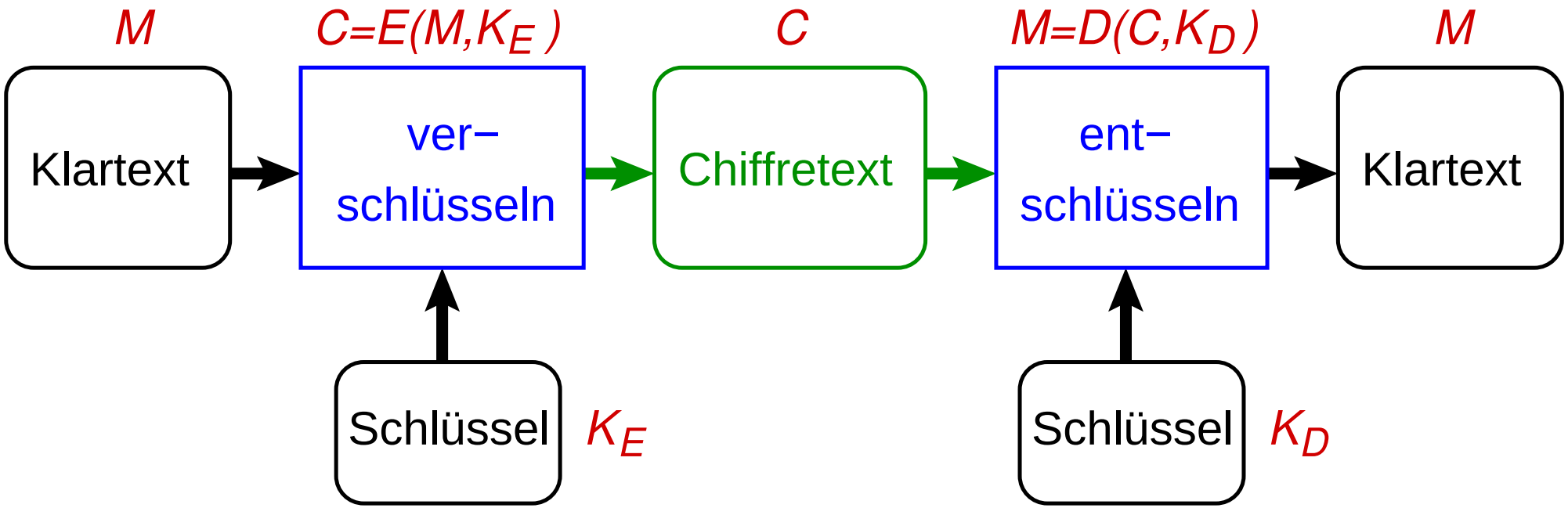
- `rsh`, `rcp`, `rlogin`, `telnet`, FTP (*File Transfer Protocol*)
  - **Problem**: Authentifizierung z.T. nur über Hostname/User-ID
  - **Problem**: ungeschützte Übertragung (incl. Paßworte!)
- HTTP (*HyperText Transport Protocol*)
  - **Problem**: keine Authentifizierung des Servers
  - **Problem**: ungeschützte Übertragung (auch Paßworte!)
- SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*)
  - **Problem**: keine Authentifizierung des Absenders
  - **Problem**: Übertragung / Zwischenspeicherung im Klartext

★★

Fazit

- Die Standard-Internet-Protokolle (u.a. IP, TCP, DNS, ARP, NFS, HTTP, SMTP) erfüllen **keine** der in 10.1 genannten Sicherheitsanforderungen
- Hauptprobleme:
  - öffentliche Netze prinzipiell abhörbar
  - fehlende / unzureichende Authentifizierung
- Abhilfe:
  - sichere Protokolle in der Anwendungsschicht:
    - SSL/TLS (HTTPS, FTPS), S/MIME, PGP, SSH, ...
  - sicheres IP-Protokoll (IPsec, siehe Rechnernetze II)
- Basis: kryptographische Verfahren

Grundprinzip der Verschlüsselung:



- Symmetrische Verschlüsselungsverfahren
  - $K_E = K_D = K$ = gemeinsamer geheimer Schlüssel
- Asymmetrische Verschlüsselungsverfahren
  - K_E = öffentlicher, K_D = privater Schlüssel

Anforderungen an Verschlüsselungsverfahren:

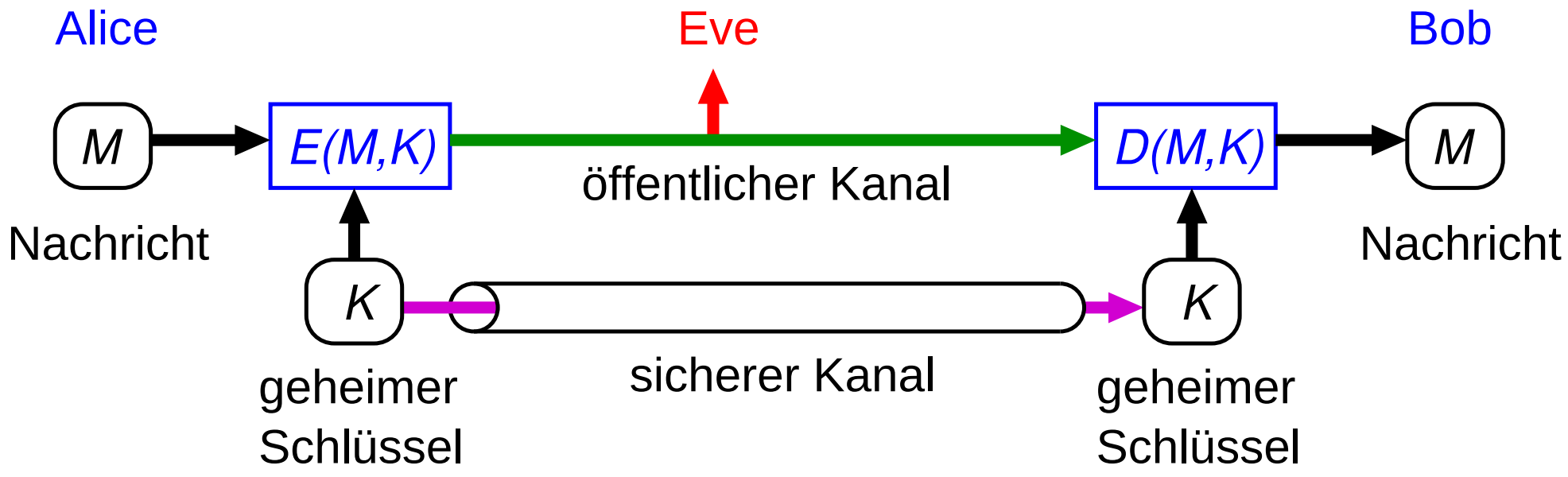
- Nur der Besitzer des geheimen bzw. privaten Schlüssels kann den Chiffretext entschlüsseln
- Sicherheit basiert nicht auf Geheimhaltung der Algorithmen

Mögliche Angriffe:

- Klartext-Angriff: Klartext + Chiffretext $\Rightarrow$ Schlüssel
- Im Idealfall: alle Schlüssel müssen durchprobiert werden
  - Schlüssel müssen lang genug sein!
- Bei asymmetrischen Verfahren auch effizientere Angriffe
  - Berechnung von K_D aus K_E ($\Rightarrow$ längere Schlüssel nötig)

★★★

10.3.1 Symmetrische Verschlüsselung



- Symmetrische Verschlüsselung ist sehr effizient realisierbar
- Schlüssel sind relativ kurz (heute typisch 128-256 Bit)
- Problem: Austausch des Schlüssels *K*

