# Rechnernetze I

## SoSe 2025

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

Stand: 10. April 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

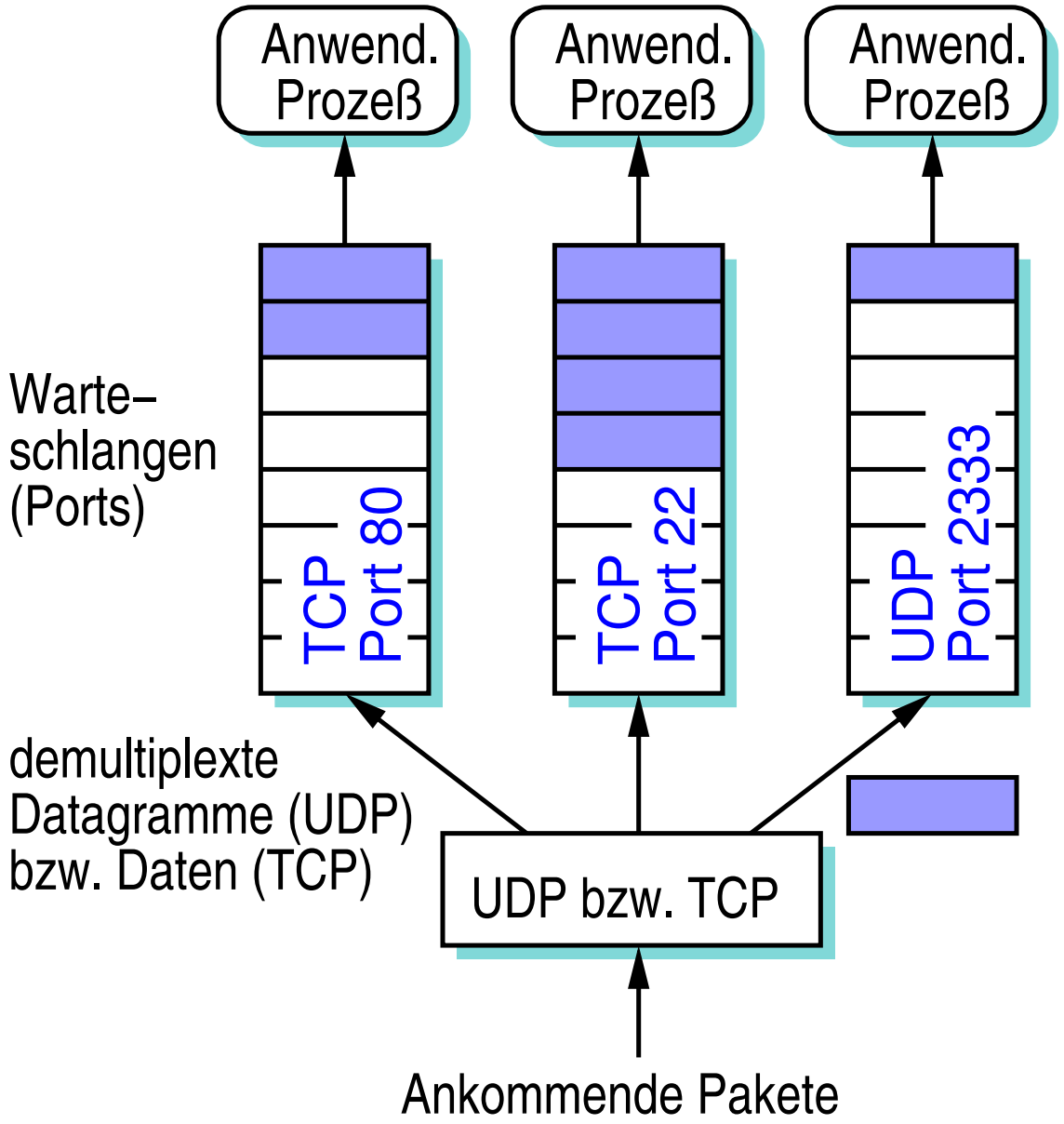
★★

- 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

## Port-Demultiplexing

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

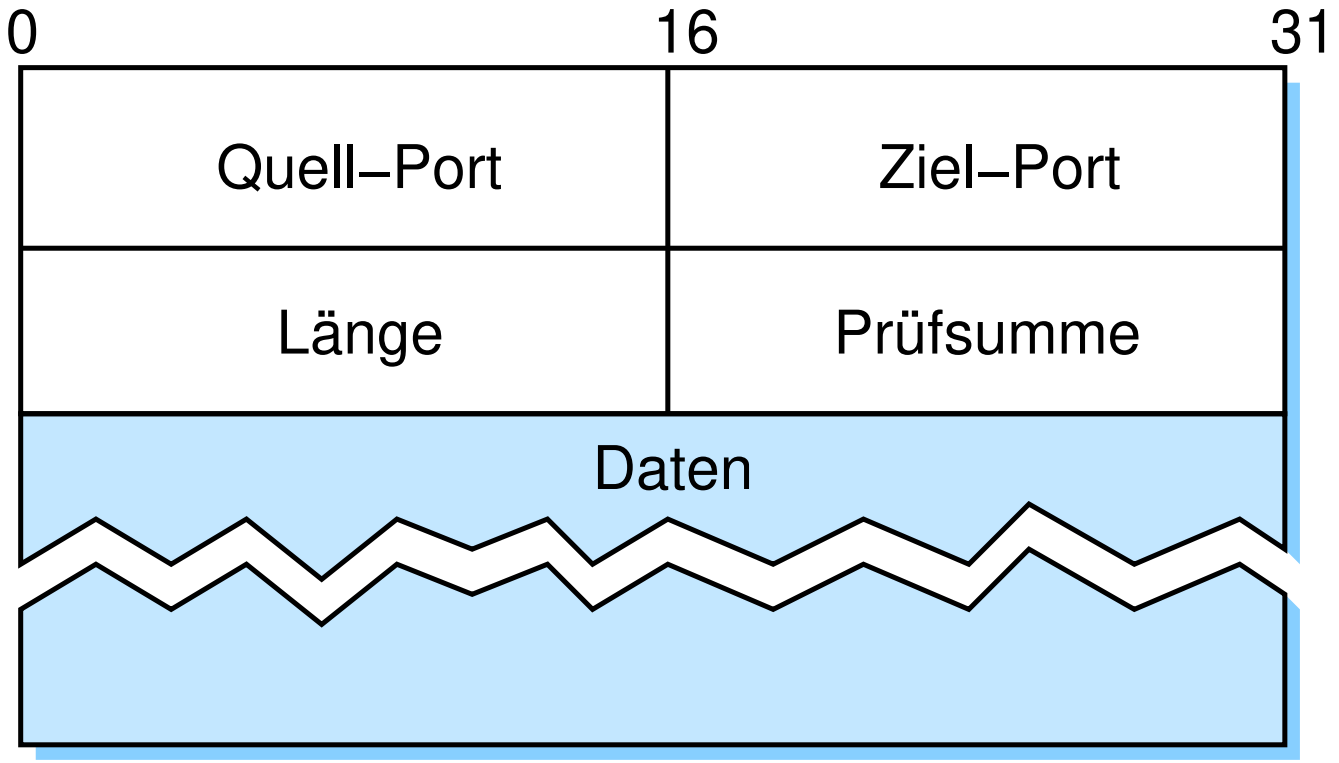


★★★

## 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!)

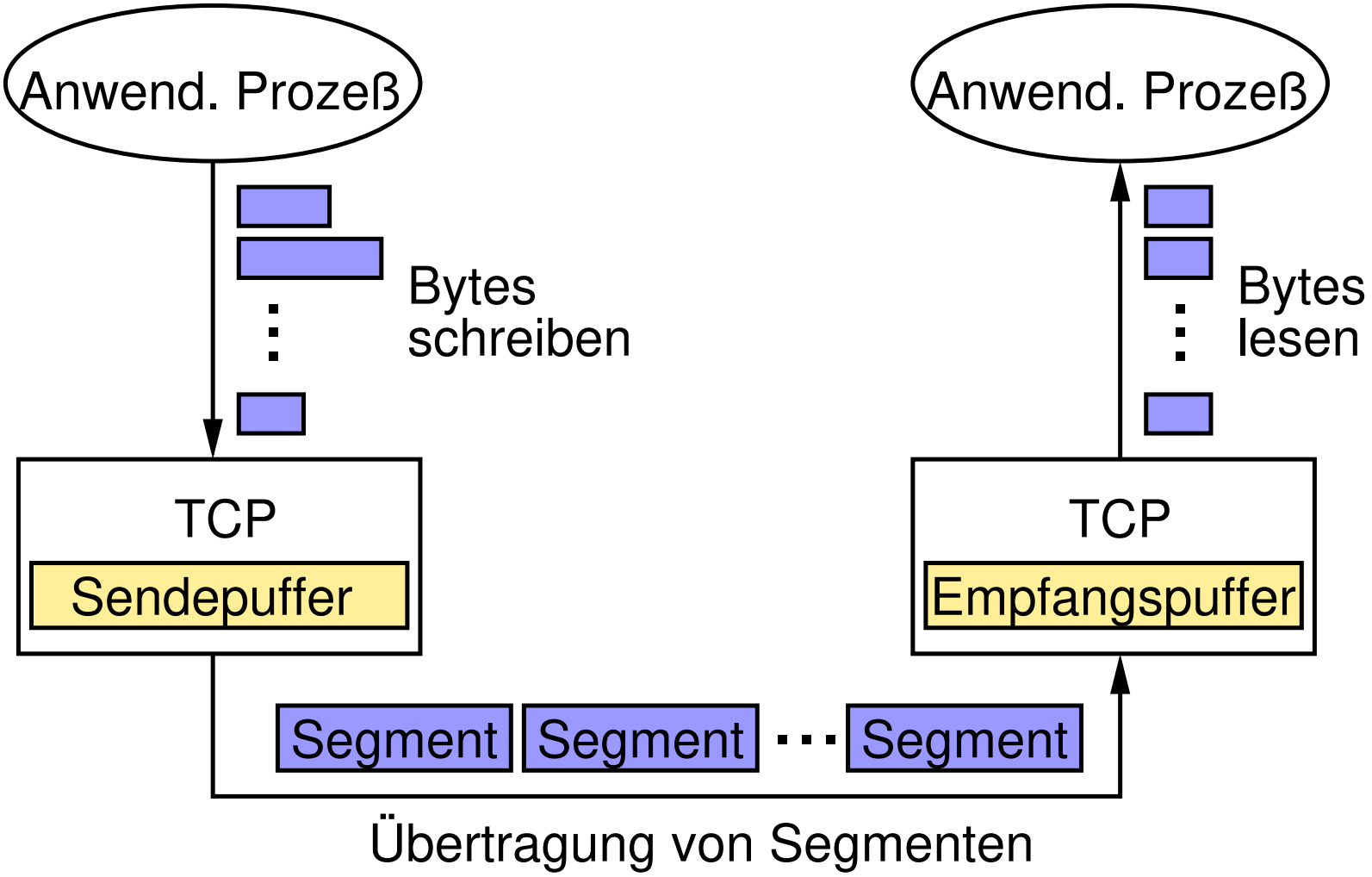
★★★

## 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

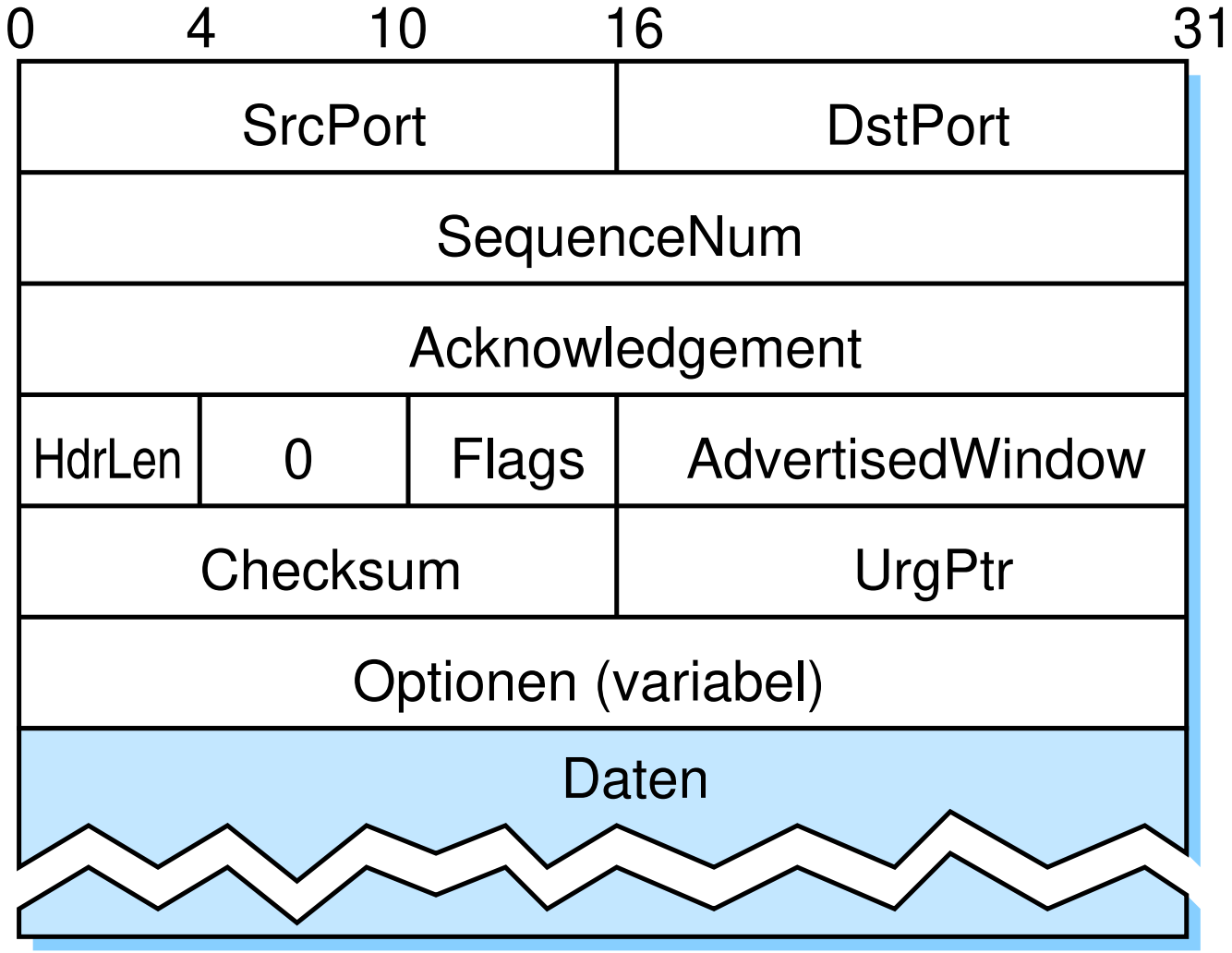
- TCP überträgt Daten (Byteströme) segmentweise



