Rechnernetze I

SoSe 2025

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

Stand: 26. Juni 2025

Rechnernetze I

SoSe 2025

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

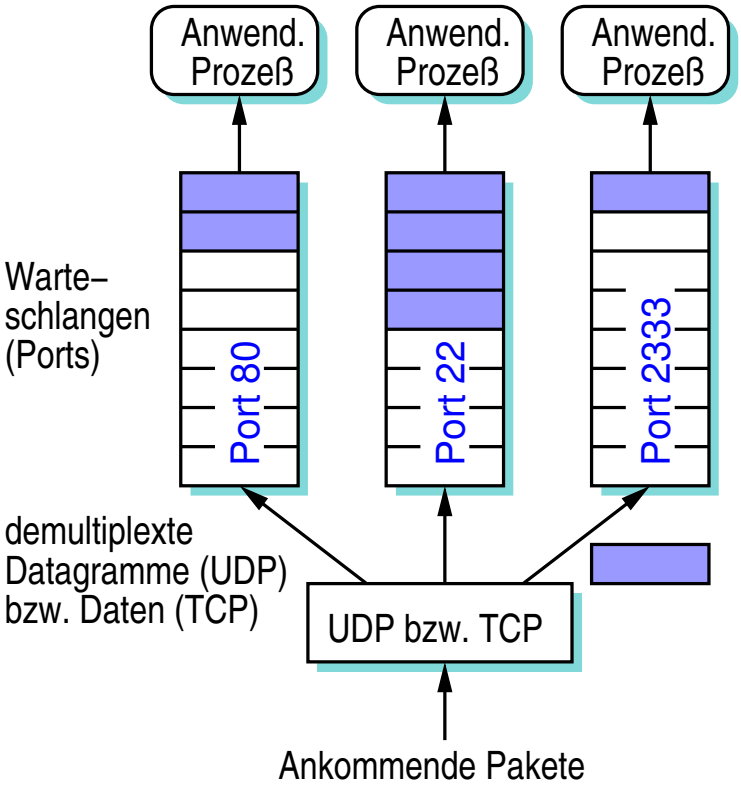
Anmerkungen zu Folie 256:

- Aus Sicherheitsgründen sind die Port-Nummern 0...1023 in den gängigen Betriebssystemen privilegiert, d.h., sie können nur von Prozessen benutzt werden, die mit Administrator-Rechten gestartet wurden.
- Clients können beliebige Port-Nummern ab 1024 benutzen. Sie können die Nummer entweder selbst wählen (sofern sie auf dem Rechner noch unbenutzt ist) oder sich vom Betriebssystem eine freie Port-Nummer zuteilen lassen.

  Häufig kann der Bereich der Port-Nummern, die für Clients verwendet werden können, in der Konfiguration des Betriebssystems eingeschränkt werden. Dies ist notwendig, wenn Firewalls nur bestimmte Bereiche von Port-Nummern erlauben (siehe Abschnitt 10.6).

Port-Demultiplexing

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



Anmerkungen zu Folie 257:

Das Port-Multiplexing unterscheidet sich bei UDP und TCP etwas:

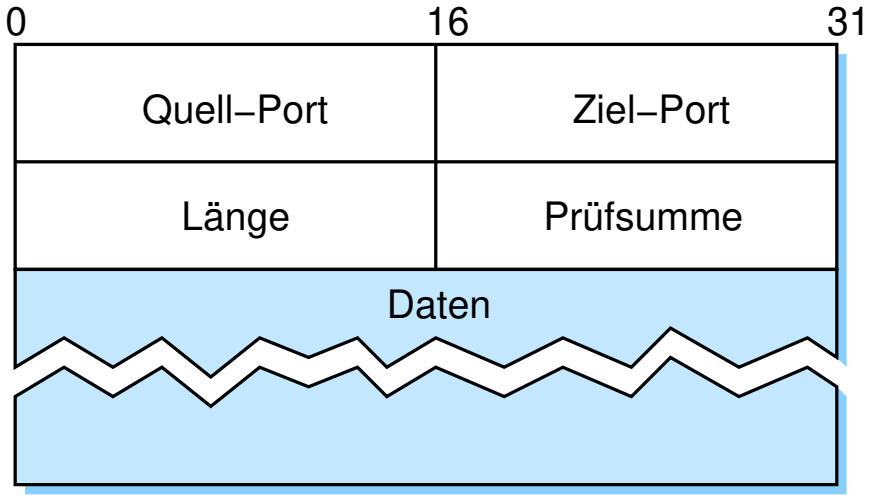
- Bei **UDP** werden unterscheidbare Datagramme in die Warteschlange eingereiht. Der Anwendungsprozess erhält beim Auslesen der Warteschlange jeweils ein Datagramm.
- Bei **TCP** ist die Warteschlange als Folge von Bytes, d.h. als Byte-Strom realisiert (siehe Folie 261). Beim Eintreffen eines TCP-Segments werden die Nutzdaten des Segments in den Byte-Strom eingefügt. Der Anwendungsprozess kann jedes Mal eine völlig beliebige Zahl von Bytes aus dem Strom lesen (solange dieser nicht leer wird).

★★★

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!)