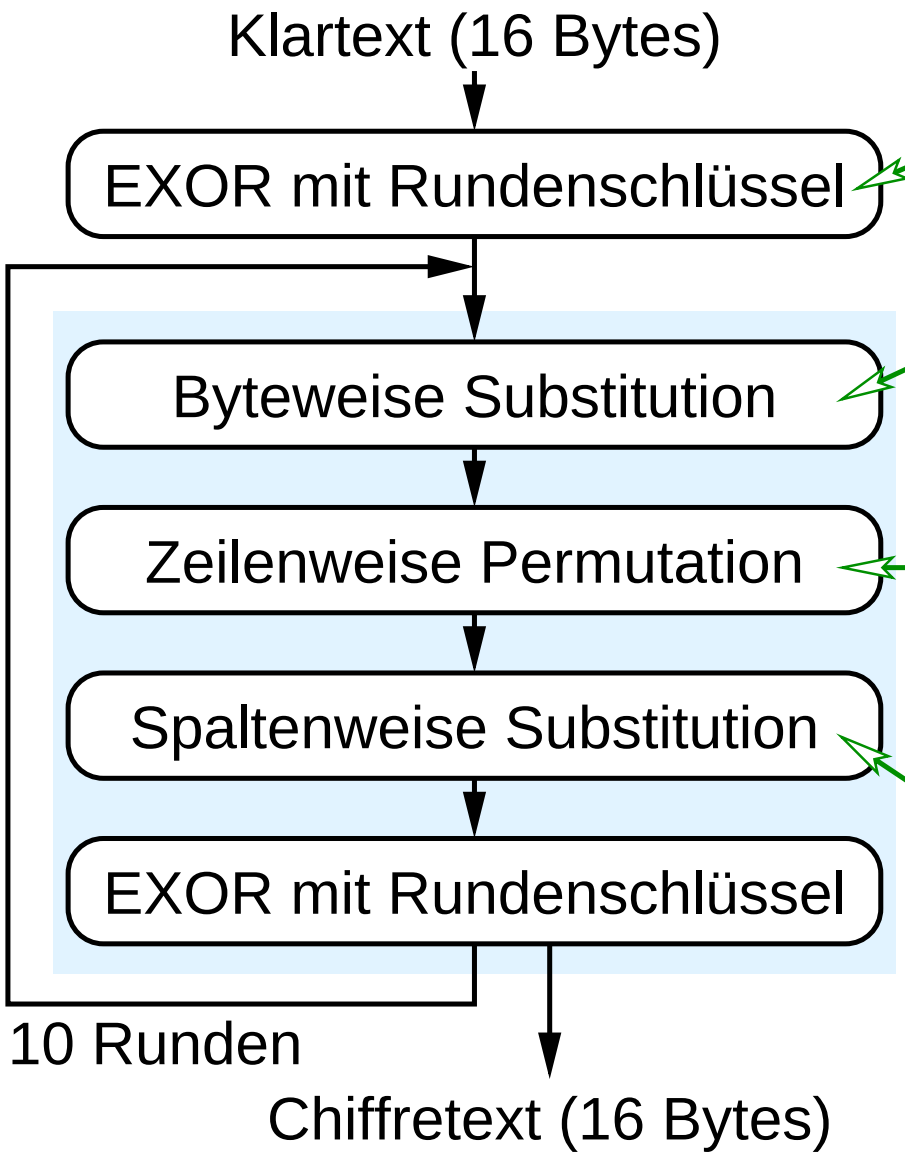
Beispiele symmetrischer Verschlüsselungsverfahren:

- **DES**: veraltet, Schlüssel nur 56 Bit lang
- **Triple-DES**: veraltet, dreifache Anwendung von DES
  - effektive Schlüssellänge: 112 Bit
- **AES**: Nachfolger von DES, 128-256 Bit Schlüssel
  - vom amerikanischen NIST standardisiert
  - in praktisch allen sicheren Protokollen verwendet / unterstützt
- **IDEA**: 128 Bit Schlüssel
  - freies Verfahren, benutzt z.B. in PGP

10.3.1 Symmetrische Verschlüsselung ...

- Zwei verschiedene Arten symmetrischer Verfahren:
  - **Blockchiffren** ver-/entschlüsseln Blöcke von Zeichen mit einer fest vorgegebenen Größe (z.B. 128 Bit bei AES)
    - zu kleine Blöcke müssen aufgefüllt werden (*Padding*)
    - für Nachrichten beliebiger Größe: zusätzliche Betriebsmodi für den Umgang mit einer Folge von Blöcken
  - **Stromchiffren** ver-/entschlüsseln in einem Zeichenstrom jedes Zeichen einzeln
    - typisch: EXOR-Verknüpfung mit Pseudozufallsfolge
- Grundoperationen symmetrischer Chiffren:
  - Substitution: ersetze Bitgruppen systematisch durch andere Bitgruppen
  - Permutation: vertausche Bitgruppen nach festgelegtem Schema

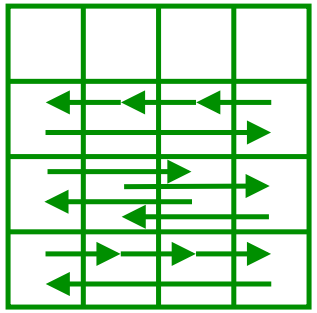
Grobstrutkur von AES (Verschlüsselung)



Rundenschlüssel wird aus AES−Schlüssel abgeleitet

0 −> 99, 1 −> 124, 2 −> 119, ...

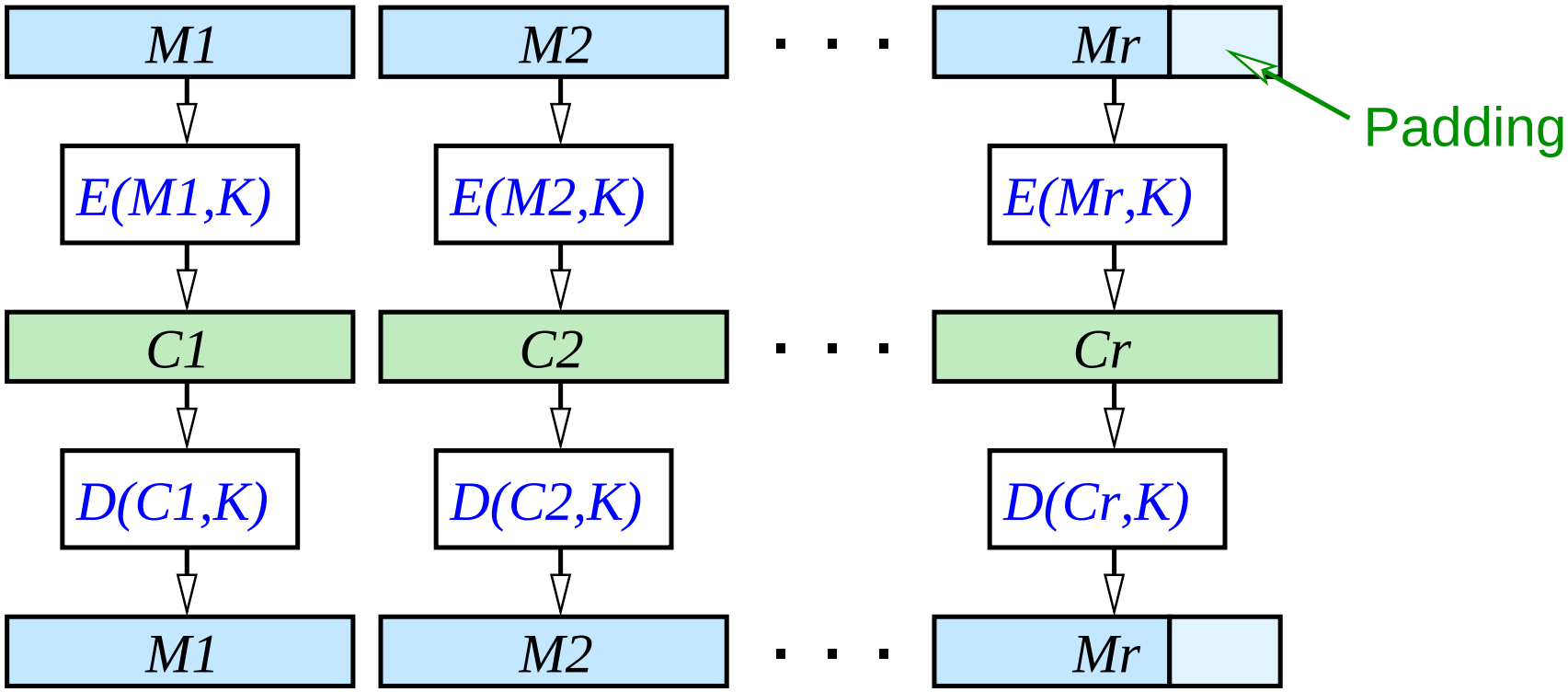
Block wird als 4 x 4 Matrix aufgefasst



Jedes Byte wird ersetzt durch eine Funktion der Spaltenwerte (Matrix−produkt), entfällt bei letzter Runde

Betriebsarten von Blockchiffren: *Electronic Code Book* (ECB)