## 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

★★

## 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!

★★★

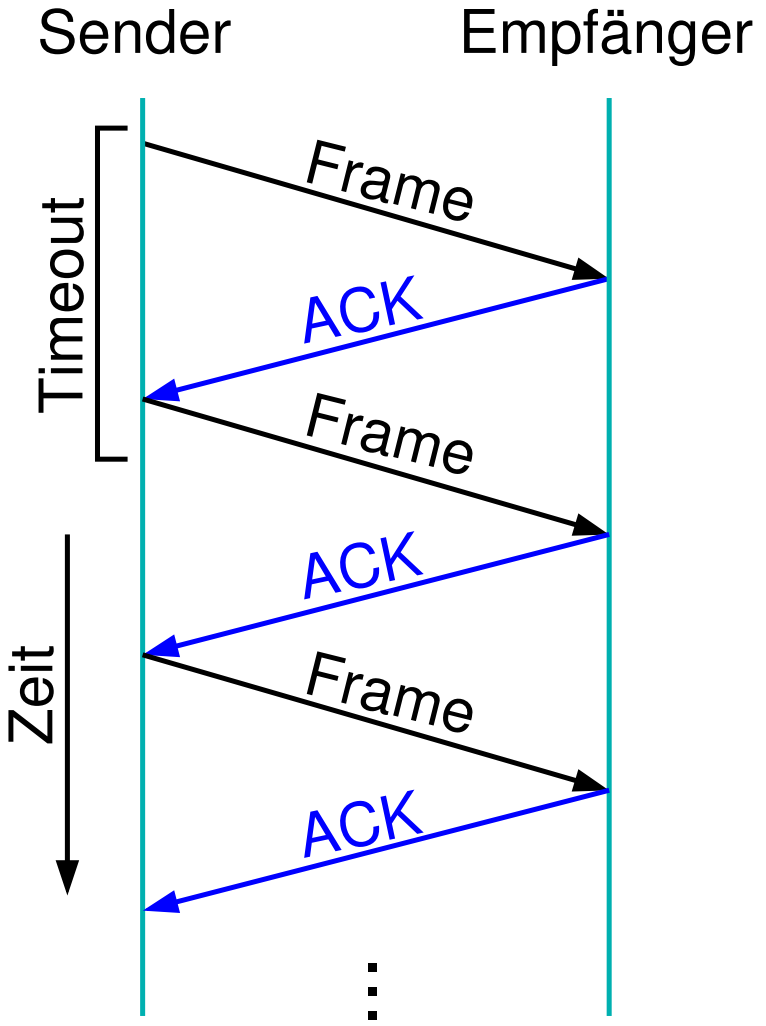
## Basismechanismen zur Lösung:

- **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

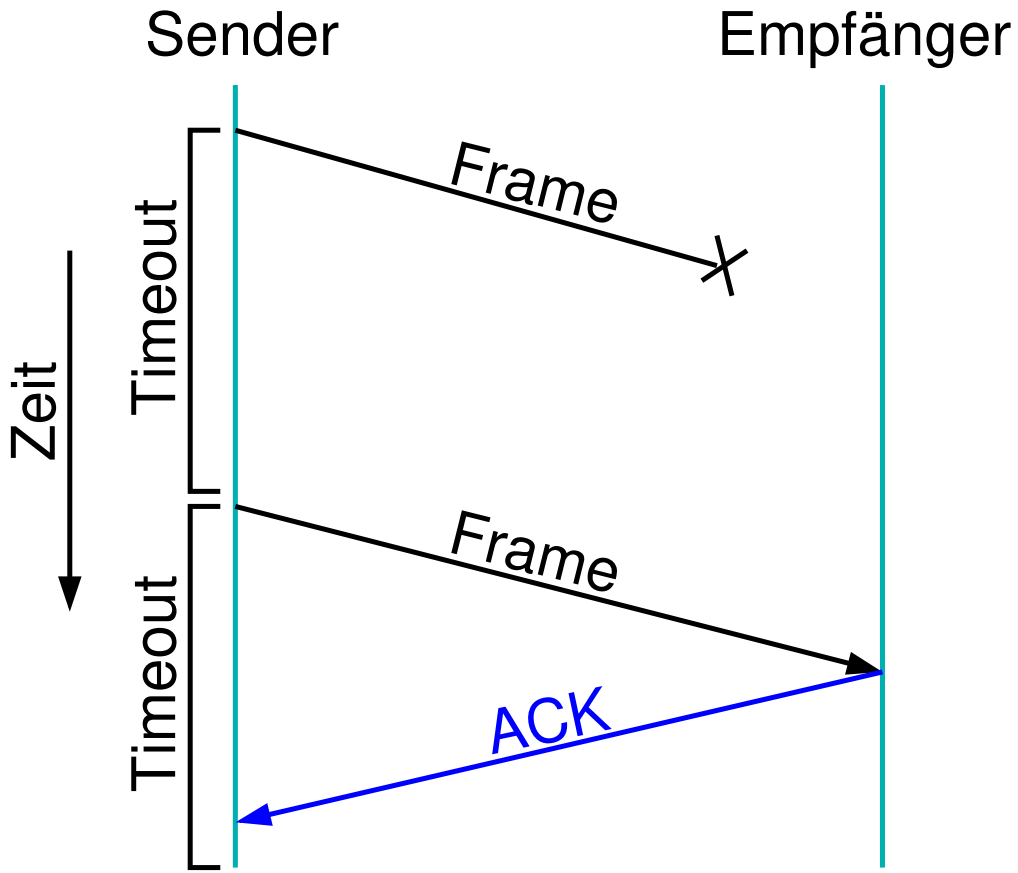
- Sender wartet nach der Übertragung eines Frames, bis ACK eintrifft
- Erst danach wird der nächste Frame gesendet



★★★

## Ablauf bei Übertragungsfehler

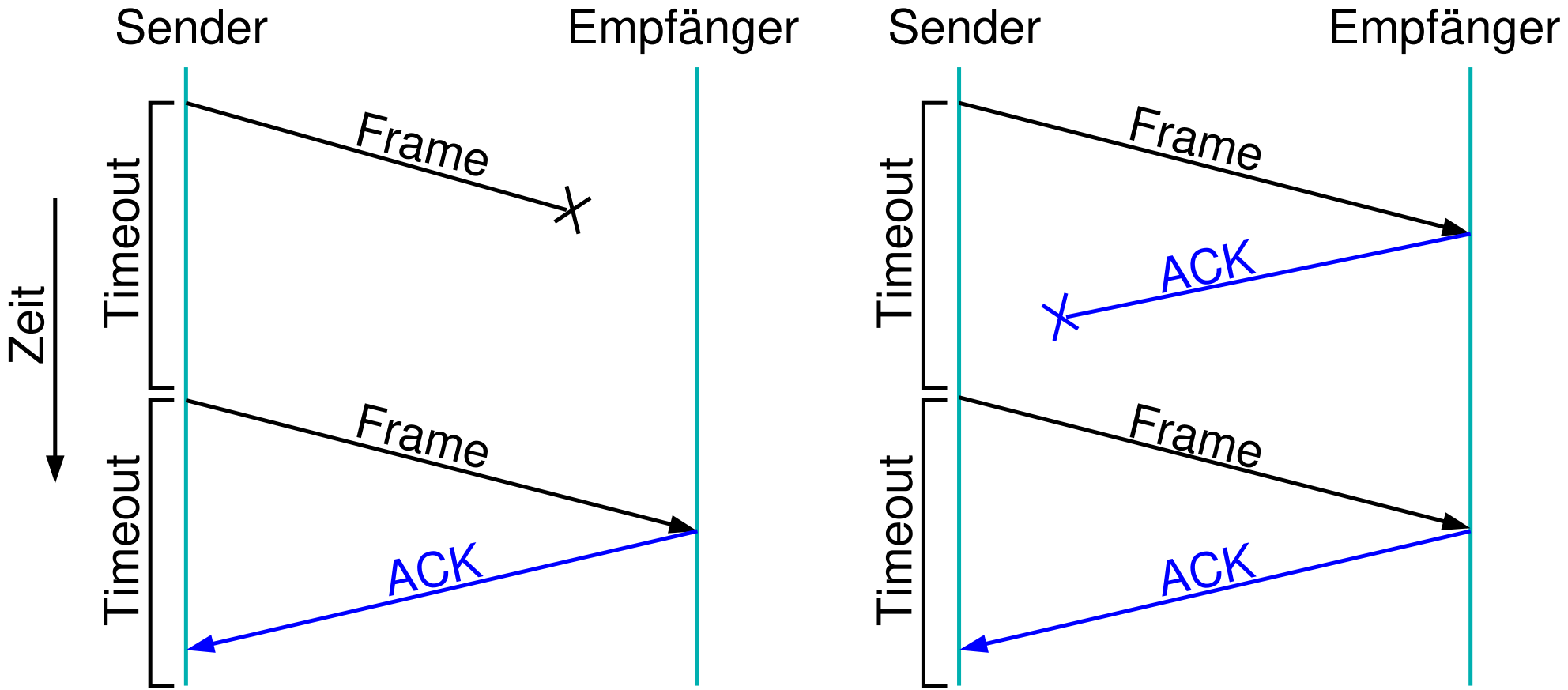
- Falls ACK nicht innerhalb der Timout-Zeit eintrifft:
  - Wiederholung des gesendeten Frames