★★★

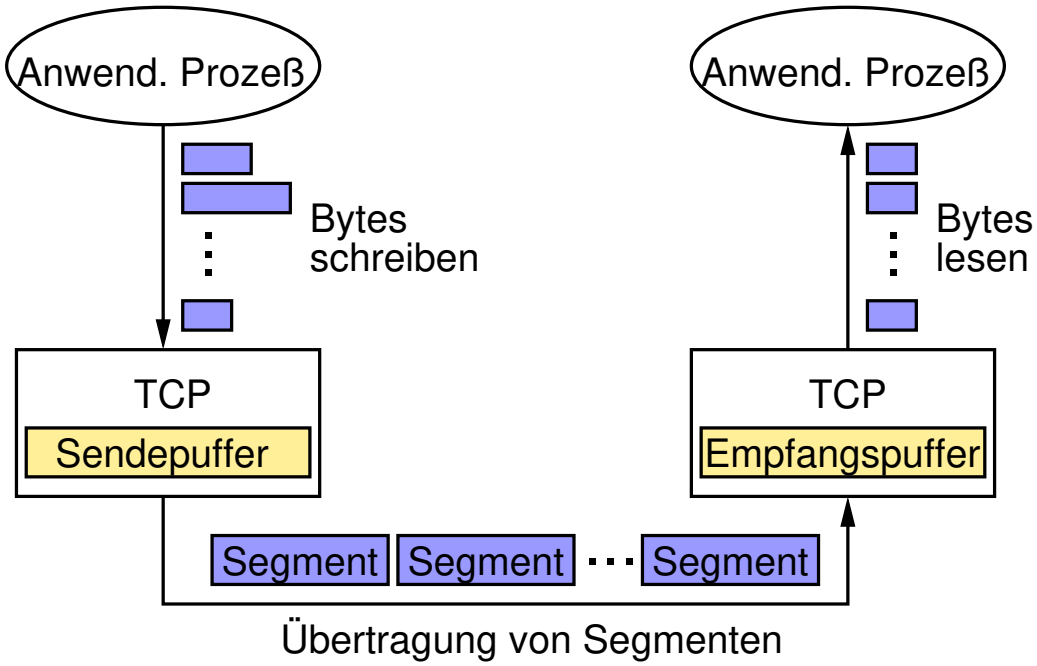
TCP: *Transmission Control Protocol*

- 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

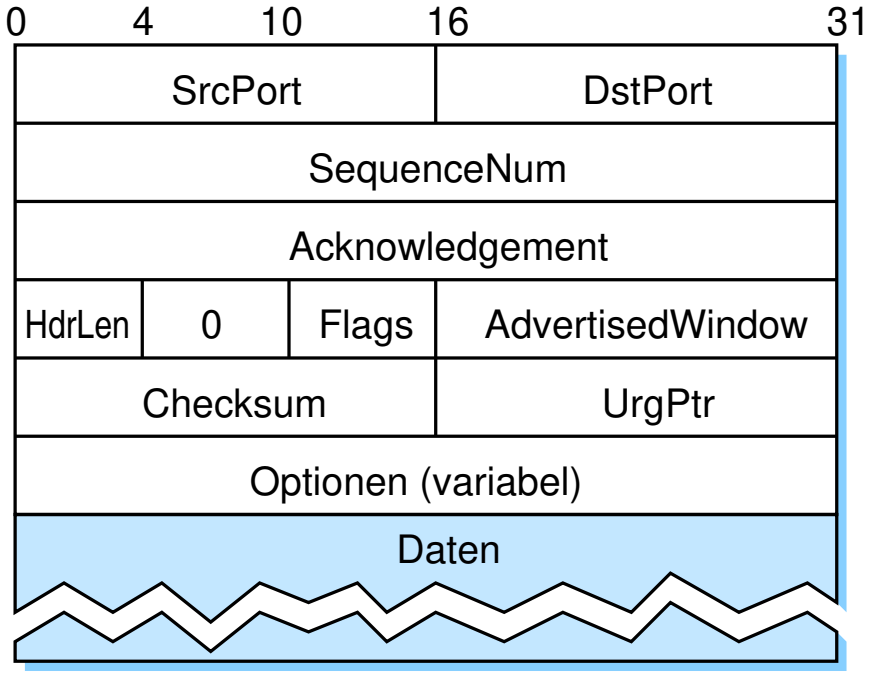
- TCP überträgt Daten (Byteströme) segmentweise



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!

Anmerkungen zu Folie 265:

Das Problem der Übertragungssicherung tritt sowohl auf der OSI-Schicht 4 als auch auf Schicht 2 auf, wenn ein zuverlässiger Dienst angeboten wird.

Die Tatsache, daß im Fehlerfall nur ein Teil der Daten (nämlich nur die betroffenen Segmente bzw. Frames) neu übertragen werden muß, ist eine wichtige Motivation dafür, daß die Daten zur Übertragung in kleinere Einheiten (Segmente bzw. Frames) aufgeteilt werden. Eine weitere Motivation ist die Möglichkeit des Multiplexings mehrerer Datenströme über eine gemeinsame Leitung (vgl. Abschnitt 3.5).

7.4 Sicherung der Übertragung ...

★★★

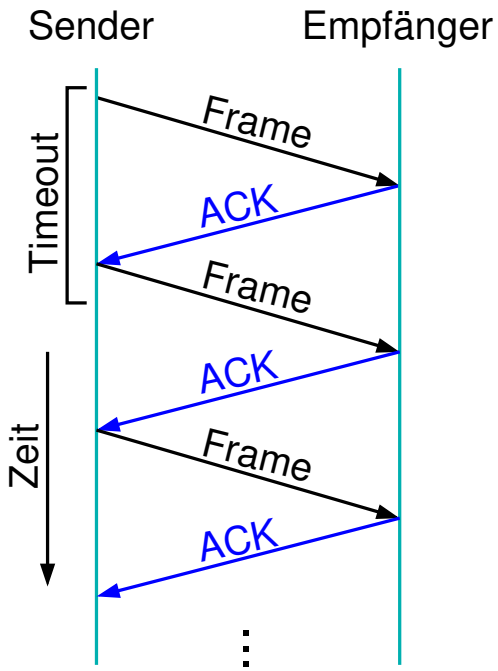
Basismechanismen zur Lösung:

- **Bestätigungen** (***Acknowledgements***, ACK)
  - spezielle Kontrollinformationen, die an Sender zurückgesandt werden
  - bei Duplex-Verbindung (wie z.B. bei TCP) auch **Huckepackverfahren** (***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