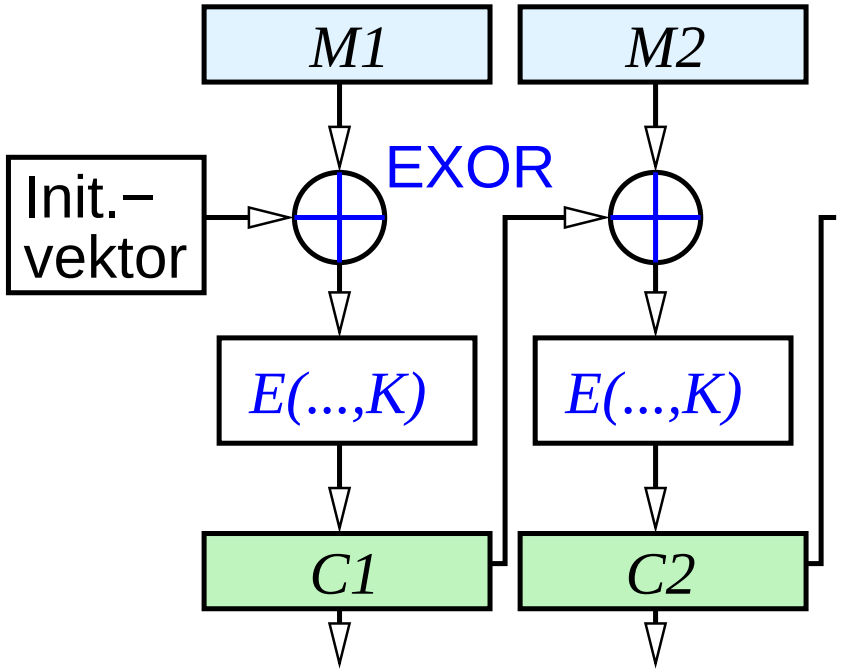
- Klartext wird in Blöcke (z.B. 128 Bit) aufgeteilt, ggf. mit Padding
- Blöcke werden unabhängig voneinander ver-/entschlüsselt



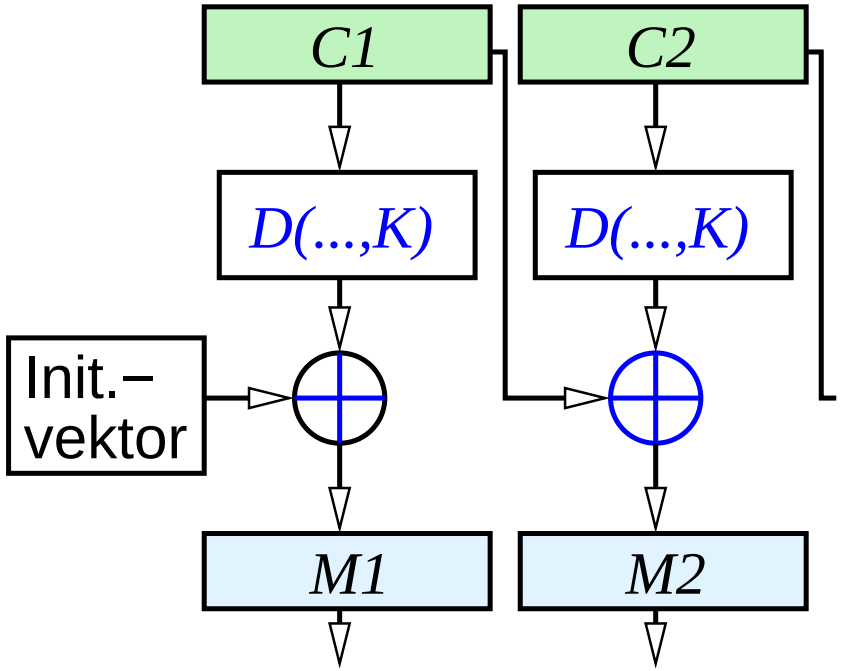
- Kein Schutz vor Löschung / Wiedereinspielung von Blöcken

Betriebsarten von Blockchiffren: *Cipher Block Chaining* (CBC)

Verschlüsselung



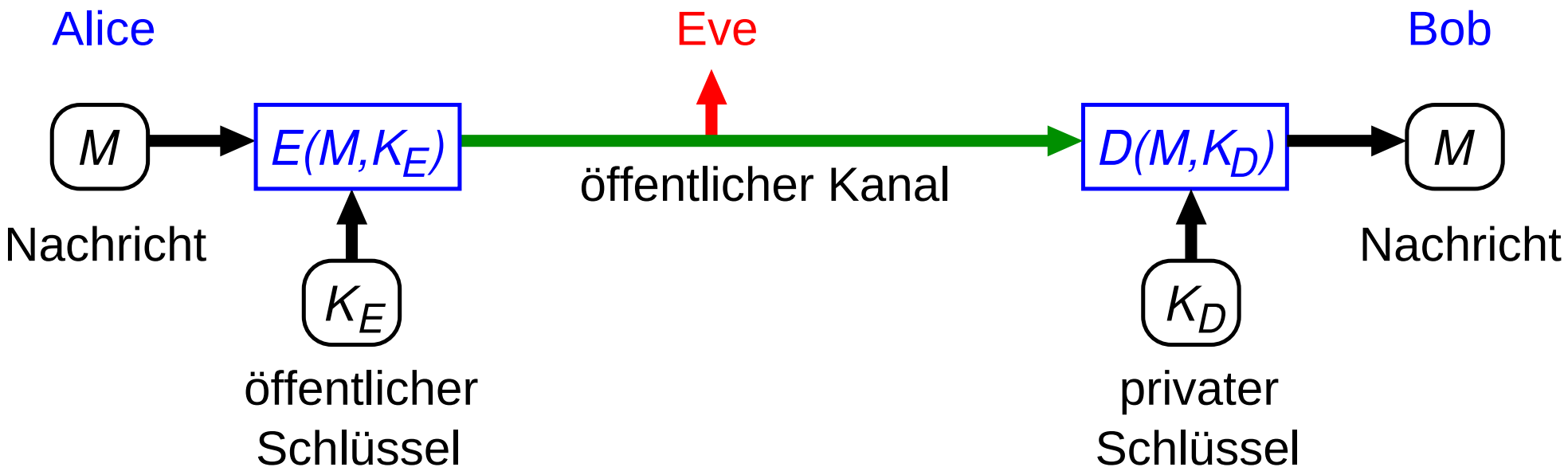
Entschlüsselung



- Gleiche Klartextblöcke ⇒ verschiedene Chiffretextblöcke
- Fehlerfortpflanzung: Vorteil und Nachteil

★★★

10.3.2 Asymmetrische Verschlüsselung



- Bob berechnet K_E aus K_D und veröffentlicht K_E
  - Problem: Authentizität von K_E
- Weniger effizient als symmetrische Verfahren
- Längere Schlüssel nötig (heute typisch 2048-4096 Bit)

Basis asymmetrischer Verfahren:

- Einwegfunktionen (*on-way functions*):
  - Berechnung von $y = f(x)$ einfach
  - Berechnung von $x = f^{-1}(y)$ praktisch unmöglich
- Beispiele:
  - diskreter Logarithmus: $f(x) = a^x \bmod p$, p prim
    - Verwendung z.B. im Diffie-Hellman-Schlüsselaustausch
    - *Elliptic Curve Cryptography*: verwendet „Elliptische Kurven über endlichen Körpern“ als algebraische Struktur
      - erlaubt deutlich kürzere Schlüssel
  - Multiplikation großer Primzahlen vs. Faktorisierung
    - Verwendung z.B. in RSA
- Schwierigkeit der Berechnung der Umkehrfunktion nicht bewiesen

Diffie-Hellman-Schlüsselaustausch

- Frage: Wie können Alice und Bob über einen öffentlichen Kanal einen gemeinsamen geheimen Schlüssel K aushandeln?
- Gegeben sind öffentliche Elemente
  - q: Primzahl
  - a: primitive Wurzel von q (a^n mod q durchläuft $1 \ldots q-1$)

Alice		Bob
wähle $X_A < q$		wähle $X_B < q$
berechne $Y_A = a^{X_A} \bmod q$	$\xrightarrow{Y_A}$	
	$\xleftarrow{Y_B}$	berechne $Y_B = a^{X_B} \bmod q$
berechne $K = (Y_B)^{X_A} \bmod q$		berechne $K = (Y_A)^{X_B} \bmod q$

- Problem: keine Authentifizierung!