★★★

## Ablauf bei Übertragungsfehler

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

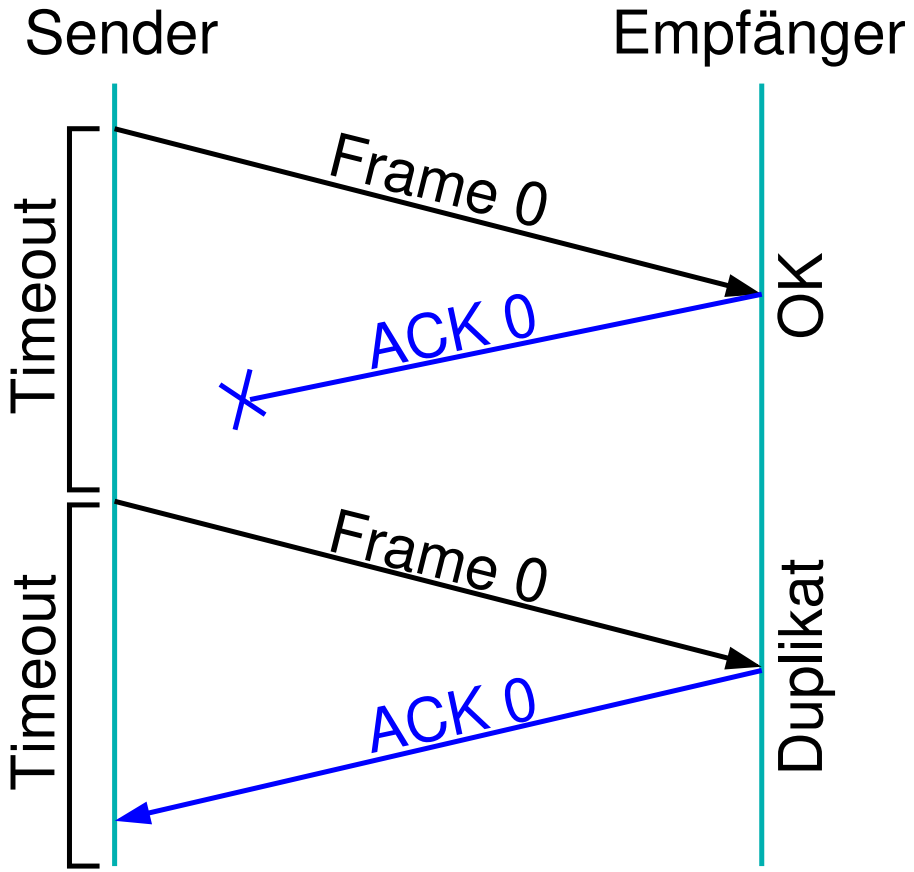


★★★

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

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

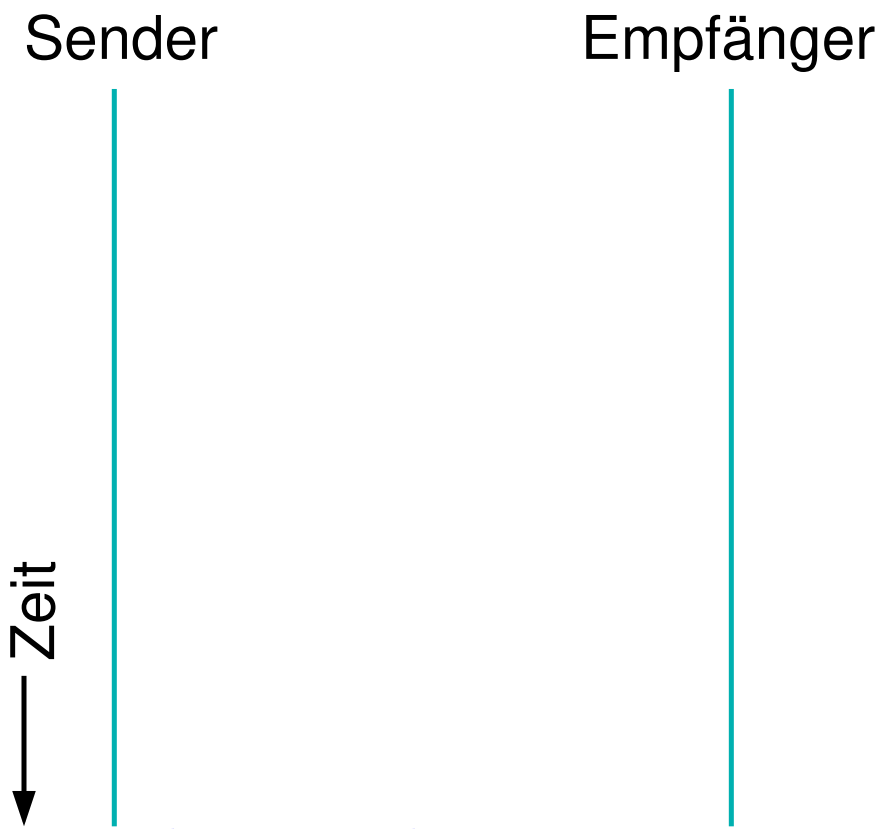
- Daher: Frames und ACKs erhalten eine **Sequenznummer**
- Bei Stop-and-Wait reicht eine 1 Bit lange Sequenznummer
  - d.h. abwechselnd 0 und 1
  - Voraussetzung: Leitung vertauscht keine Frames



★★★

## Motivation

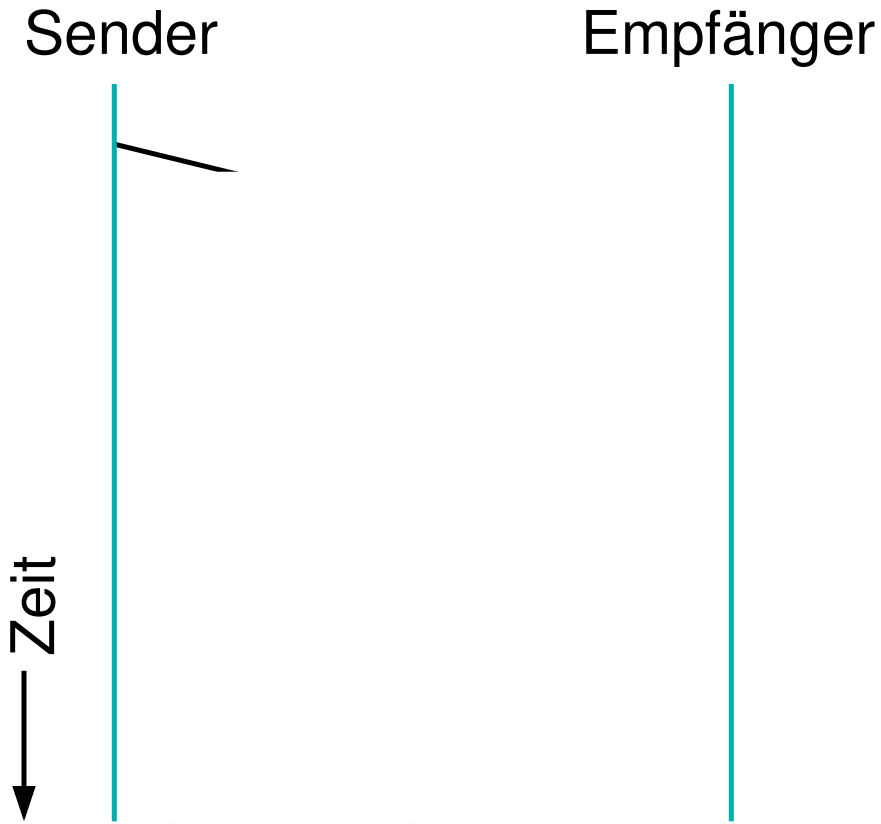
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet



★★★

## Motivation

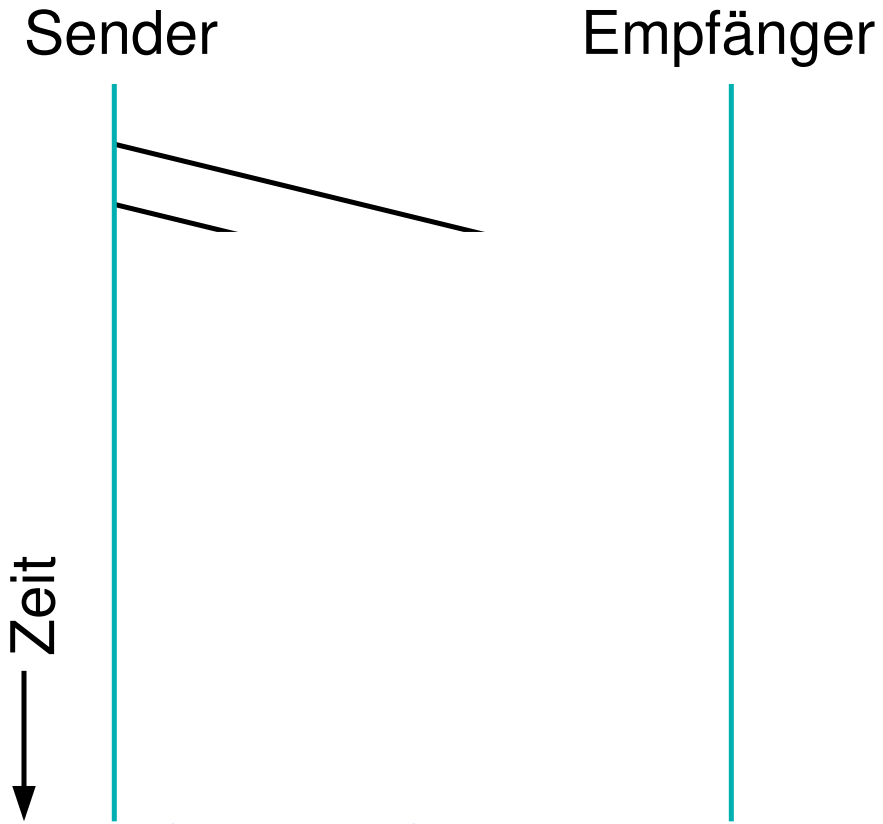
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet



★★★

## Motivation

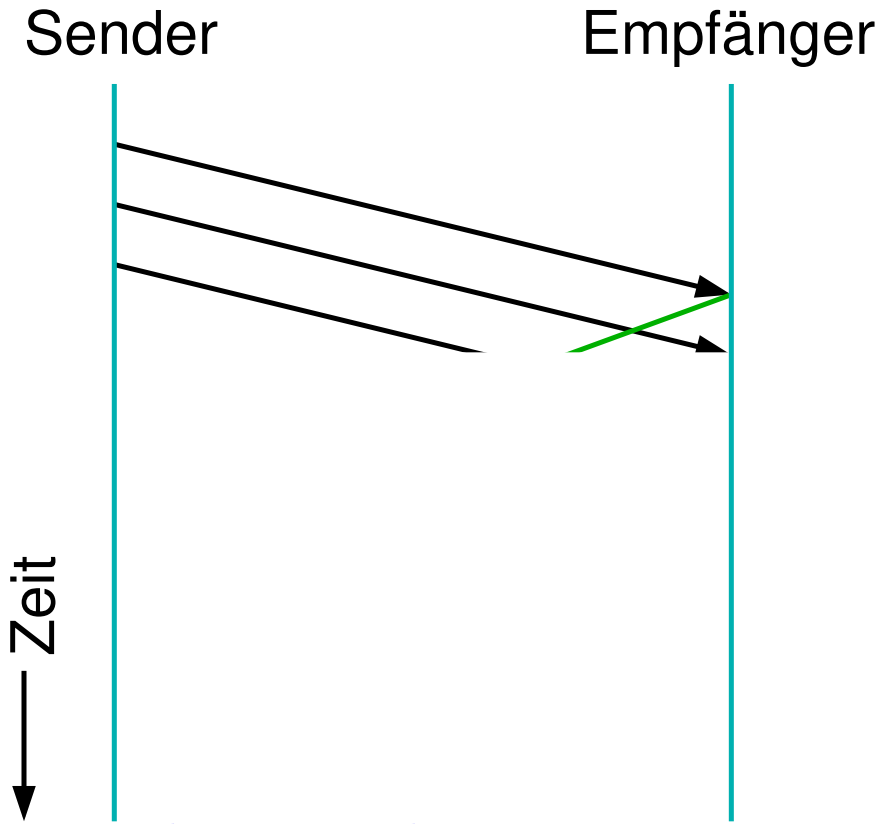
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet



★★★

## Motivation

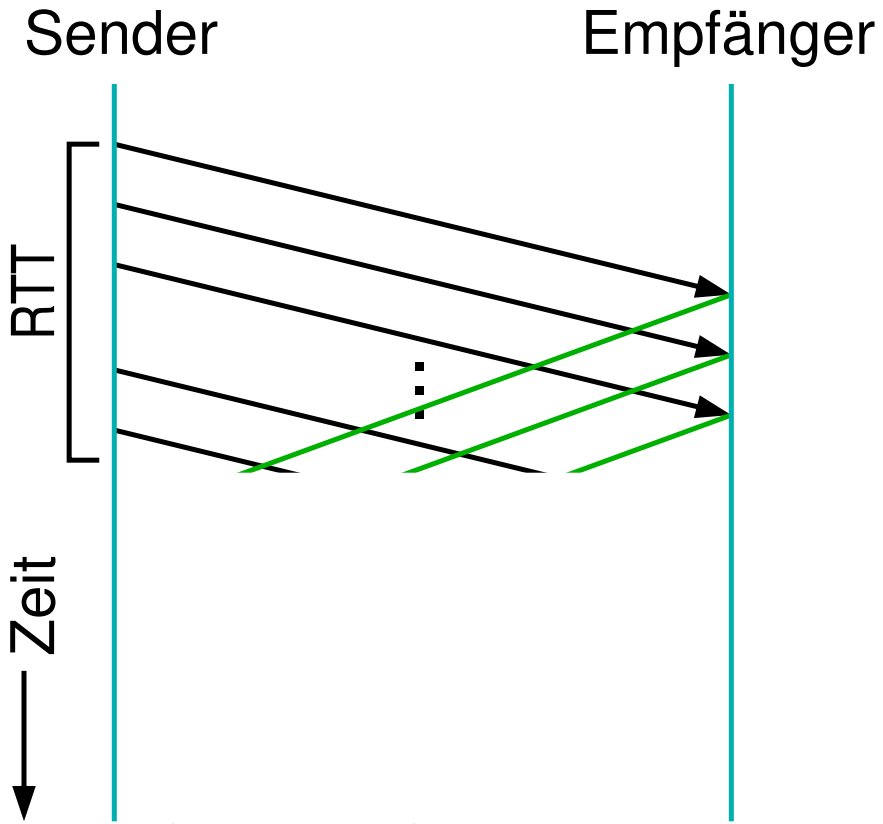
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet



★★★

## Motivation

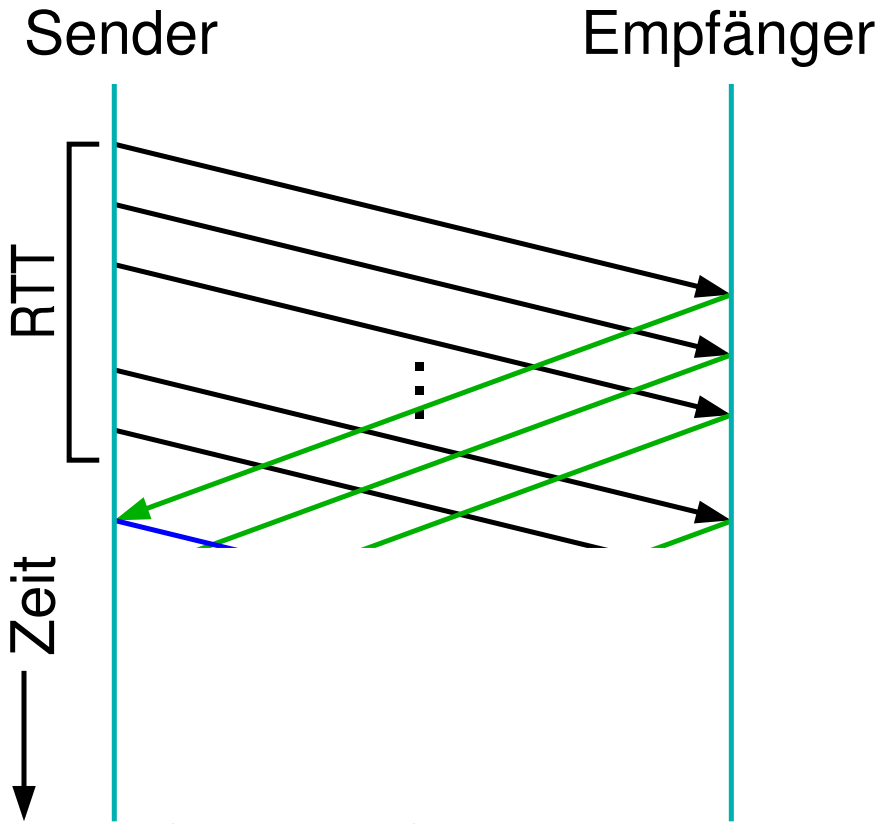
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet



★★★

## Motivation

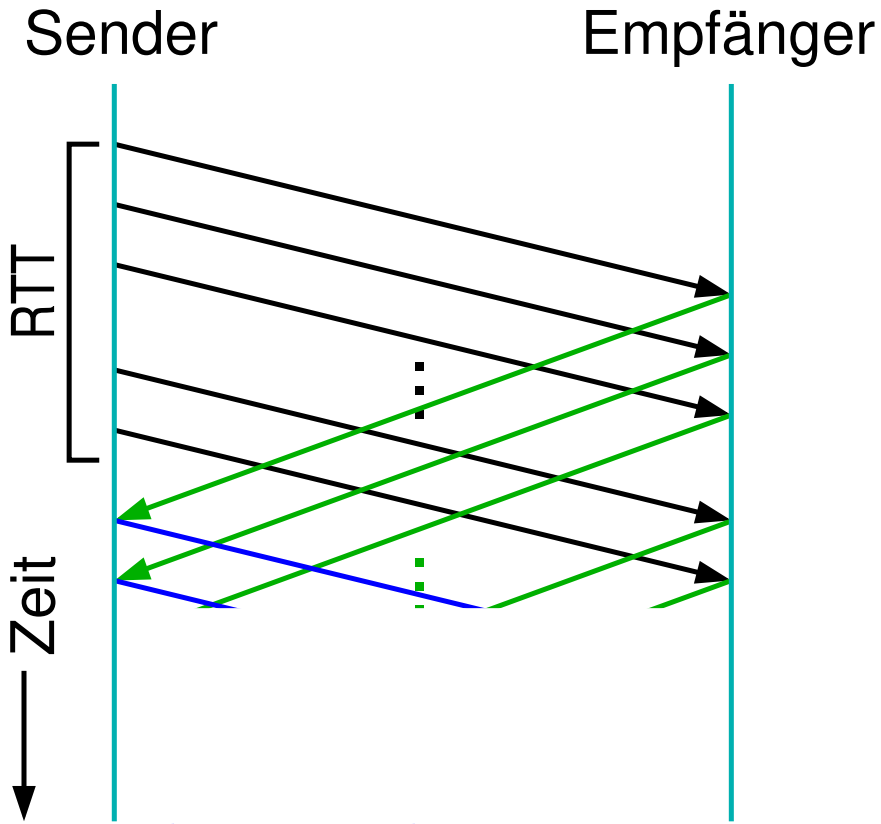
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen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



★★★

## Motivation

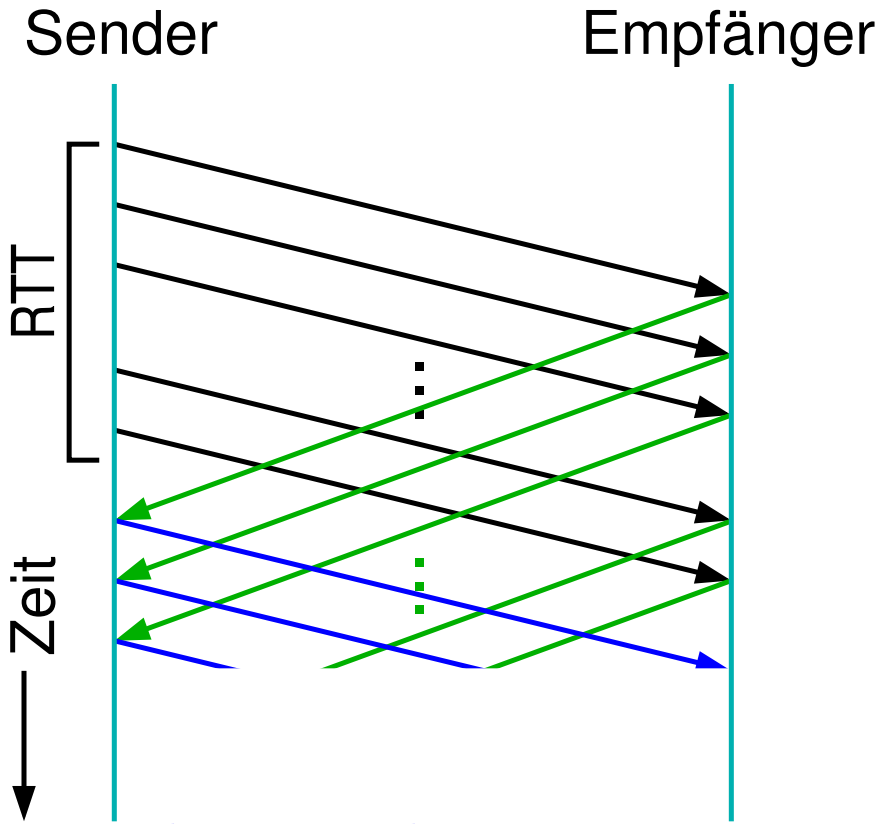
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen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