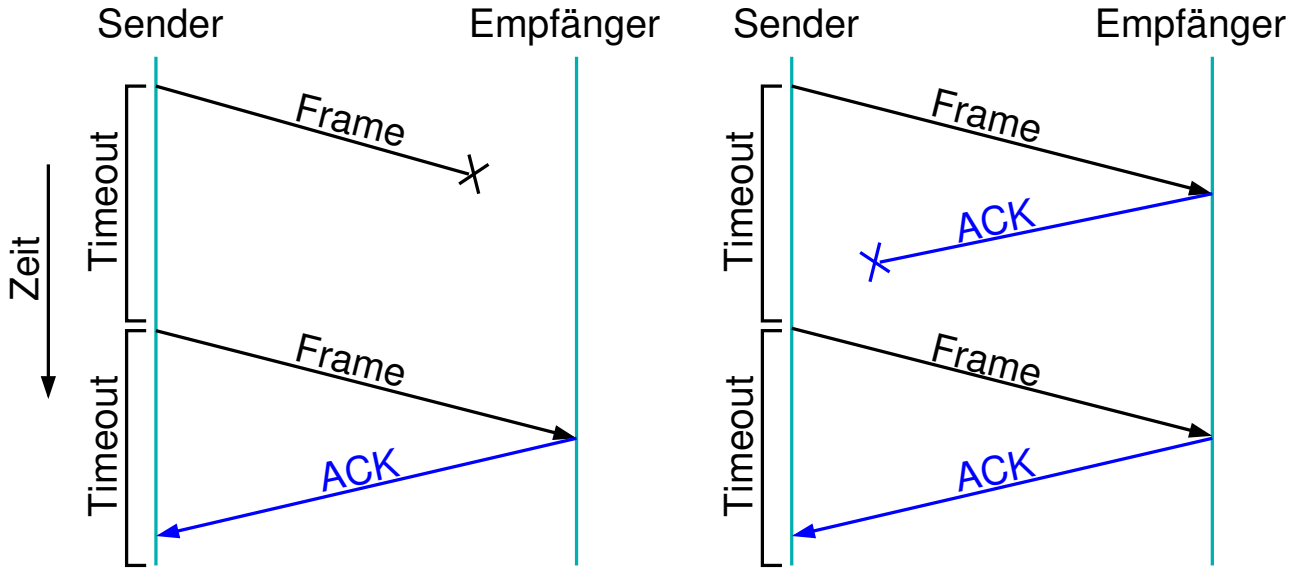


(Animierte Folie)

★★★

Ablauf bei Übertragungsfehler

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

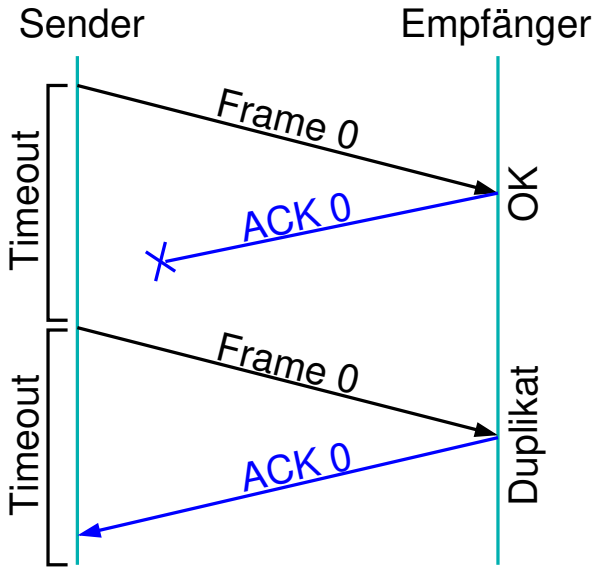


★★★

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

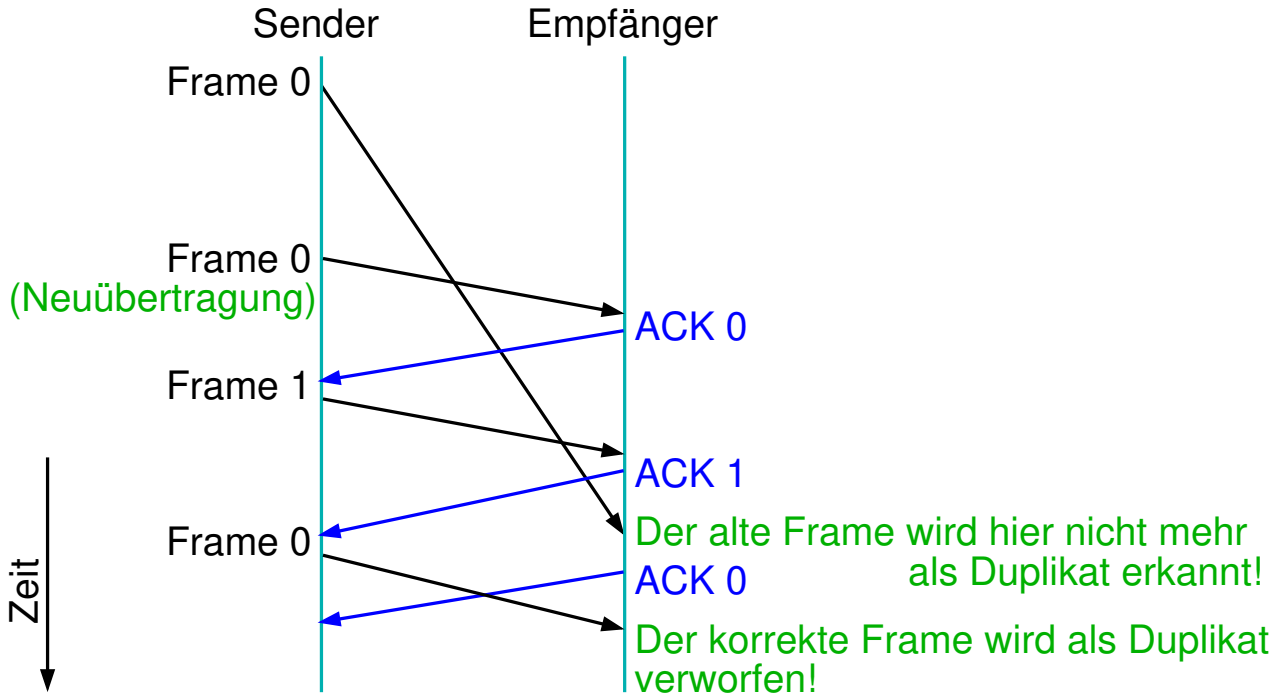
- Der Empfänger erhält den Frame mehrfach
- Er muß dies erkennen können!