RSA (Rivest, Shamir, Adleman)

- Schlüsselgenerierung
  - wähle große Primzahlen p und q, berechne **Modul** $n = p \cdot q$
    - Euler'sche Zahl $\varphi(n) = (p-1) \cdot (q-1)$
  - wähle e mit $1 < e < n$ und $ggT(\varphi(n), e) = 1$
  - wähle d so, daß $e \cdot d$ mod $\varphi(n) = 1$
  - öffentlicher Schlüssel $K_E = (e, n)$
  - privater Schlüssel $K_D = (d, n)$
- Verschlüsseln und Entschlüsseln
  - Klartextblock M als binärcodierte Zahl auffassen: $M < n$
  - Verschlüsseln: $C = E(M, K_E) = M^e$ mod n
  - Entschlüsseln: $M = D(C, K_D) = C^d$ mod n

RSA: Beispiel zum Nachrechnen

- Schlüsselerzeugung
  - $p = 3,\ q = 11$
  - $n = p \cdot q = 33,\ \varphi(n) = (p-1) \cdot (q-1) = 2 \cdot 10 = 20$
  - $e = 3$, damit $ggT(\varphi(n), e) = ggT(20, 3) = 1$
  - Wähle d so, daß $e \cdot d \equiv 1 \bmod \varphi(n),\ 3 \cdot d \equiv 1 \bmod 20,\ d = 7$
  - Öffentlicher Schlüssel $K_E = (3, 33)$, privater $K_D = (7, 33)$
- Verschlüsseln und Entschlüsseln
  - Klartextnachricht $M = 5$
  - $C = E(M, K_E) = 5^3 \bmod 33 = 125 \bmod 33 = 26$
  - $D(C, K_E) = 26^7 \bmod 33 = 8031810176 \bmod 33 = 5 = M$

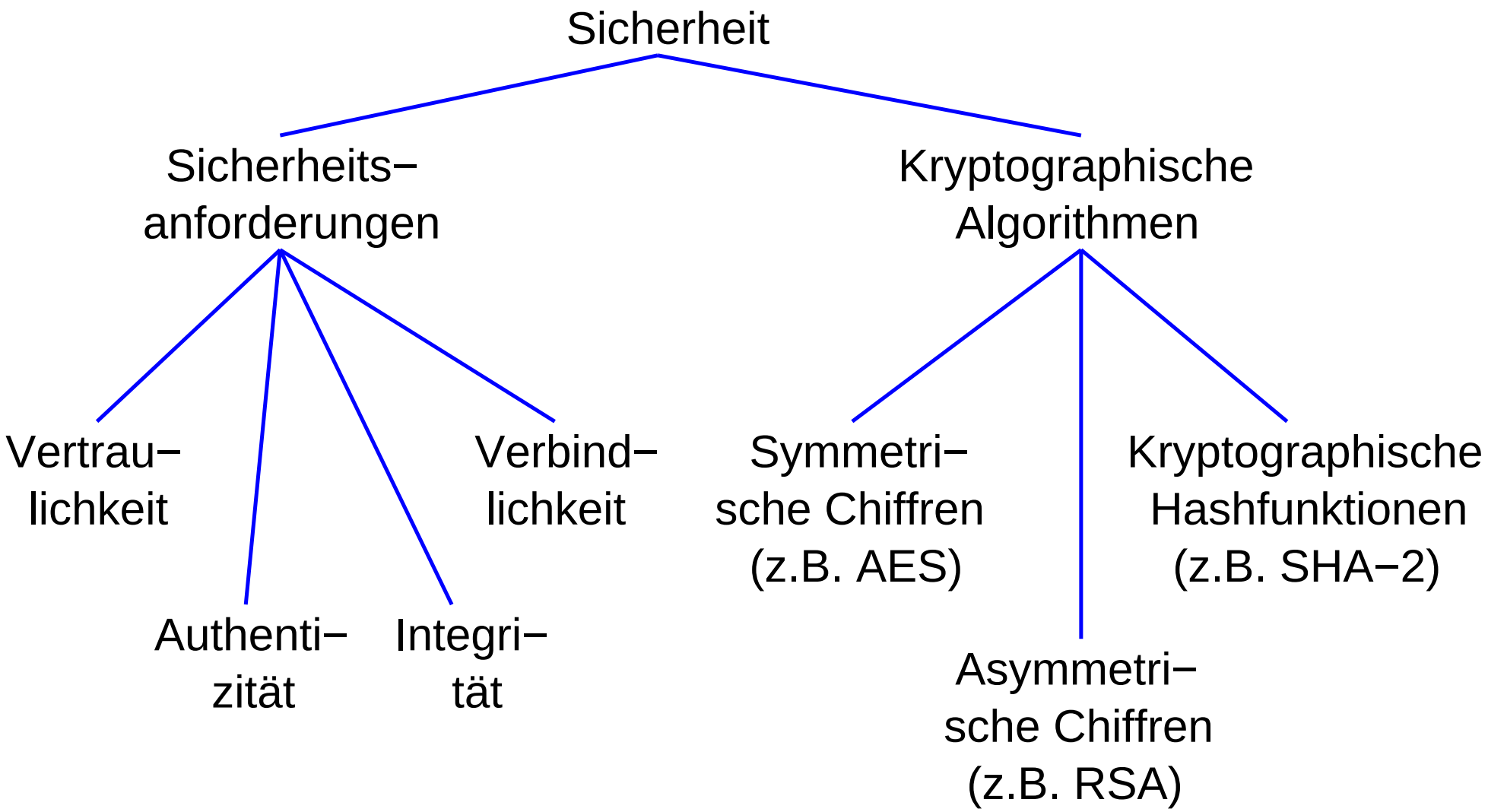
★★★

10.3.3 Kryptographische Hashfunktionen (*Message Digest*)

- Analog einer normalen Hashfunktion:
  - Nachricht wird auf einen Wert fester Größe abgebildet
- Zusätzliche Eigenschaft: **Kollisionsresistenz**
  - zu Nachricht *x* kann (in vernünftiger Zeit) keine andere Nachricht *y* mit gleichem Hashwert gefunden werden
- Einsatz zur Sicherung der Integrität
  - „kryptographische Prüfsumme“
- Beispiele
  - MD5 (*Message Digest, Version 5*): 128 Bit Hashwert, unsicher
  - SHA-1 (*Secure Hash Algorithm 1*): 160 Bit Hashwert, unsicher
  - SHA-2 / SHA-3: 224 - 512 Bit Hashwert

★★★

10.3.4 Zusammenfassung



10.3.4 Zusammenfassung ...

★★★

Was leistet die reine Verschlüsselung von Nachrichten?

- Vertraulichkeit: **ja**
- Integrität: **bedingt**
  - nur, wenn Klartext genügend Redundanz aufweist
  - $\Rightarrow$ Verwendung von *Message Digests*
- Nachrichtenauthentizität:
  - **nein** bei asymmetrischen Verfahren: K_E öffentlich!
  - **bedingt** bei symmetrischer Verschlüsselung
    - nur mit gesicherter Integrität und Schutz vor *Replay*
- Verbindlichkeit: **nein**
- Schutz vor Replay: **nein**
  - $\Rightarrow$ Transaktionszähler im Klartext + Integrität sichern

10.4 Sicherheitsmechanismen

- Kryptographische Algorithmen sind nur Bausteine für die Netzwerksicherheit
- Zusätzlich benötigt: Mechanismen und Protokolle
- Einige Sicherheitsaufgaben:
  - Authentifizierung
    - von Kommunikationspartnern
      - „wer ist mein Gegenüber?“
    - von Nachrichten
      - „stammt die Nachricht wirklich vom Absender?“
  - Sicherung der Integrität von Nachrichten
  - Verbindlichkeit
  - Verteilung öffentlicher Schlüssel

Partner-Authentifizierung

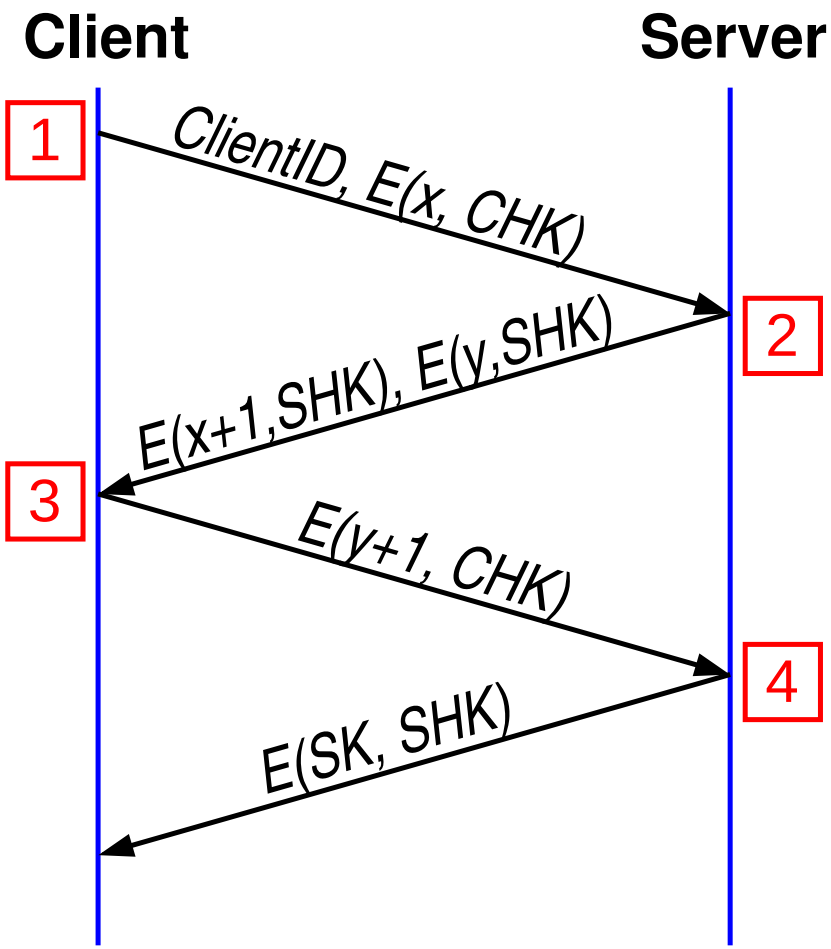
- Kommunikationspartner identifizieren sich gegenseitig
  - Beispiel: File-Server
    - Server verlangt ID des Clients
      zur Prüfung der Schreib-/Leserechte
    - Client verlangt ID des Servers
      zum Lesen/Schreiben sensibler Daten
- Manchmal auch nur einseitige Authentifizierung
  - Beispiel: WWW-Server
    - Client verlangt ID des Servers
      zur Übertragung wichtiger / vertraulicher Daten