★★★

## Motivation

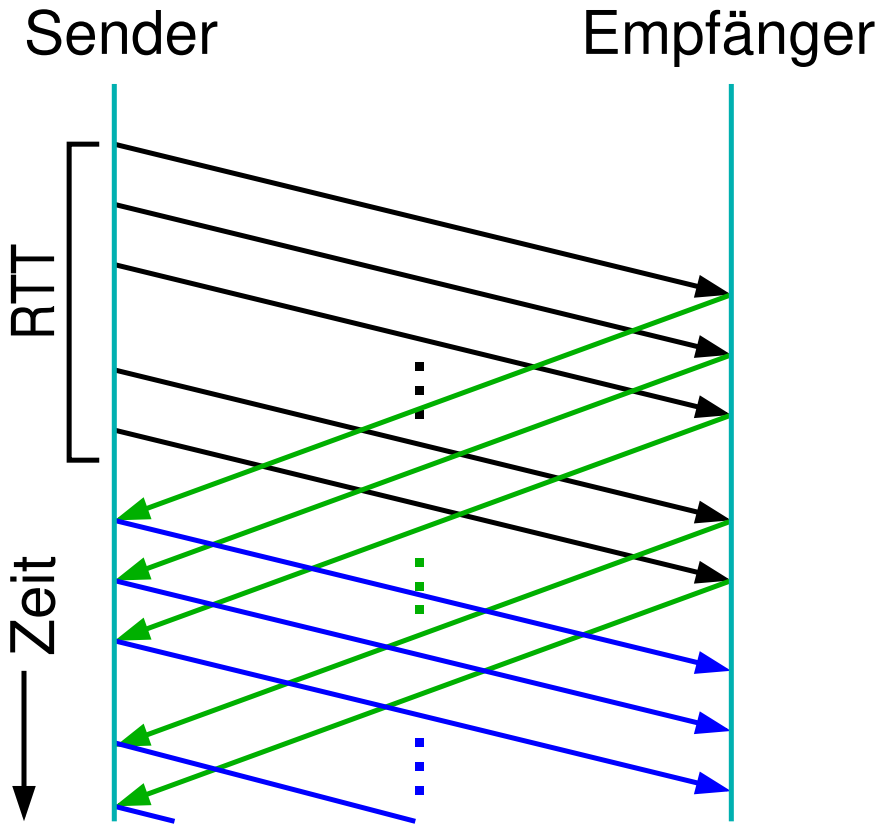
- Problem bei *Stop-and-Wait*:
  - Leitung wird nicht ausgelastet, da nur ein Frame pro RTT übertragen werden kann
- Um Leitung auszulasten:
  - Sender sollte die Datenmenge senden, die dem Verzögerungs(RTT)-Bandbreiten-Produkt entspricht, bevor er auf das erste ACK wartet
  - dann mit jedem ACK einen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



★★★

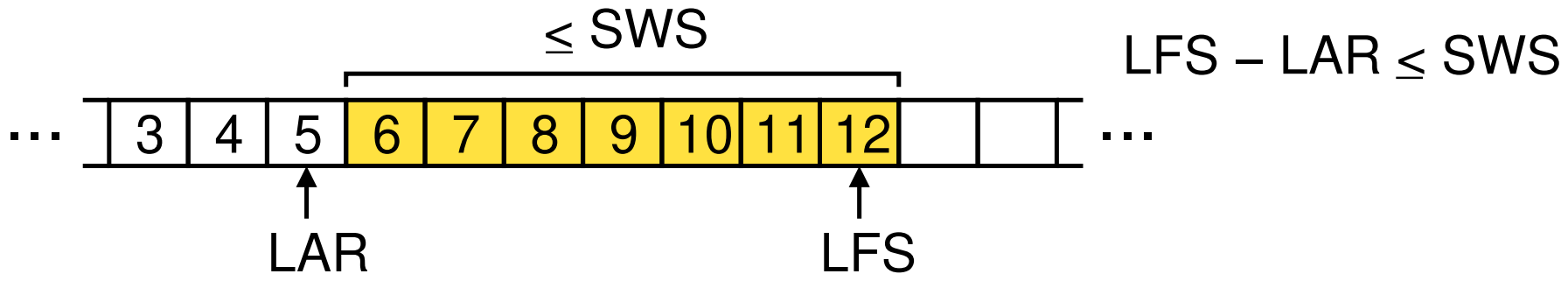
## Motivation

- 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

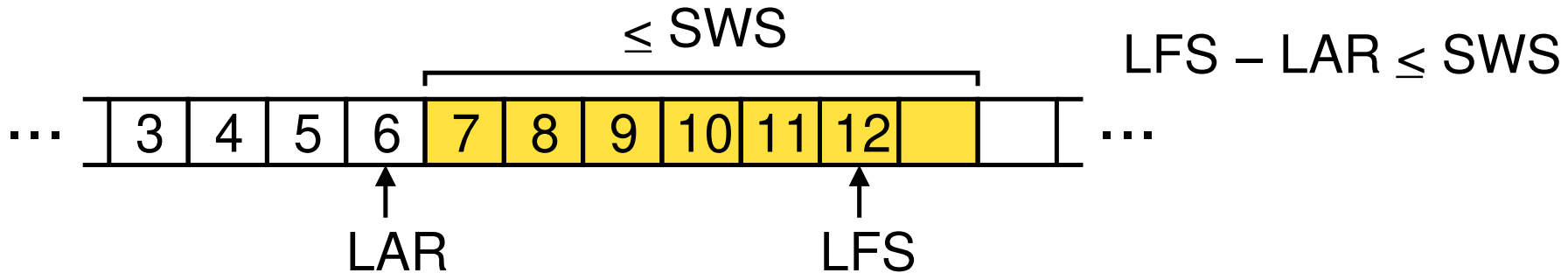
- Jeder Frame erhält eine Sequenznummer
- Der **Sender** besitzt ein „Schiebefenster“ (*Sliding Window*):




  - 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

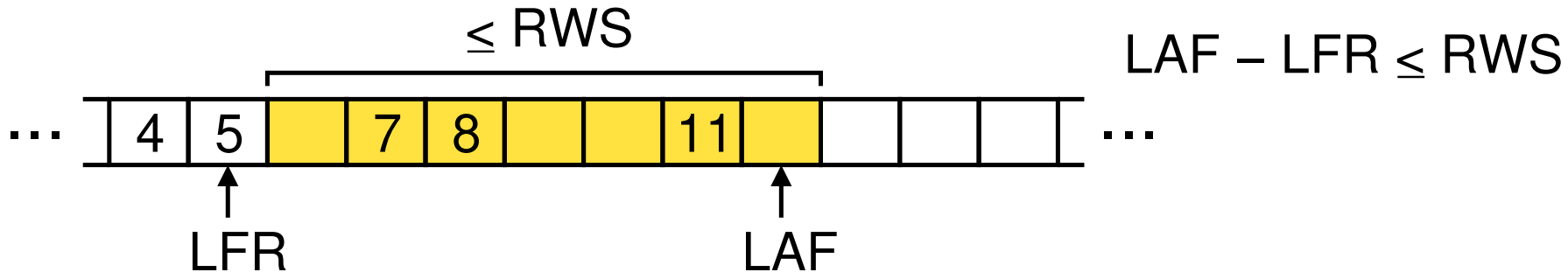
- Jeder Frame erhält eine Sequenznummer
- Der **Sender** besitzt ein „Schiebefenster“ (*Sliding Window*):




  - 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 ...

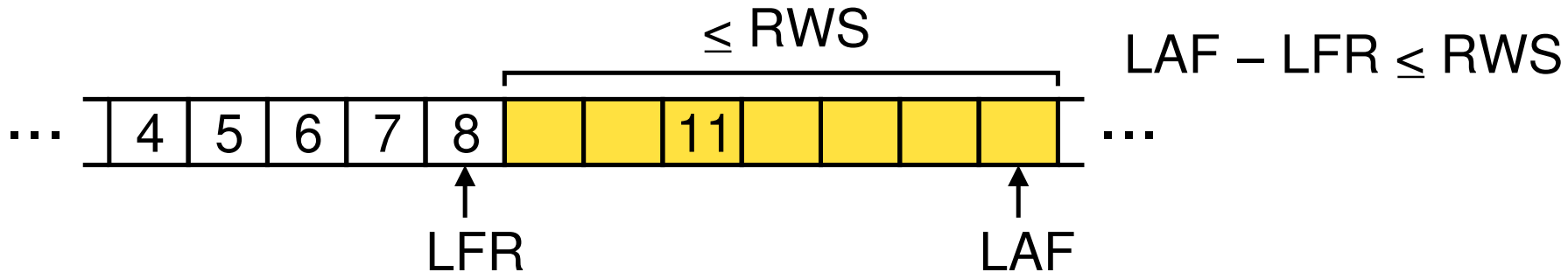
- Der **Empfänger** hat ebenfalls ein *Sliding Window*:




  - 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: $\text{NSeqNum} \geq \text{SWS} + 1$
    - falls RWS = SWS: $\text{NSeqNum} \geq 2 \cdot \text{SWS}$

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

# 7.5 Übertragungssicherung in TCP



- 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

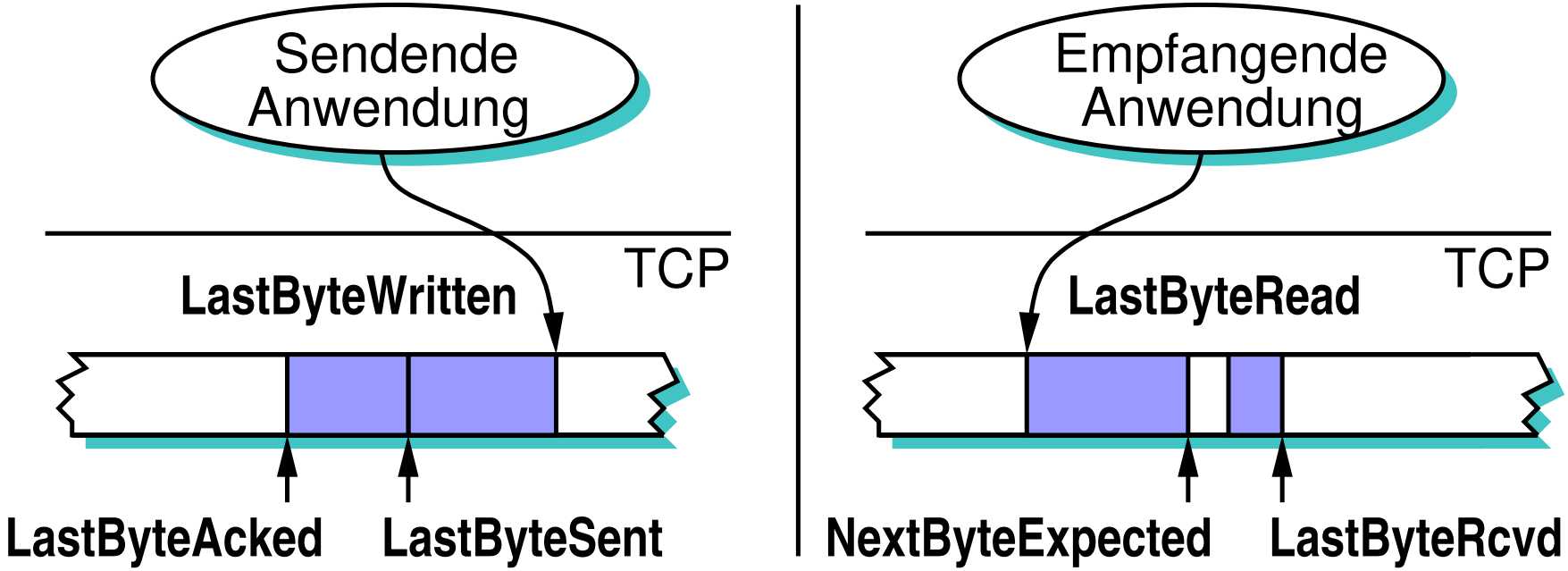
★★

## 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

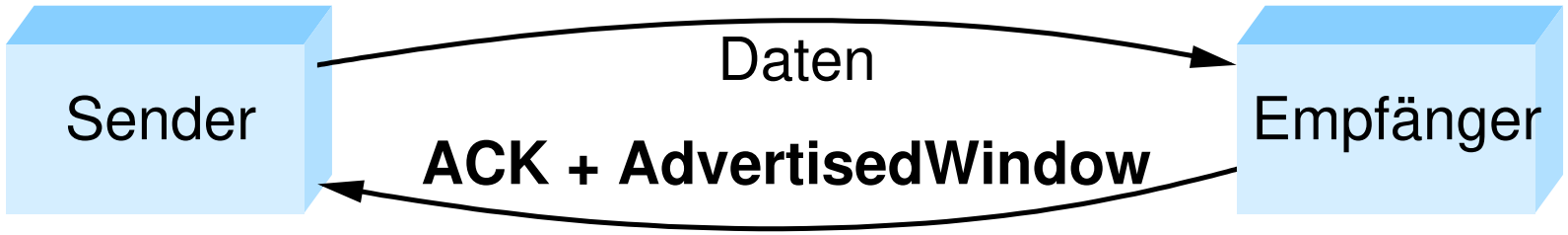
- Algorithmus arbeitet auf Byte-Ebene
  - Sequenznummern werden um die Anzahl gesendeter bzw. empfangener Bytes erhöht