- 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



Anmerkungen zu Folie 269:

Zur Voraussetzung „Leitung vertauscht keine Frames“: Falls auf der Verbindung Frames vertauscht werden können, wäre z.B. folgende Situation möglich:



Rechnernetze I

SoSe 2025

23.06.2025

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

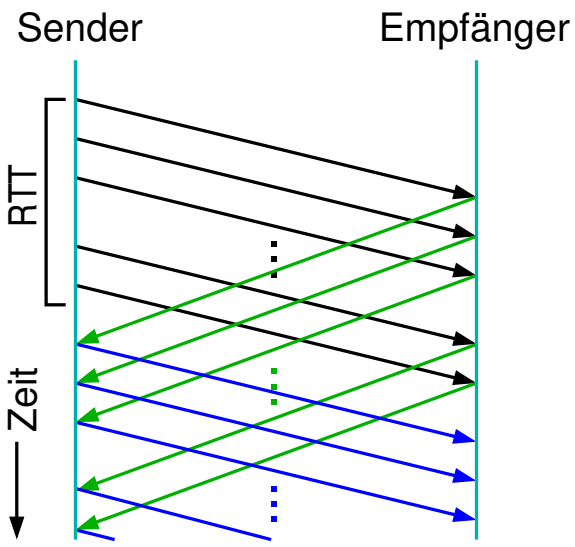
Stand: 26. Juni 2025

7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus

(Animierte Folie) ★★★

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

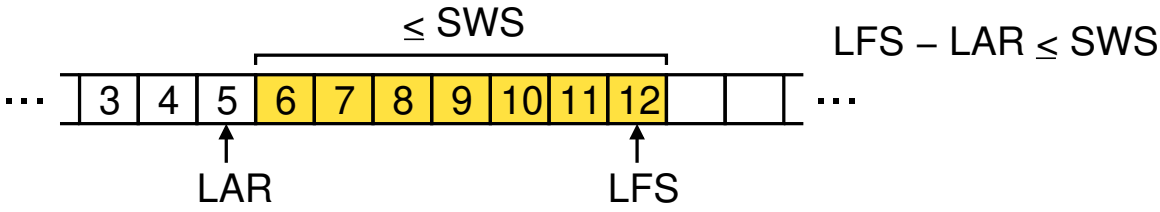


7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus ...

(Animierte Folie) ★

Funktionsweise

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



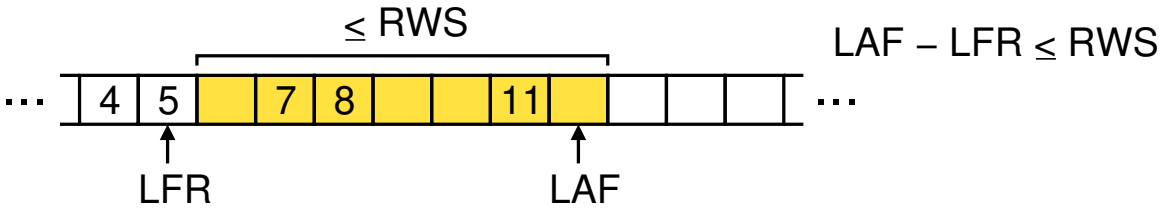
  - Jeder Eintrag steht für einen gesendeten Frame
  - LAR: *Last Acknowledgement Received*
    - bis zu diesem Frame (incl.) wurden alle quittiert
  - LFS: *Last Frame Sent*
  - SWS: *Sender Window Size*
    - max. SWS Frames werden ohne ACK abgeschickt

7.4.2 *Sliding-Window*-Algorithmus ...

(Animierte Folie) ★

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!

★

- 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

7.5 Übertragungssicherung in TCP ...

★★

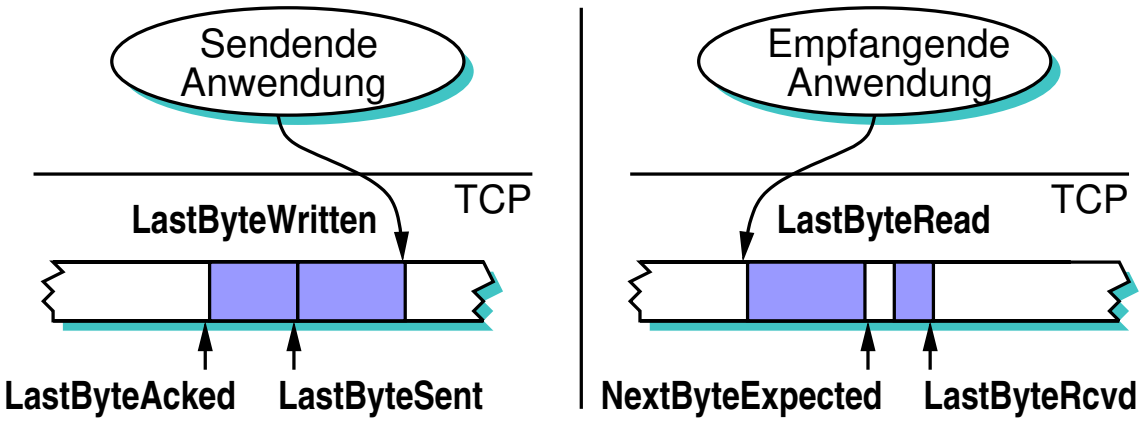
Aufgaben des Sliding-Window-Algorithmus in TCP