★★

Partner-Authentifizierung mit Drei-Wege-Handshake

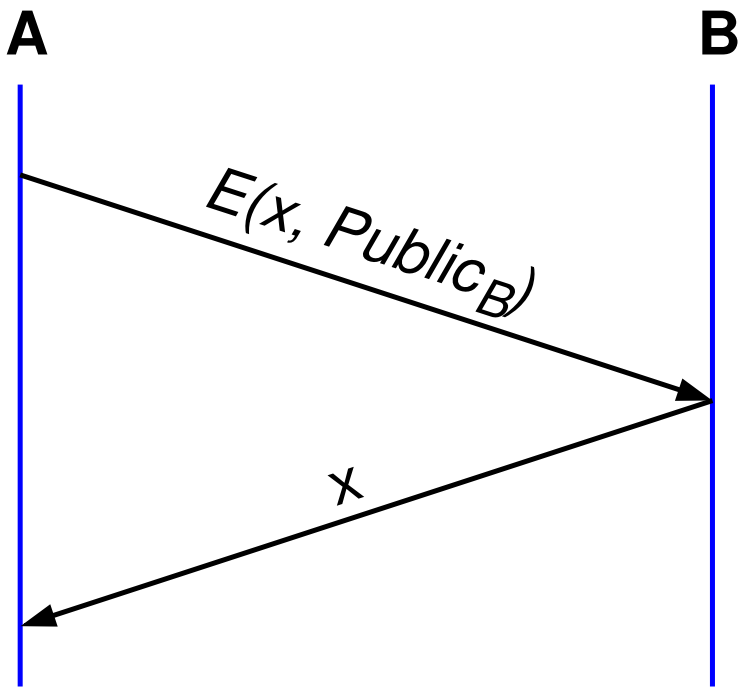
➥ Server kennt Schlüssel des Clients (z.B. Paßwort bei login)

1. Client sendet *ClientID* und verschlüsselte Zufallszahl x (CHK: *Client Handshake Key*)
2. Server sucht den zu *ClientID* gehörigen Schlüssel *SHK*, sendet *x+1* und Zufallszahl *y*
3. Server ist authentifiziert (*x+1*)
4. Client ist authentifiziert (*y+1*), Server sendet *Session Key SK* für weitere Kommunikation



★★

Partner-Authentifizierung über asymmetrische Chiffre



- Einseitige Authentifizierung von *B*
  - ggf. authentifiziert sich *A* ebenso (≈ 3-Wege-Handshake)
- $Public_B$ nicht zum Verschlüsseln verwenden!

★★

Sicherung der Nachrichtenintegrität und -authentizität

- Integrität: Kein Dritter soll Nachricht verfälschen können
  - setzt sinnvollerweise Nachrichten-Authentizität voraus
- Bei Übertragung mit symmetrischer Verschlüsselung:
  - kryptographischen Hashwert *H(M)* an Klartext *M* anfügen und verschlüsseln
  - bei Modifikation des Chiffretexts paßt die Nachricht nicht mehr zum Hashwert
  - kein Angreifer kann neuen Hashwert berechnen / verschlüsseln
  - Nachrichten-Authentizität (bis auf Replay) durch symmetrische Chiffre sichergestellt
    - Replay-Schutz: Transaktionszähler / Zeitstempel in *M*

★★

Sicherung der Nachrichtenintegrität und -authentizität ...

- Bei asymmetrischer Verschlüsselung:
  - Hash-Wert allein nützt nichts, da Nachrichten-Authentizität nicht sichergestellt ist
- Bei unverschlüsselter Übertragung (oft sind Daten nicht vertraulich, aber ihre Integrität wichtig):
  - Hash-Wert stellt Integrität nicht sicher, da jeder nach einer Modifikation der Nachricht den neuen Hash-Wert berechnen kann
- Lösungen:
  - kryptographischer Hashwert mit geheimem Schlüssel
  - digitale Signatur

★★★

Hashwert mit geheimem Schlüssel

- Einbeziehen eines (gemeinsamen) geheimen Schlüssels *K* in den Hashwert:
  - füge *H(M + K)* an Nachricht M an (*+* = Konkatenation)
- Sichert auch Nachrichten-Authentizität (bis auf Replay)
  - kein Dritter kann *H(M + K)* korrekt berechnen
  - Replay-Schutz: Transaktionszähler / Zeitstempel in *M*
- Sichert nicht Verbindlichkeit
  - Empfänger kann *H(M + K)* berechnen
- Beispiel: *HMAC-SHA-256*

★★★

Digitale Signatur mit asymmetrischer Chiffre

- Sender *A* sendet *M* und $E(M, Private_A)$ an Empfänger *B*
- *B* entschlüsselt mit $Public_A$ und prüft, ob Ergebnis gleich *M* ist
- Problem: asymmetrische Verschlüsselung ist langsam
- Daher: Kombination mit kryptographisher Hashfunktion
  - digitale Signatur von *A* auf *M* dann: $E(H(M), Private_A)$
- Digitale Signatur sichert Integrität, Nachrichten-Authentizität (bis auf Replay) und Verbindlichkeit
  - nur *A* besitzt $Private_A$
  - Replay-Schutz: Transaktionszähler in *M*

Verteilung öffentlicher Schlüssel

- Problem: Übertragung des öffentlichen Schlüssels $Public_A$ von A zu B
- Woher weiß B, daß $Public_A$ authentisch ist?
  - zur Authentifizierung bräuchte B den Schlüssel von A ...
- Lösungen:
  - Übertragung über andere Medien (persönlich, Post, ...)
  - Zertifikate (*Certificates*)

★★★

Zertifikat

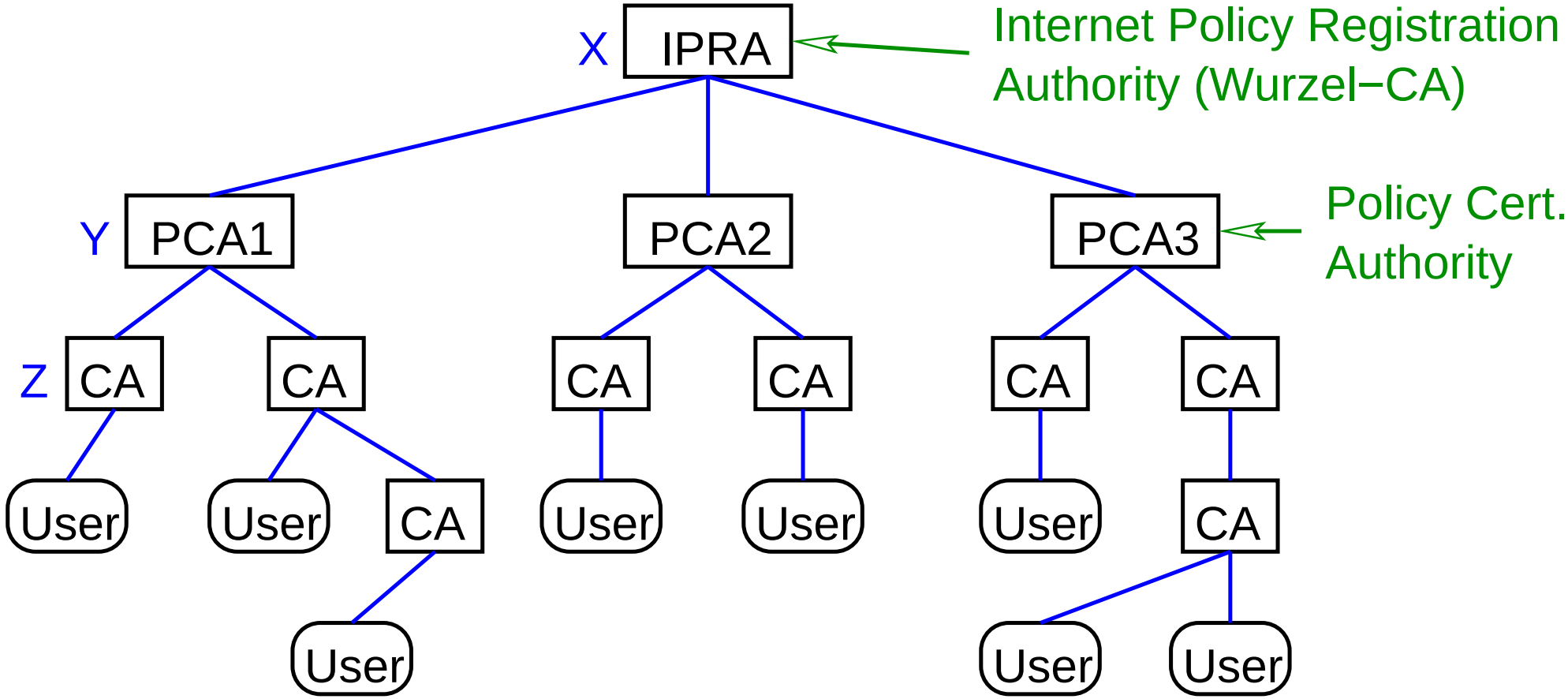
Ich bestätige, daß der in diesem Dokument stehende öffentliche Schlüssel dem angegebenen Eigentümer gehört.