★★

## Flusskontrolle

- Empfänger teilt Sender die Größe des freien Puffers mit:




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

- $\Rightarrow$ 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

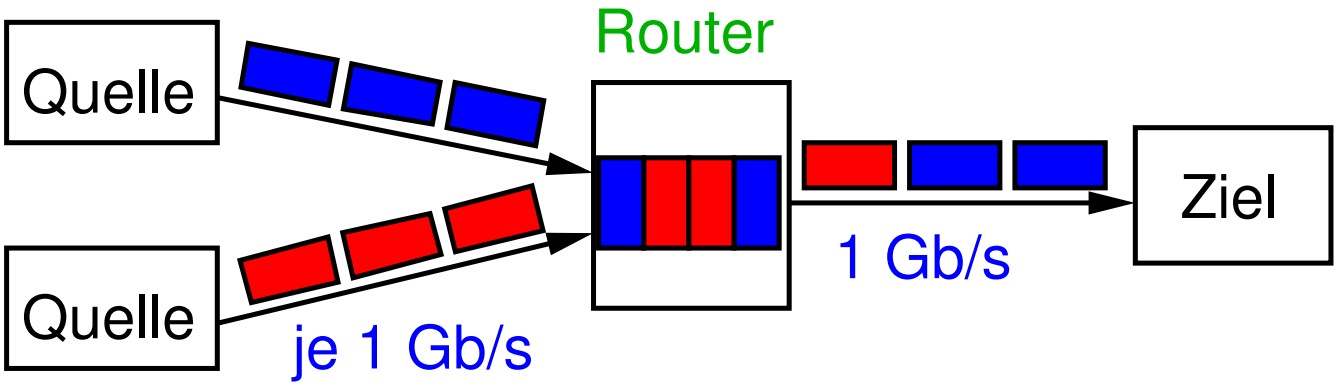
- Berechne gleitenden Mittelwert und (approximierte) Standard-abweichung der RTT:
  - $\textbf{Deviation} = \delta \cdot |\textbf{SampleRTT} - \textbf{EstimatedRTT}| + (1-\delta) \cdot \textbf{Deviation}$
  - $\textbf{EstimatedRTT} = \delta \cdot \textbf{SampleRTT} + (1-\delta) \cdot \textbf{EstimatedRTT}$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

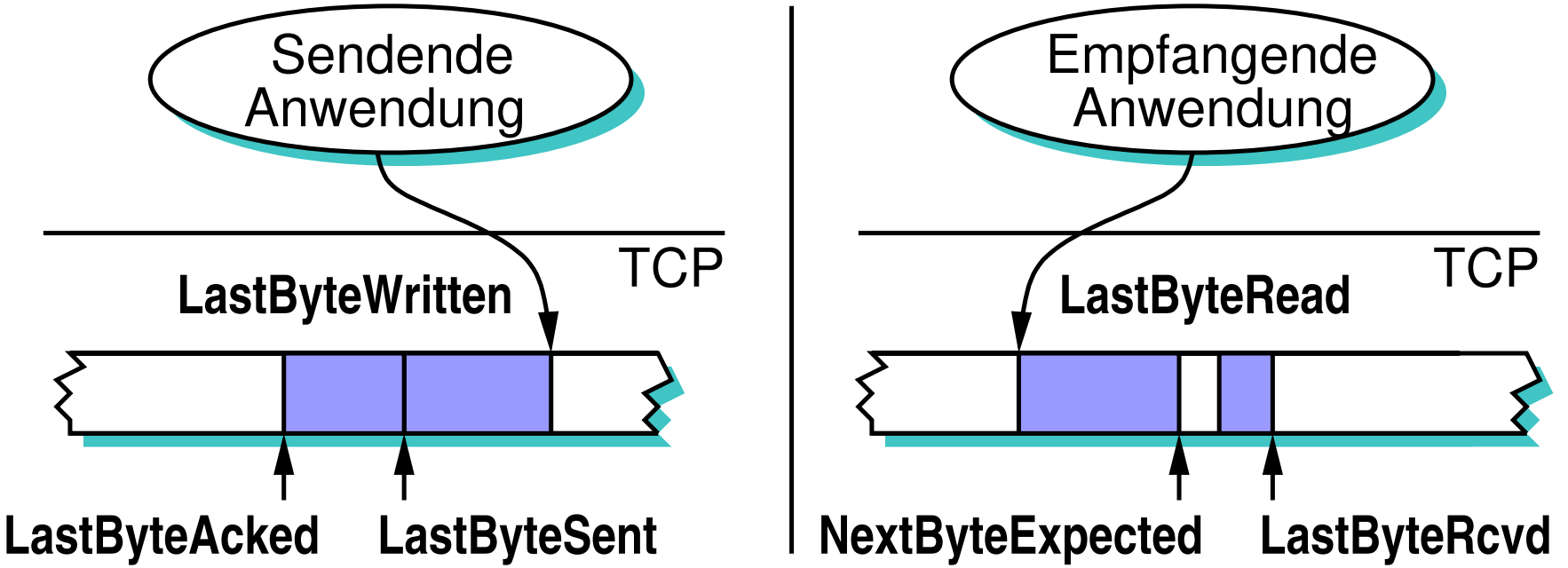
- **Flusskontrolle** verhindert, daß **ein Sender** seinen **Empfänger** überlastet
- **Überlastkontrolle** (bzw. **-vermeidung**) verhindert, daß **mehrere Sender** einen Teil des **Netzwerks** (= Zwischenknoten) überlasten

# 7.6.1 Überlastkontrolle in TCP

- Einführung Ende der 1980'er Jahre (8 Jahre nach Einführung von TCP) zur Behebung akuter Überlastprobleme
  - Überlast $\Rightarrow$ Paketverlust $\Rightarrow$ Neuübertragung $\Rightarrow$ noch mehr Überlast!
- Idee:
  - jeder Sender bestimmt, für wieviele Pakete (Segmente) Platz im Netzwerk ist
  - wenn Netz „gefüllt“ ist:
    - Ankunft eines ACKs $\Rightarrow$ 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

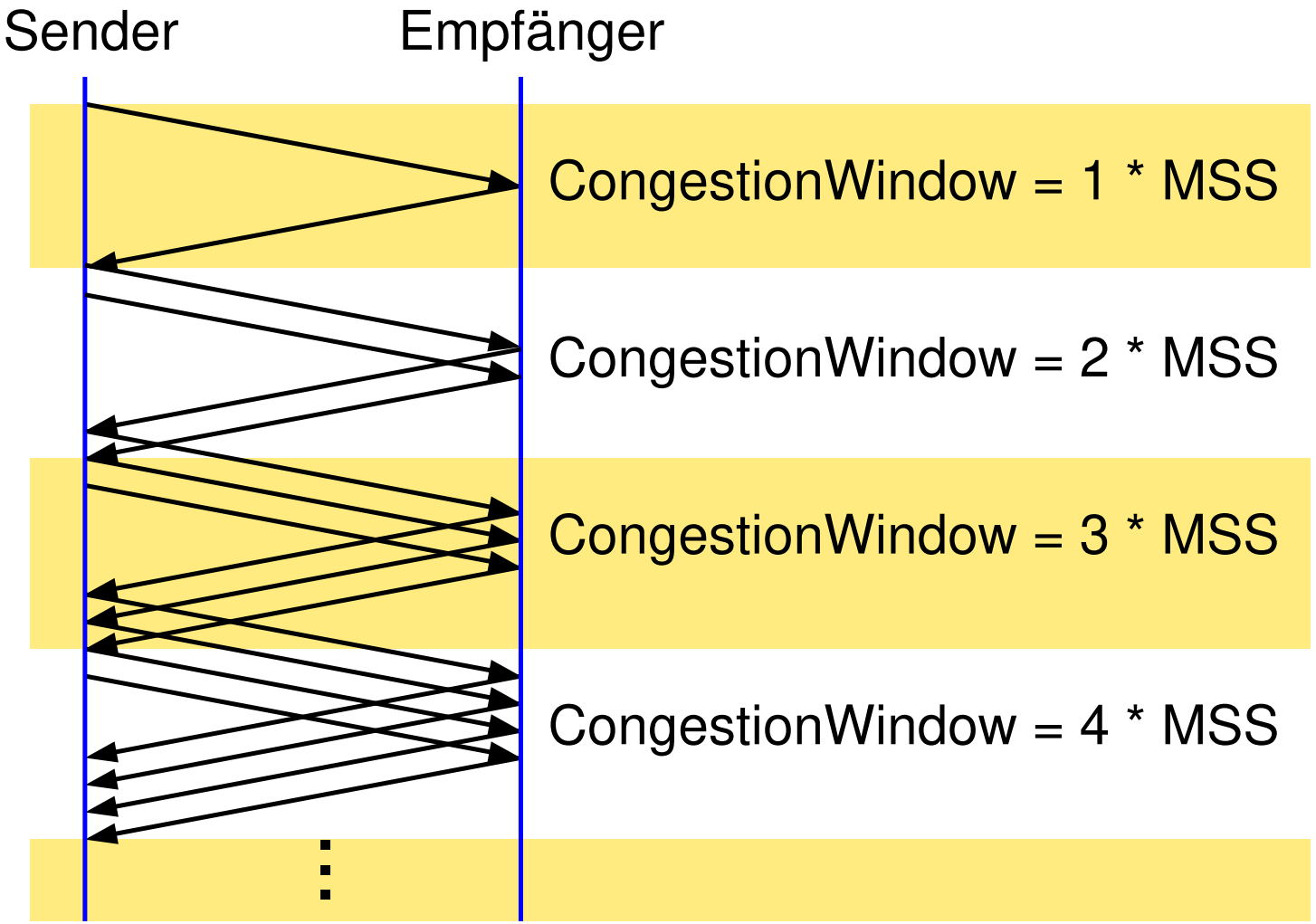
- Hosts bestimmen **CongestionWindow** durch Beobachtung des Paketverlusts
- Basismechanismus:
  - *Additive Increase / Multiplicative Decrease*
- Erweiterungen:
  - *Slow Start*
  - *Fast Retransmit / Fast Recovery*