- 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

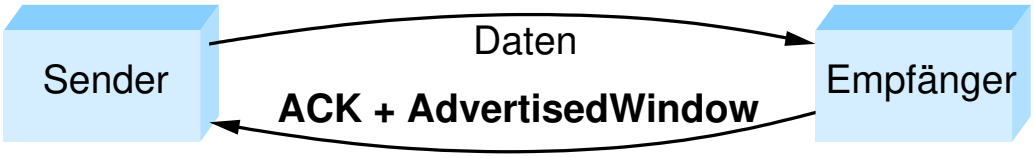
- Algorithmus arbeitet auf Byte-Ebene
  - Sequenznummern werden um die Anzahl gesendeter bzw. empfangener Bytes erhöht



★★

Flusskontrolle

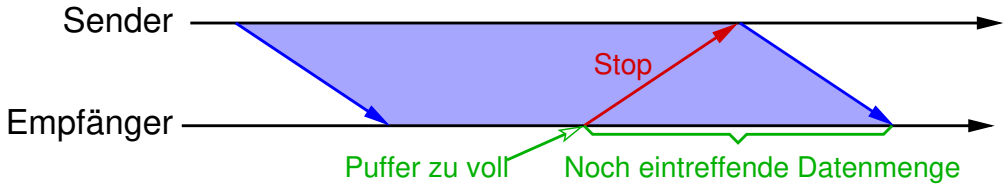
- Empfänger teilt Sender die Größe des freien Puffers mit:



  - **AdvertisedWindow** = **MaxRcvBuffer** − (**LastByteRcvd** − **LastByteRead**)
- Sender muß sicherstellen, daß jederzeit gilt:
  - **LastByteSent** − **LastByteAcked** ≤ **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**

Anmerkungen zu Folie 278:

- Die Datenmenge, die der Sender noch senden kann, ist **EffectiveWindow = AdvertisedWindow − (LastByteSent − LastByteAcked)**
- Prinzipiell lässt sich eine Flusskontrolle auch einfach so realisieren, dass der Empfänger dem Sender eine „Stop“-Nachricht sendet, sobald sein Puffer zu voll wird. Das Problem dabei ist, dass der Empfänger dann ggf. entweder einen recht großen Puffer benötigt oder trotzdem Daten verworfen werden müssen. Den Grund veranschaulicht folgende Skizze:



Nach dem Senden der „Stop“-Nachricht trifft im *Worst Case* noch ein RTT-Bandbreitenprodukt an Daten beim Empfänger ein. Um Datenverlust zu vermeiden, muss der Puffer daher deutlich größer als das RTT-Bandbreitenprodukt sein.

Bei der Realisierung über *Sliding Window* wird sichergestellt, dass unabhängig von der Größe des Empfangspuffers der Sender nie mehr Daten sendet, als der Empfänger noch puffern kann. Bei zu kleinem Empfangspuffer kann dadurch allerdings die Leitung nicht vollständig ausgelastet werden.

278-1

7.5 Übertragungssicherung in TCP ...

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

- ⇒ 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

- $\Rightarrow$ 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) Standardabweichung 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

7.6 Überlastkontrolle

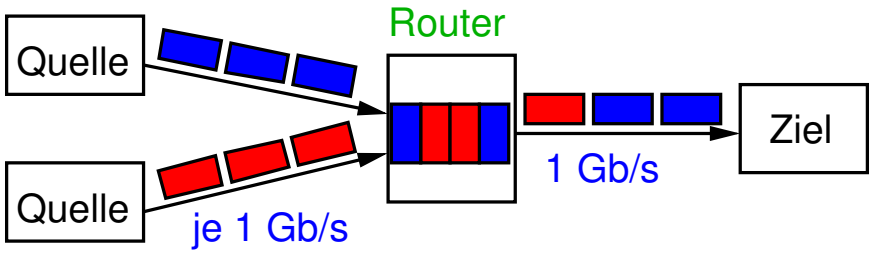
OSI: 4, 2

★★★

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 ggf. 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

★★

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

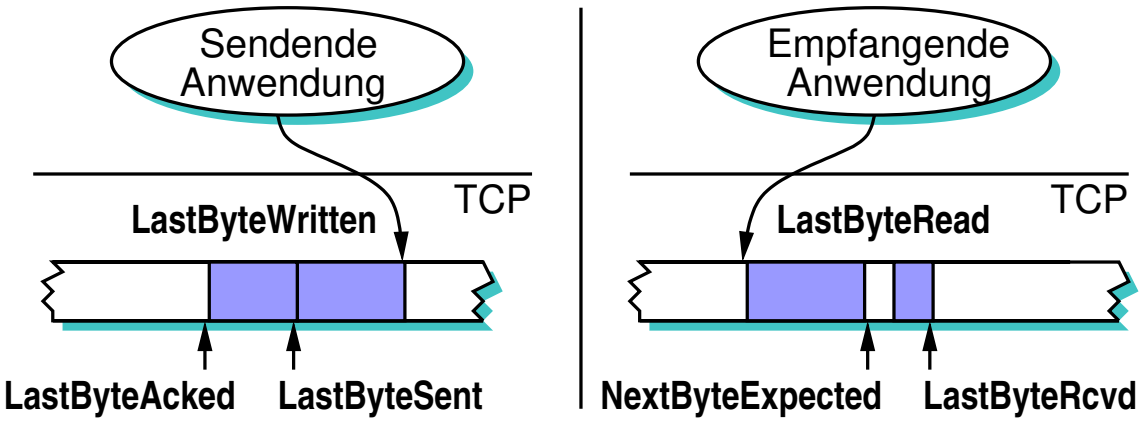
7.6.1 Überlastkontrolle in TCP

- 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

7.6.1 Überlastkontrolle in TCP ...

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)**



7.6.1 Überlastkontrolle in TCP ...

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**?

7.6.1 Überlastkontrolle in TCP ...