Gezeichnet: $\mathcal{CA}$

- Die Zertifizierungsstelle (CA, *Certification Authority*) beglaubigt die Zuordnung zwischen einem öffentlichem Schlüssel und seinem Besitzer
  - durch digitale Signatur
- Nur noch der öffentliche Schlüssel der CA muß separat veröffentlicht werden

Zertifizierungshierarchie (z.B. bei HTTPS)

- Vertrauenskette: *X* zertifiziert, daß Schlüssel von *Y* authentisch ist, *Y* zertifiziert Schlüssel von *Z*, ...



X.509 Zertifikate

- X.509: wichtiger Standard für Zertifikate
- Komponenten des Zertifikats:
  - Name der Person/Institution oder eines Rechners
    - ggf. auch Email-Adresse oder Domain-Name
  - öffentlicher Schlüssel der Person/Institution bzw. des Rechners
  - Name der CA
  - Ablaufdatum des Zertifikats (optional)
  - digitale Signatur der CA
    - über alle obigen Felder

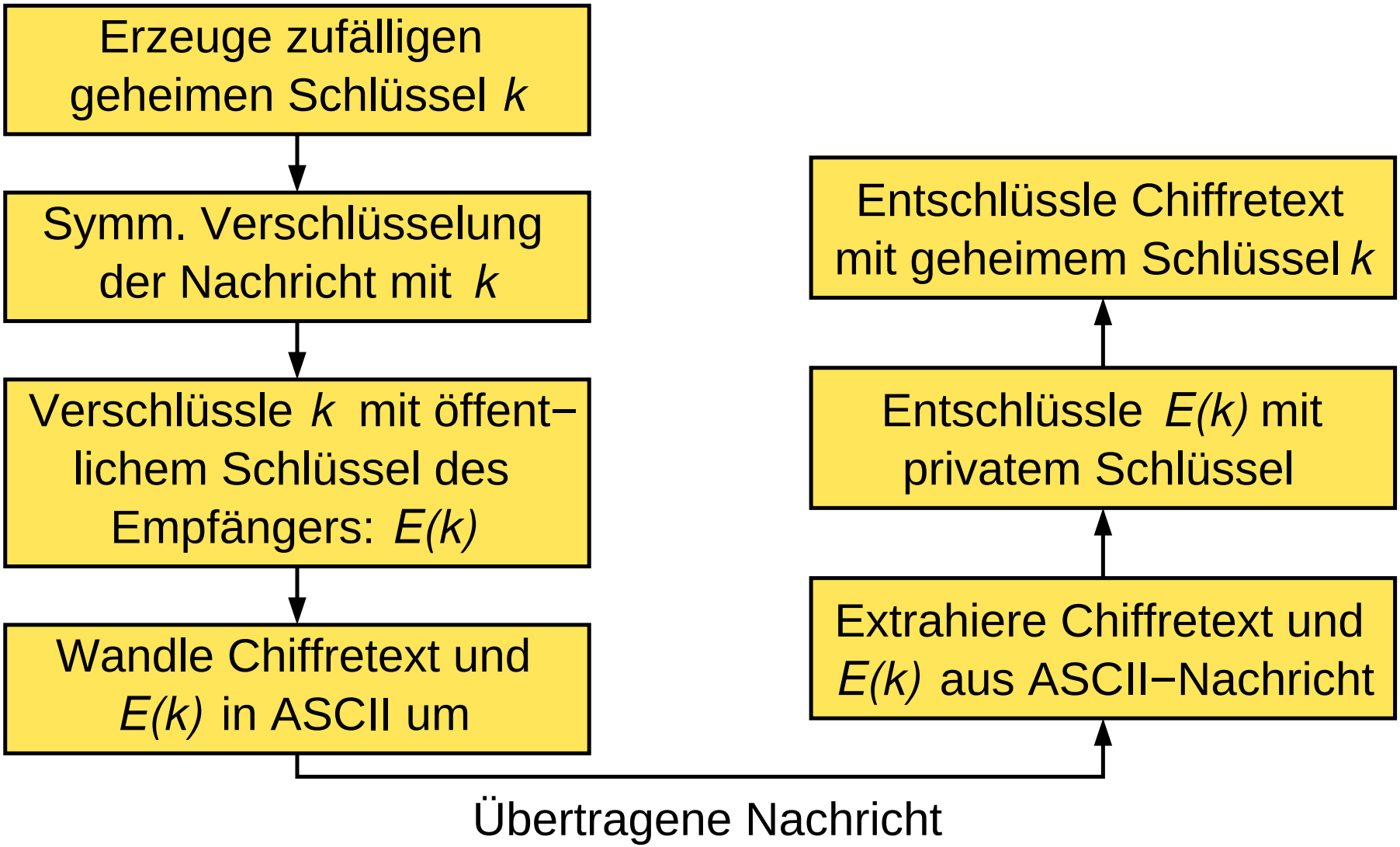
Invalidierung von Zertifikaten

- Zertifikate können beliebig kopiert und verbreitet werden
- Identität wird durch ein Zertifikat nur in Verbindung mit dem Besitz des privaten Schlüssels belegt
- Falls privater Schlüssel ausgespäht wurde:
  - Widerruf des Zertifikats nötig
- Einfache Möglichkeit:
  - *Certificate Revocation List* (CRL)
    Liste widerrufener Zertifikate, signiert von CA
  - Ablaufdatum begrenzt Länge der Liste