## Vorgehensweise

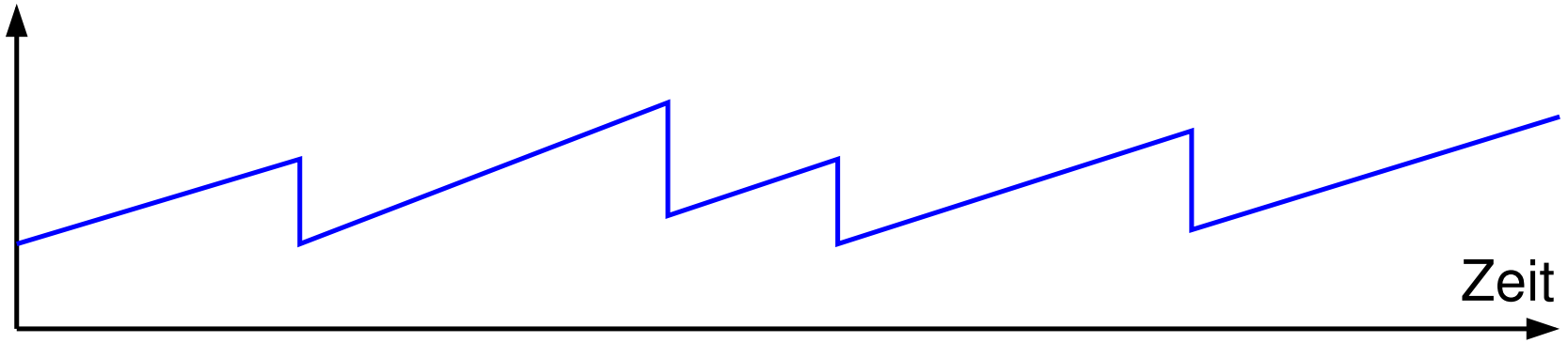
- **CongestionWindow** sollte
  - groß sein ohne / bei wenig Überlast
  - klein sein bei viel Überlast
- Überlast wird erkannt durch Paketverlust
- Bei Empfang eines ACK:
  - **Increment** = **MSS** · **(MSS** / **CongestionWindow)**
  - **CongestionWindow** += **Increment**

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

## *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

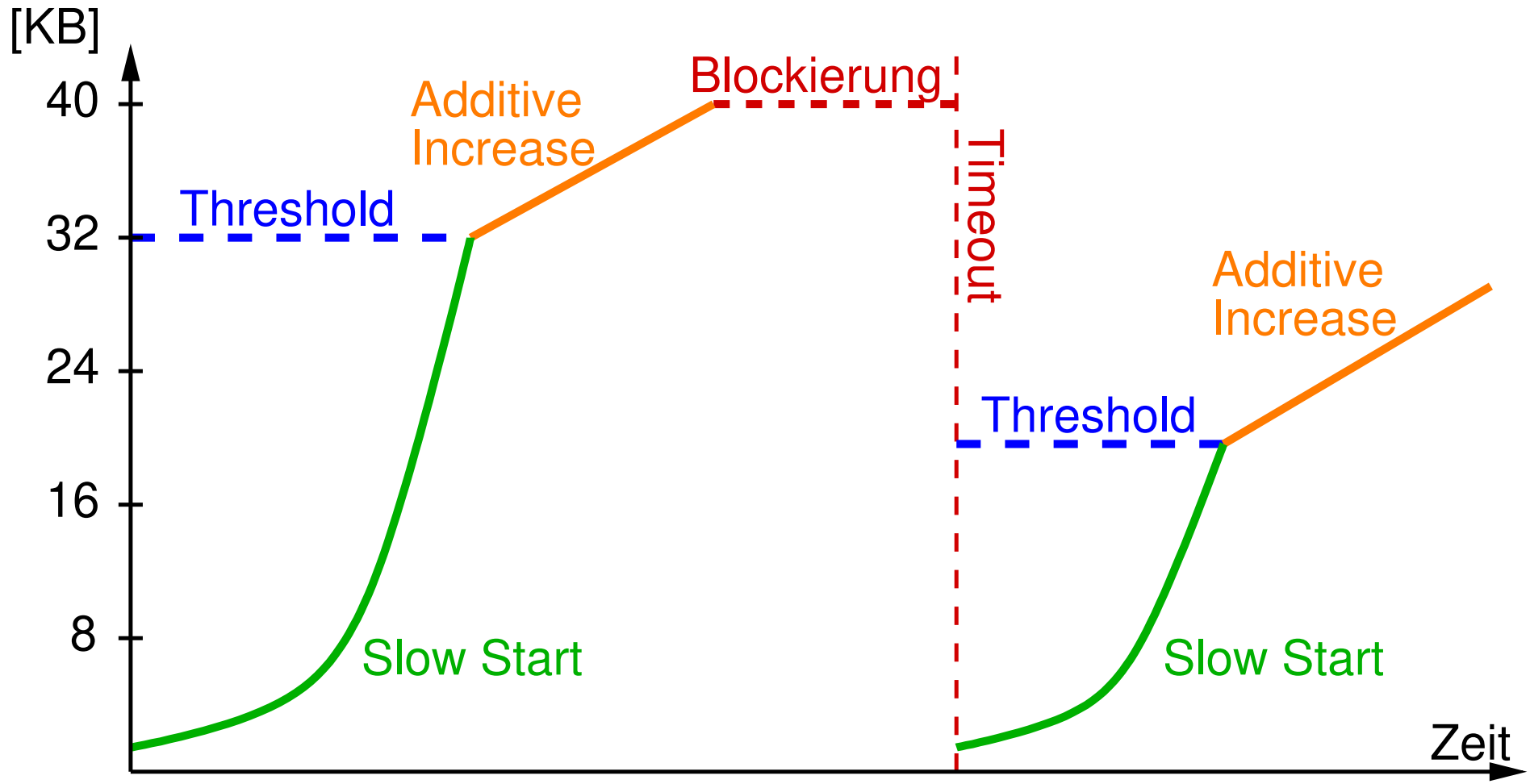
## Hintergrund

- 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

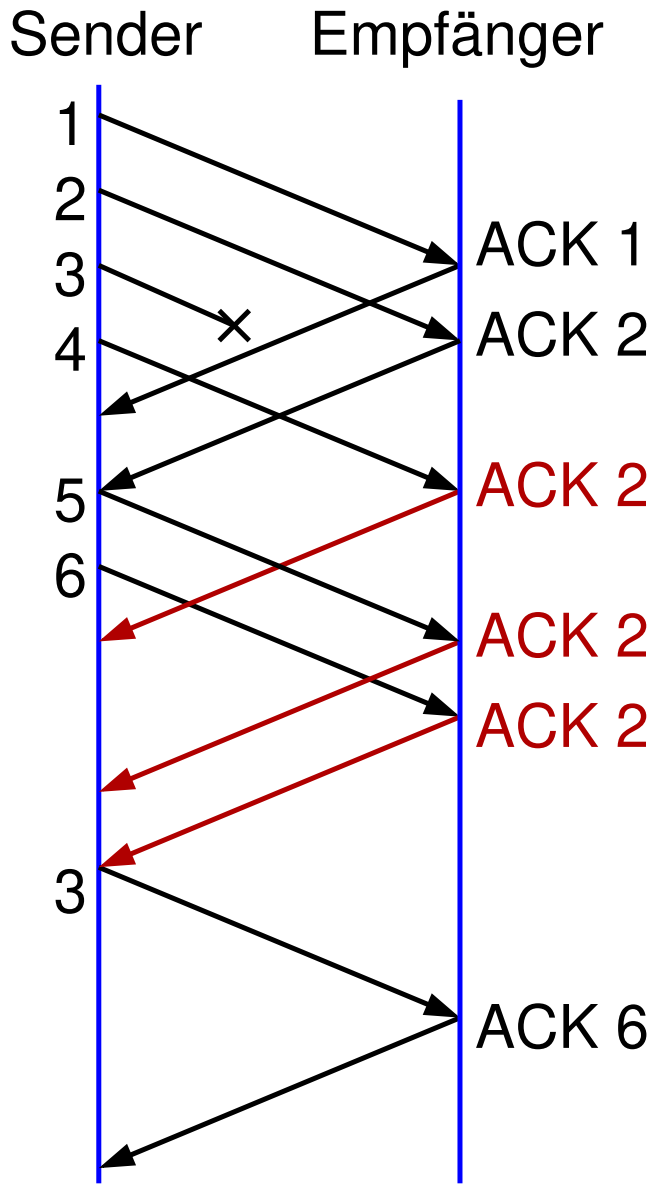
- *Slow Start* wird auch verwendet, wenn eine Verbindung bis zu einem Timeout blockiert:
  - Paket X geht verloren
  - Sendefenster ist ausgeschöpft, keine weiteren Pakete
  - nach Timeout: X wird neu übertragen, ein kumulatives ACK öffnet Sendefenster wieder
- In diesem Fall beim Timeout:
  - **CongestionThreshold**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

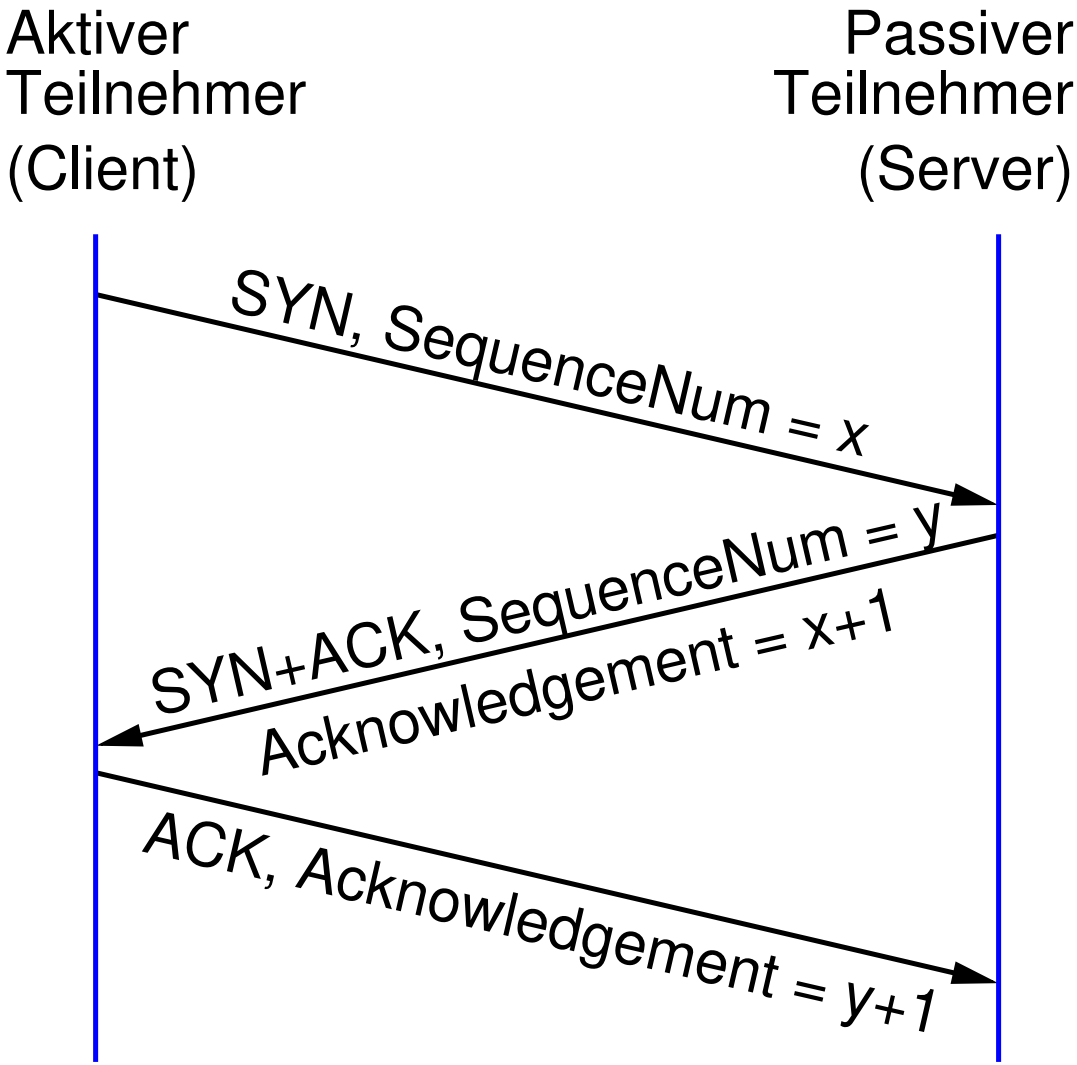
- Symmetrisch:
  - beide Seiten müssen die Verbindung schließen