Bestimmung des CongestionWindow

- Hosts bestimmen **CongestionWindow** durch Beobachtung des Paketverlusts
- Basismechanismus:
  - *Additive Increase / Multiplicative Decrease*
- Erweiterungen:
  - *Slow Start*
  - *Fast Retransmit / Fast Recovery*

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** · **(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

Anmerkungen zu Folie 290:

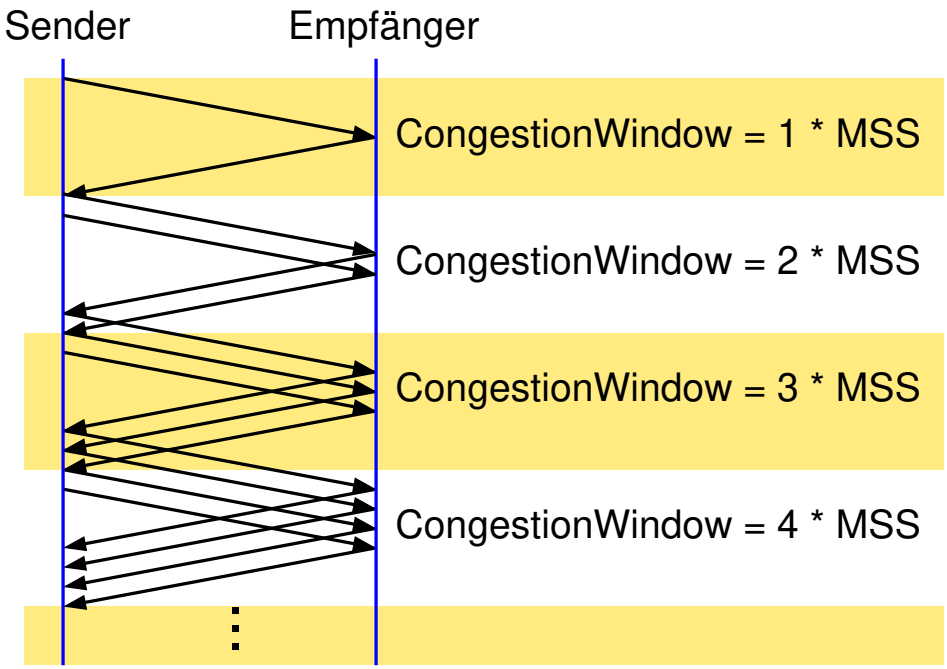
Die Grundidee beim *Additive Increase / Multiplicative Decrease* ist folgende:

- Wenn das Überlastfenster vollständig übertragen wurde, vergrößere das Fenster um ein Paket (additiv)
- Wenn ein Paket verloren geht, halbiere das Fenster (multiplikativ)

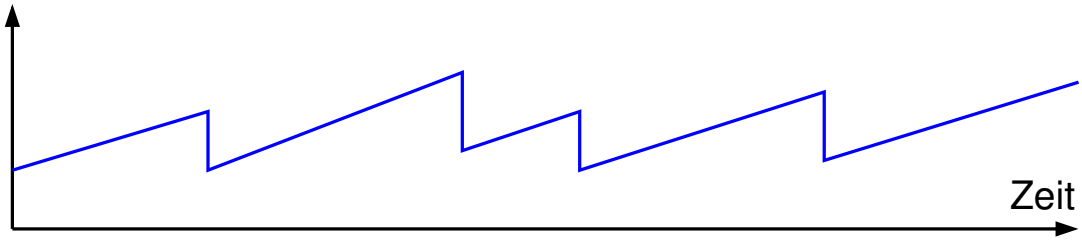
Da in TCP die Fenstergröße aber nicht in Paketen (bzw. Segmenten), sondern in Bytes gemessen wird, wird das **Increment** gemäß folgender Überlegung berechnet:

- Pro RTT wird immer ein **CongestionWindow** an Daten versendet.
- Im Mittel soll daher das **CongestionWindow** um ein (maximal grosses) Segment, also 1 **MSS**, pro RTT erhöht werden.
- Wenn maximal grosse Segmente versendet werden, bestätigt somit jedes ACK den Anteil **MSS** / **CongestionWindow** der Gesamtdatenmenge.
- Also wird das Überlastfenster mit jedem ACK um diesen Anteil der **MSS** erhöht, d.h. um **(MSS** / **CongestionWindow)** · **MSS**.

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

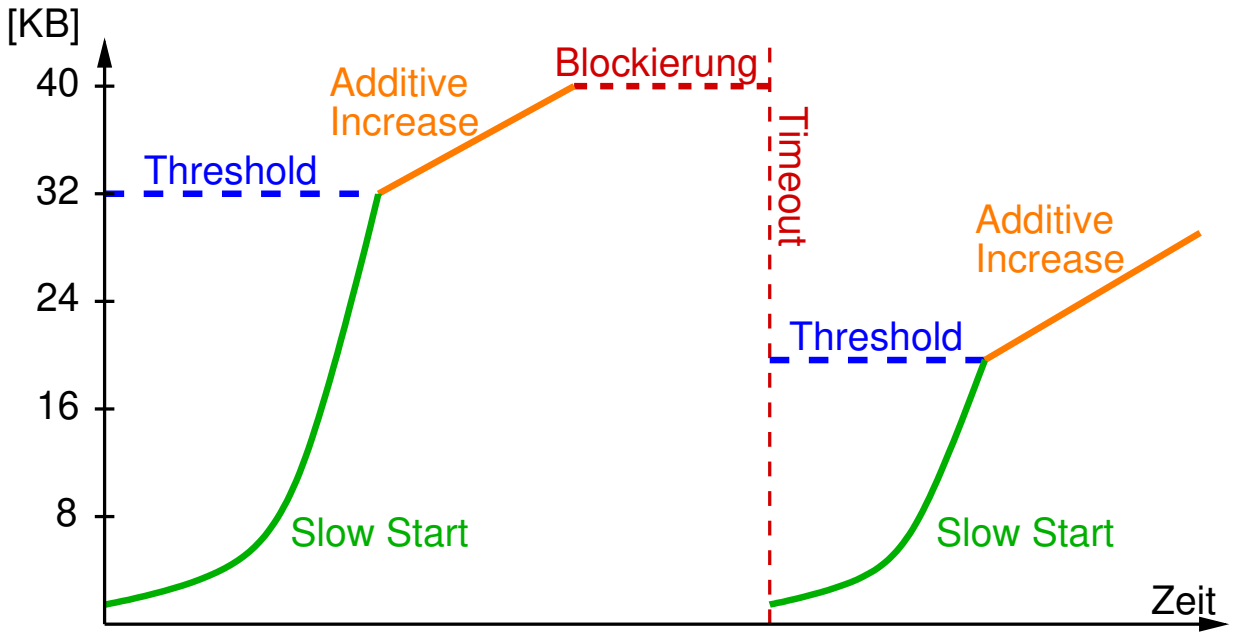
- Verhalten des ürsprünglichen TCP beim Start (bzw. bei Wiederanlauf nach Timeout):
  - sende **AdvertisedWindow** an Daten (ohne auf ACKs zu warten)
  - d.h. Start mit maximalem **CongestionWindow**
- Zu aggressiv, kann zu hoher Überlast führen
- Andererseits: Start mit **CongestionWindow** = MSS und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