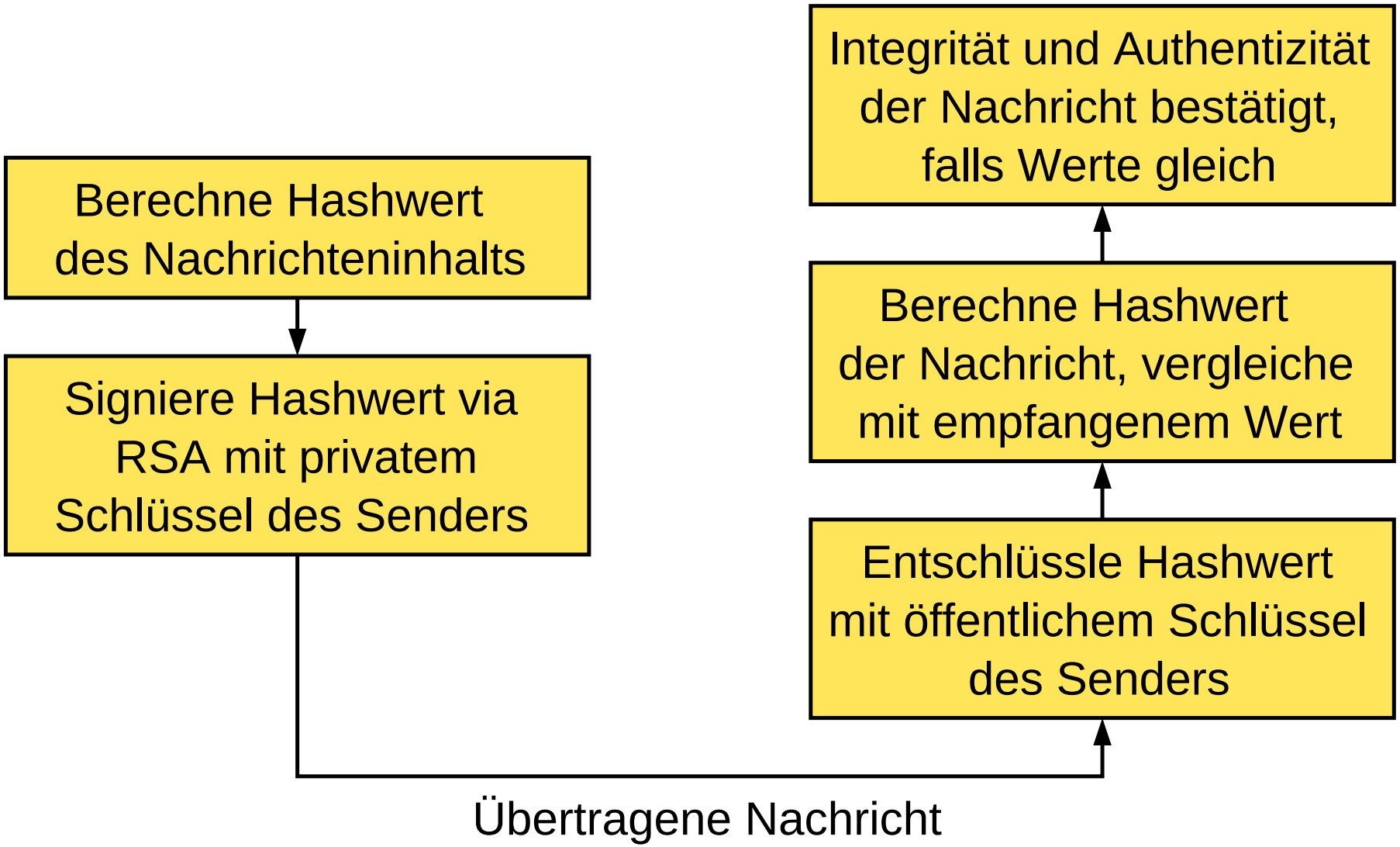
PGP (Pretty Good Privacy)

- Realisiert Vertraulichkeit, Integrität, Authentifizierung und Verbindlichkeit für Email
- Mechanismen: Verschlüsselung und digitale Signatur
  - einzeln oder kombiniert verwendbar
- Keine Zertifizierungsstellen bzw. –hierarchie
  - PGP-Benutzer zertifizieren die öffentlichen Schlüssel gegenseitig
    - mehrere Zertifikate möglich (höheres Vertrauen)
  - Vertrauensstufe des Schlüssels wird bei Email-Empfang angezeigt

PGP: Verschlüsselte Übertragung von Emails



PGP: Signierung von Emails

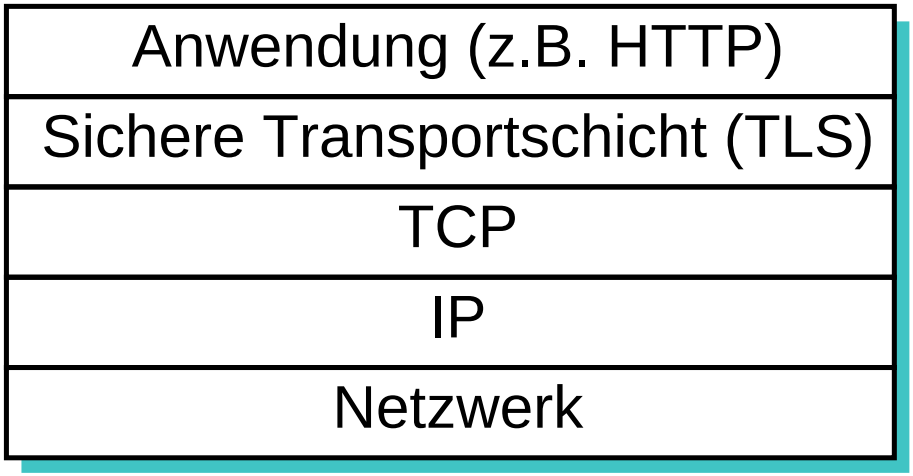


★★

TLS (*Transport Layer Security*)

- Motivation: Sicherheit im WWW, z.B. für Kreditkartenzahlung
  - Vertraulichkeit (der Kreditkarteninformation)
  - Authentizität (des WWW-Servers)
  - Integrität (der Bestelldaten)
  - (Verbindlichkeit wird von TLS nicht gewährleistet)
- TLS ist ein Internet-Standard der IETF
  - Basis: ältere Realisierung SSL (*Secure Socket Layer*)
- TLS ist die Grundlage vieler sicherer Protokolle im WWW:
  - z.B. HTTPS, FTPS, ...
  - realisiert durch eine zusätzliche Schicht

TLS: sichere Transportschicht



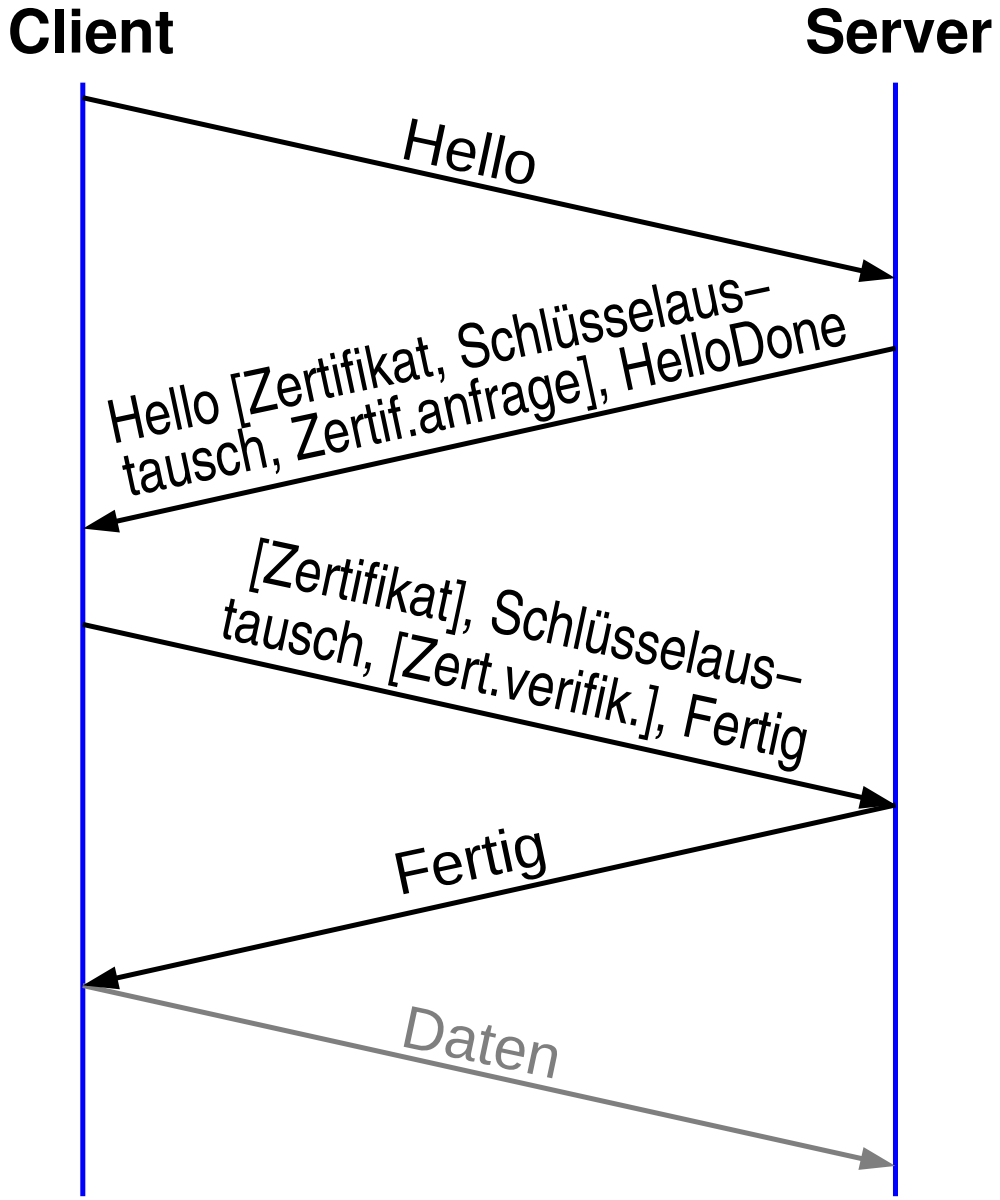
- Vorteil: unveränderte Anwendungsprotokolle
- Spezielle Ports, z.B. 443 für HTTPS
  - TLS gibt Daten von TCP an HTTP-Protokoll weiter (bzw. umgekehrt)