7.6.3 *Slow Start* ...

Verhalten bei Timeout

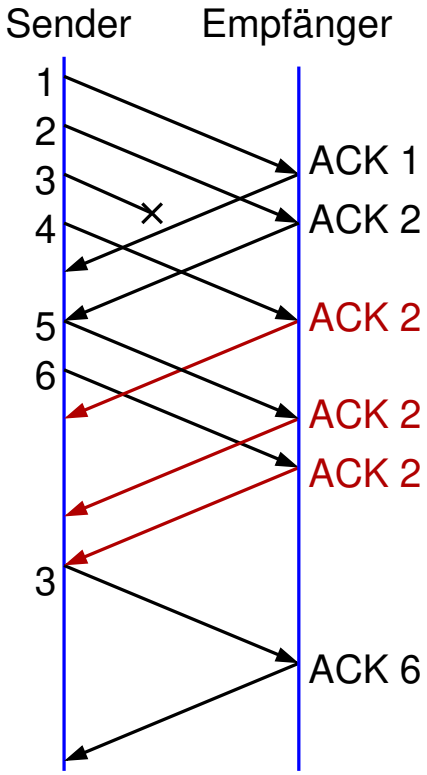
- *Slow Start* wird auch verwendet, wenn eine Verbindung bis zu einem Timeout blockiert:
  - Paket X geht verloren
  - Sendefenster ist ausgeschöpft, keine weiteren Pakete
  - nach Timeout: X wird neu übertragen, ein kumulatives ACK öffnet Sendefenster wieder
- In diesem Fall beim Timeout:
  - **CongestionThreshold**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

7.7 TCP Verbindungsauf- und -abbau ...

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

Rechnernetze I

SoSe 2025

26.06.2025

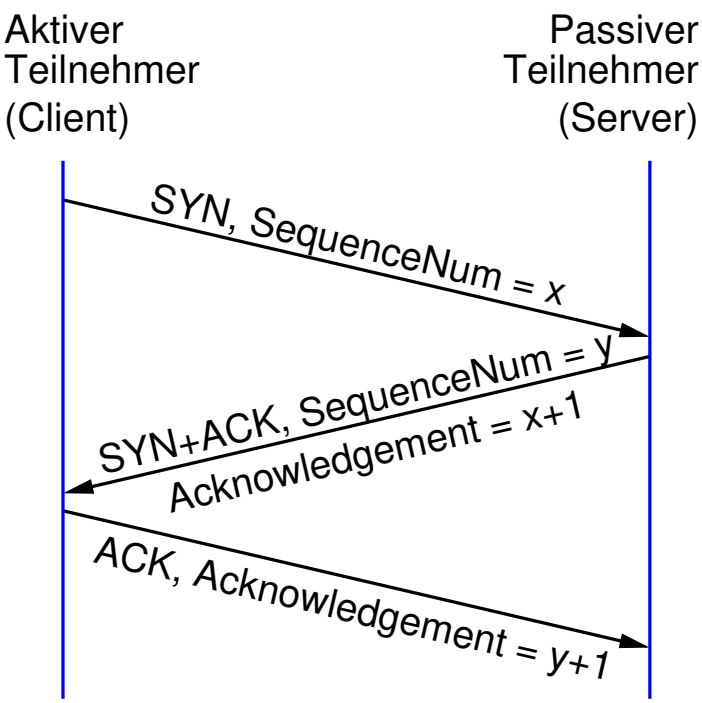
Roland Wismüller
Universität Siegen
roland.wismueller@uni-siegen.de
Tel.: 0271/740-4050, Büro: H-B 8404

Stand: 26. Juni 2025

7.7 TCP Verbindungsauf- und -abbau ...

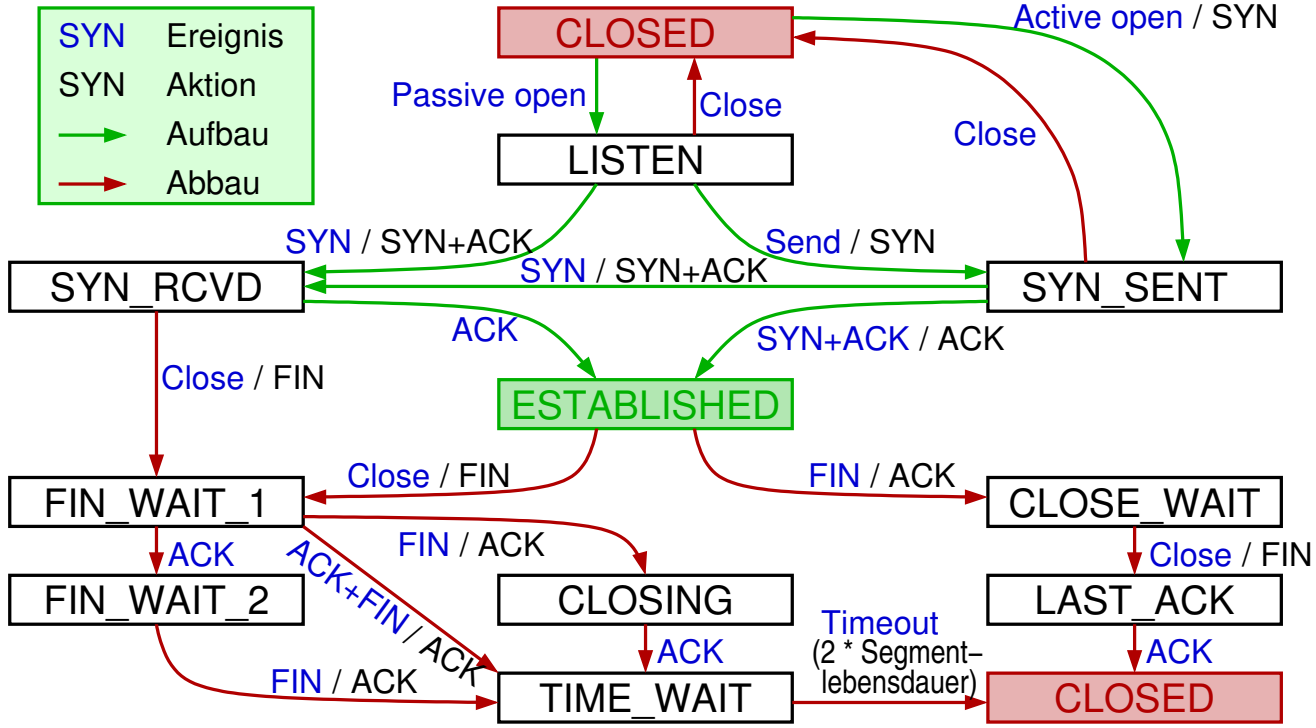
★★

Verbindungsaufbau: *Three-Way Handshake*



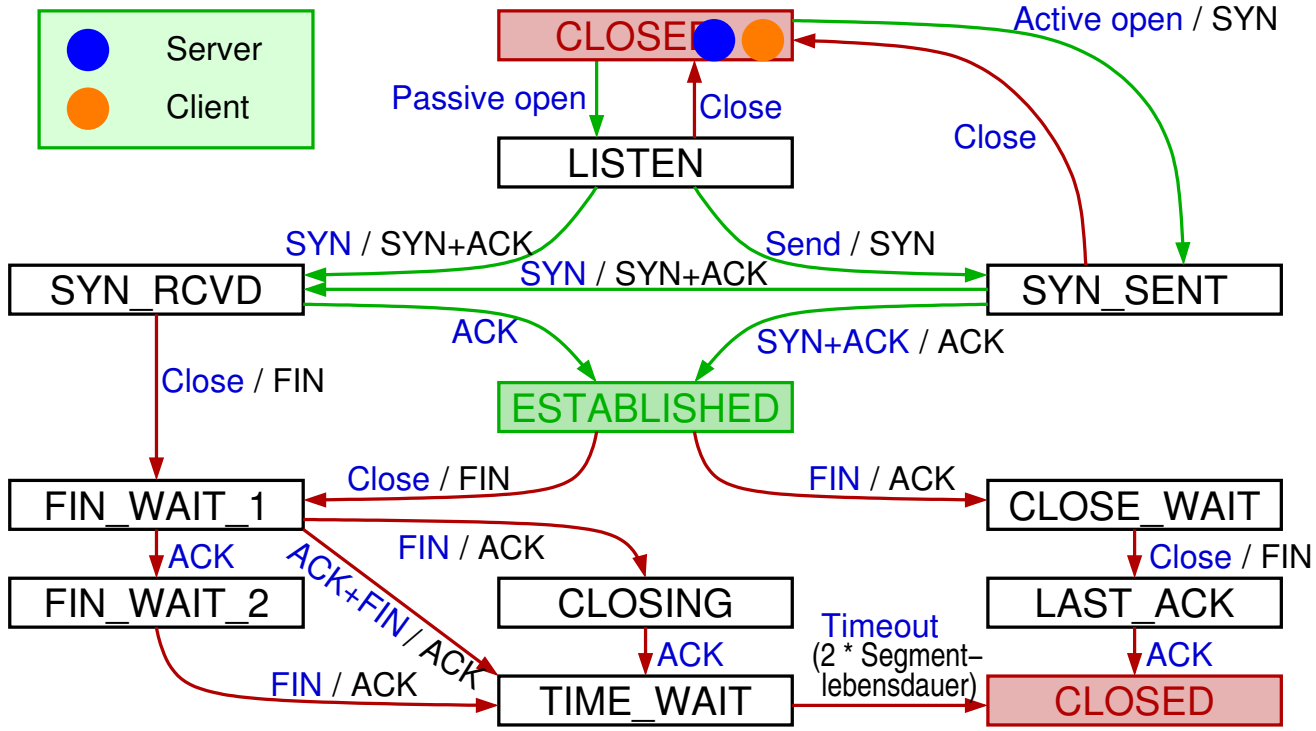
- Austausch von Sequenznummern
- „Zufälliger“ Startwert
  - jede Inkarnation nimmt andere Nummern
- Acknowledgement: nächste erwartete Sequenznummer

Zustände einer TCP-Verbindung



(Animierte Folie)

Zustände einer TCP-Verbindung ...



Anmerkungen zu Folie 301:

Im Beispiel kann der Client seinen Port nach dem Abbau der Verbindung längere Zeit nicht wiederverwenden (Zustand TIME_WAIT). Damit wird verhindert, daß zu schnell eine neue Inkarnation derselben Verbindung aufgebaut wird, da dies zu Problemen führen könnte, wenn noch Segmente aus der alten Inkarnation unterwegs sind.

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