Wichtige TLS Teil-Protokolle:

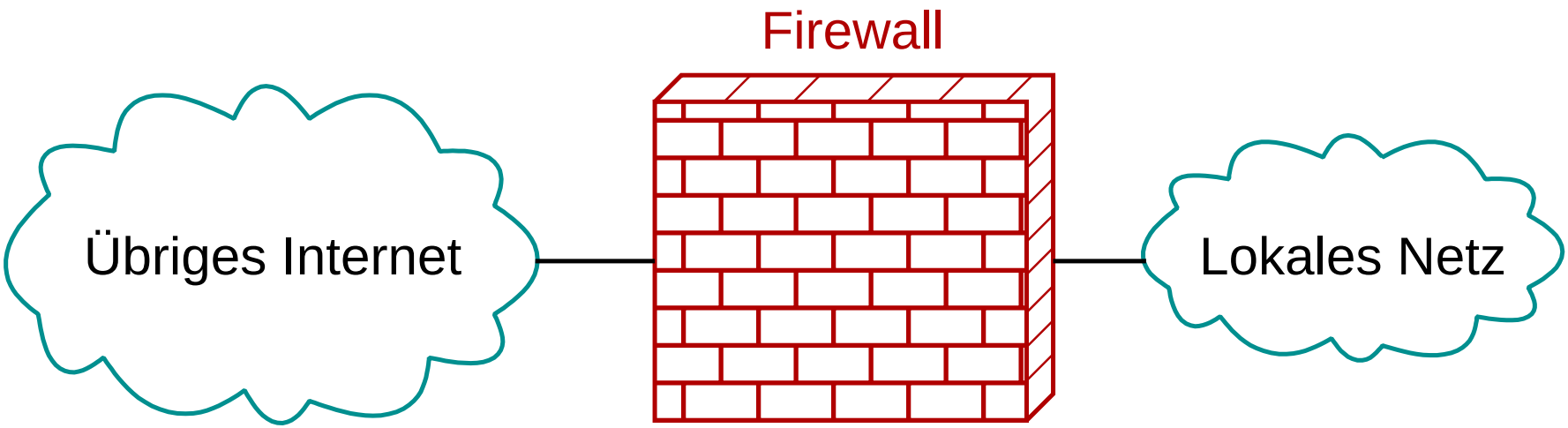
- Handshake-Protokoll
  - beim Verbindungsaufbau
  - Aushandeln der kryptographischen Parameter:
    - Verfahren, Schlüssellänge, Sitzungsschlüssel, Zertifikate, Kompression
- Record-Protokoll
  - für die eigentlichen Daten
  - Fragmentierung, Kompression, Message Digests, Verschlüsselung, Transport (TCP)

TLS Handshake-Protokoll

- Bis zu 12 Nachrichten
- Aushandeln der kryptographischen Parameter notwendigerweise unverschlüsselt
- Man-in-the-Middle kann schwache Verschlüsselung aushandeln
- Anwendungen müssen auf Mindestanforderungen bestehen, ggf. Verbindungsabbruch



10.6 Firewalls



- **Firewall**: Router mit Filterfunktion
  - kann bestimmte Pakete ausfiltern (verwerfen) und somit Zugriff auf bestimmte Hosts / Dienste unterbinden
  - wäre i.W. überflüssig, wenn alle Dienste sicher wären!
- Zwei Typen:
  - Filter-basierte Firewalls
  - Proxy-basierte Firewalls

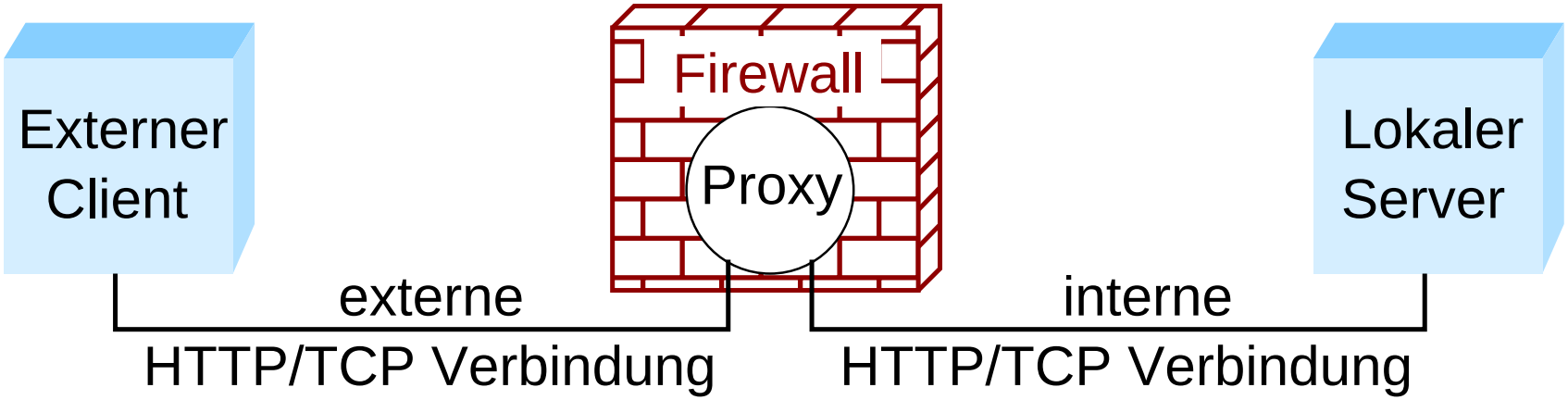
★★

Filter-basierte Firewalls

- Filtern nur aufgrund von Quell- und Ziel-IP-Adressen, Quell- und Ziel-Ports, sowie übertragenem Protokoll
- Filterregeln z.B.
  - `deny tcp 192.12.0.0/16 host 128.7.6.5 eq 80`
  - `permit tcp any host 128.7.6.5 eq 25`
- Frage: alles erlaubt, was nicht verboten ist, oder umgekehrt?
- Statische oder dynamische Regeln
  - z.B. FTP: neue Ports für jede übertragene Datei
- „Level-4-Switch“: Firewall kennt Transport-Protokolle

Proxy-basierte Firewalls

- Proxy: Mittler zwischen Client und Server
  - für Client: Proxy ist Server, für Server: Proxy ist Client



- Proxy arbeitet auf Anwendungsschicht
  - kann auf der Basis des Nachrichteninhalts filtern
  - z.B. HTTP-Anfragen nach bestimmten Seiten nur von speziellen Hosts akzeptieren

Grenzen von Firewalls

- Kein Schutz interner Benutzer untereinander
- Nur begrenzter Schutz gegen mobilen Code (z.B. Email Wurm)
- Schutz von Teilen eines Netzes schwierig
- Angreifer kann sich in privilegiertes Netz „einschleichen“
  - z.B. bei drahtlosen Netzen
- Filterung über Sender-IP-Adresse/Port ist unsicher

Vorteil von Firewalls

- Umsetzung einer Sicherheitsstrategie an zentraler Stelle

10.7 Zusammenfassung

- Sicherheitsanforderungen:
  - Vertraulichkeit, Integrität, Authentizität,Verbindlichkeit
  - Verfügbarkeit, Anonymität, ...
- IP, TCP, UDP erfüllen keine Sicherheitsanforderungen
  - Vertraulichkeit, Integrität, Authentizität
- Kryptographische Verfahren:
  - symmetrische und asymmetrische Chiffren
  - Kryptographische Hashes (Message Digest)
- Sicherheitsmechanismen
  - Authentifizierung (Kommunikationspartner, Nachrichten)
  - Integrität: Hashwerte mit Schlüssel, digitale Signatur
  - Verteilung öffentlicher Schlüssel: Zertifikate

10.7 Zusammenfassung ...

- Sichere Protokolle, z.B. PGP, TLS (HTTPS), IPsec
- Firewalls

Fortsetzung:

- Rechnernetze-Praktikum (WiSe)
  - Aufbau von Netzen, Routing und Switching
  - PO 2012: B.Sc., Vertiefungspraktikum, 5 LP
  - FPO 2021: B.Sc., Grundlagenpraktikum, 6 LP
- Rechnernetze II (SoSe)
  - weitere Netzwerktechnologien (Fast Ethernet, WLAN, ...)
  - Vertiefung (Routing, QoS, IPsec, ...)
  - PO 2012: B.Sc., Wahlmodul, 5 LP
  - FPO 2021: M.Sc., Kernmodul, 6 LP