## 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

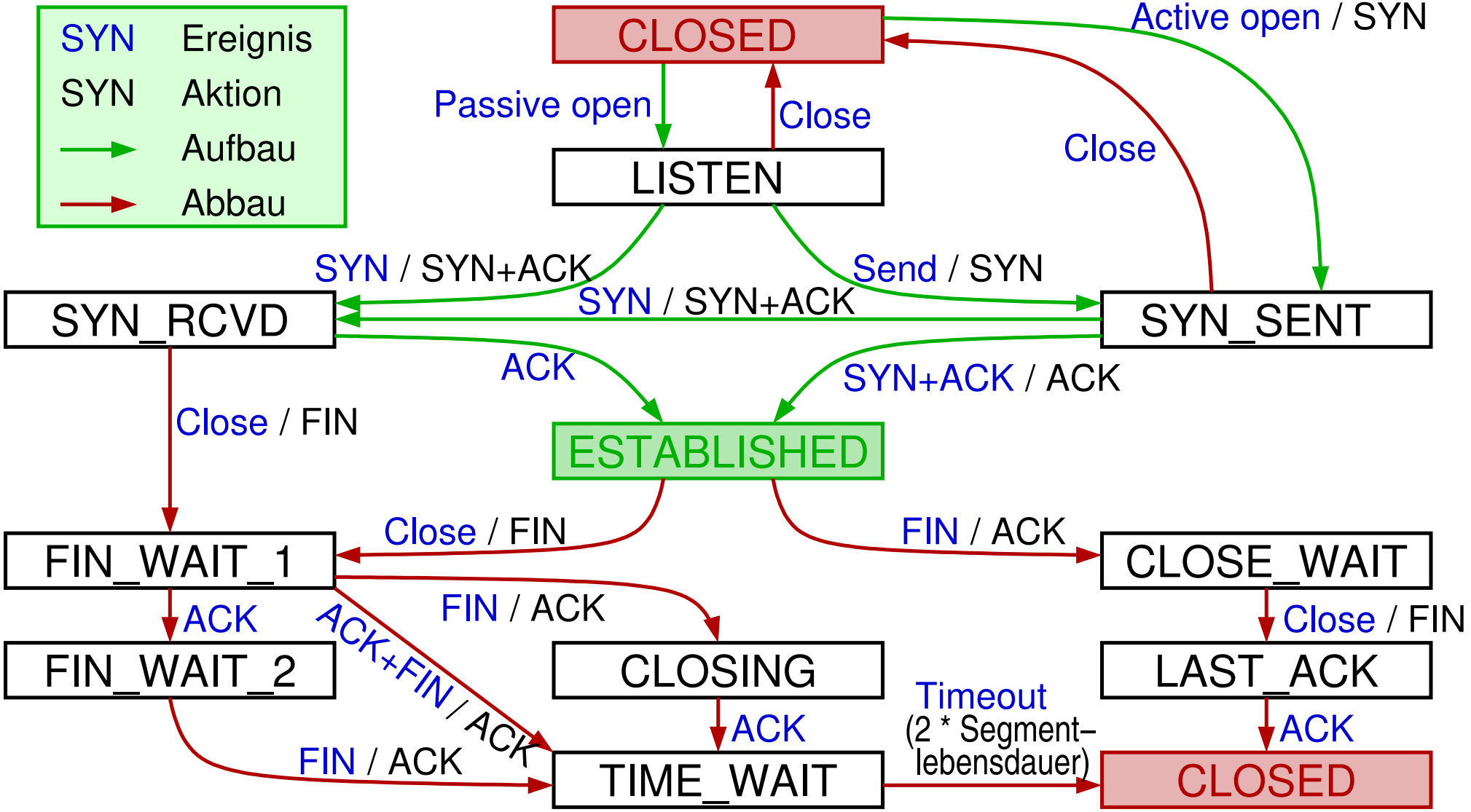
★★

## Verbindungsaufbau: *Three-Way Handshake*

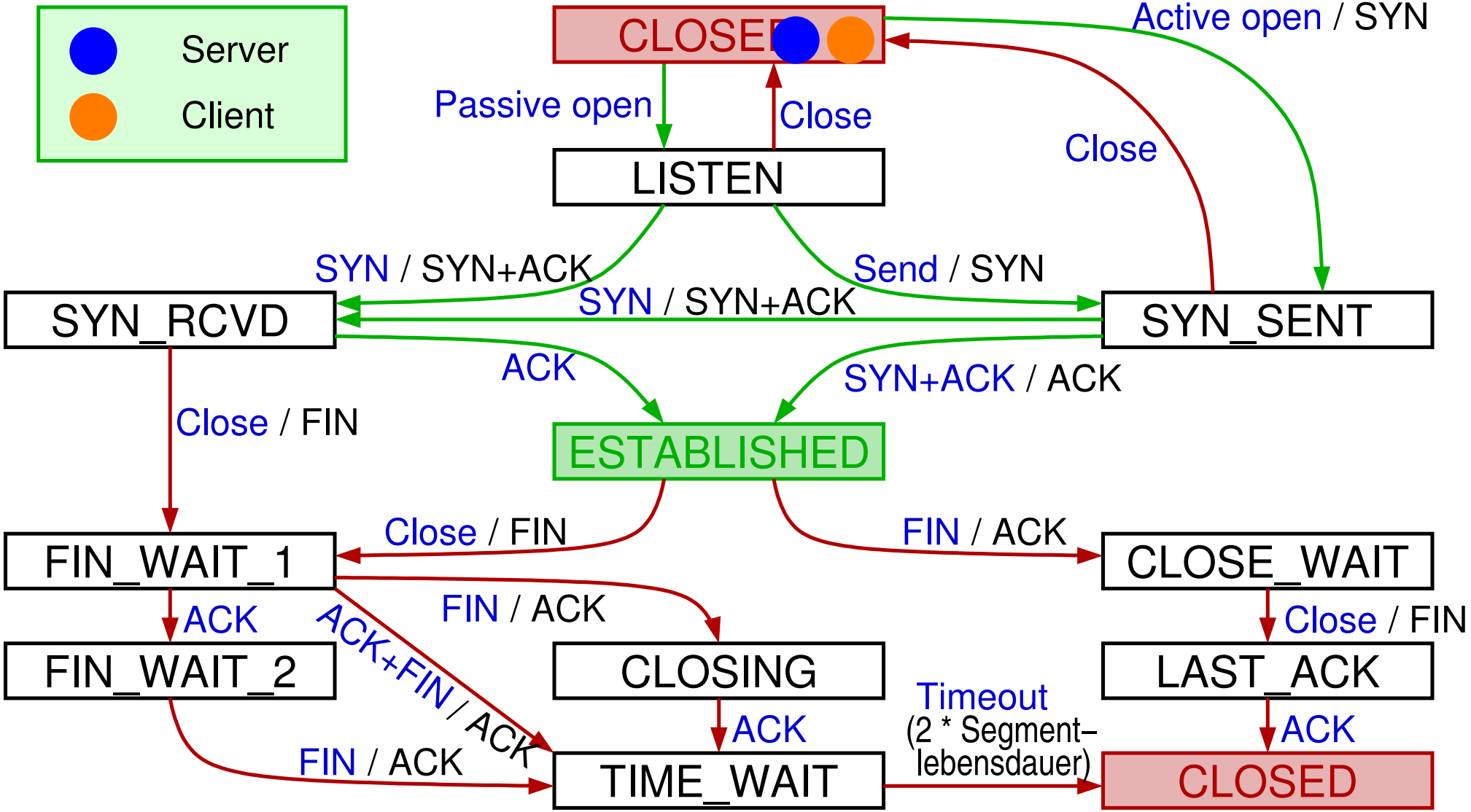



- Austausch von Sequenznummern
- „Zufälliger“ Startwert
  - jede Inkarnation nimmt andere Nummern
- Acknowledgement: nächste erwartete Sequenznummer

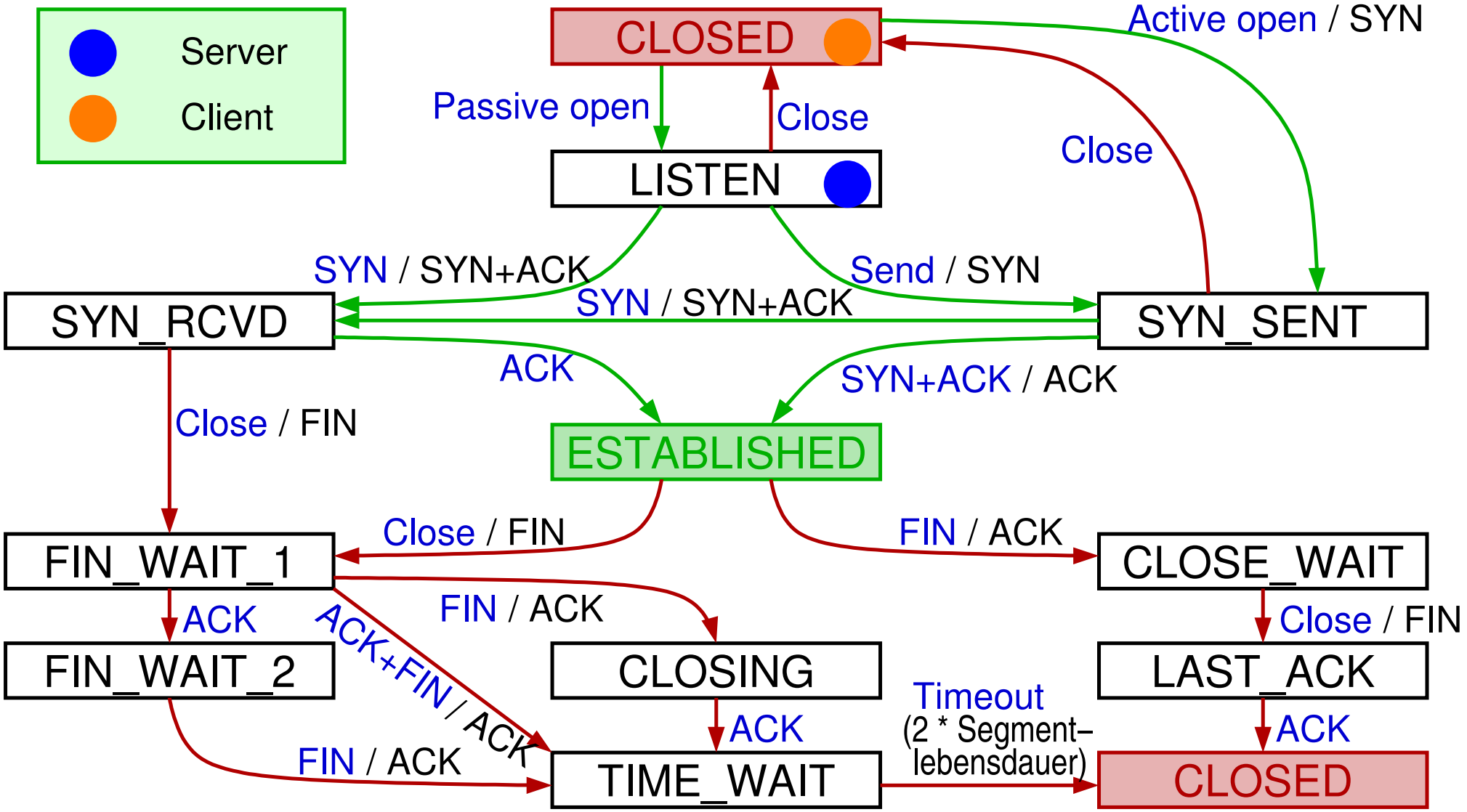
## Zustände einer TCP-Verbindung



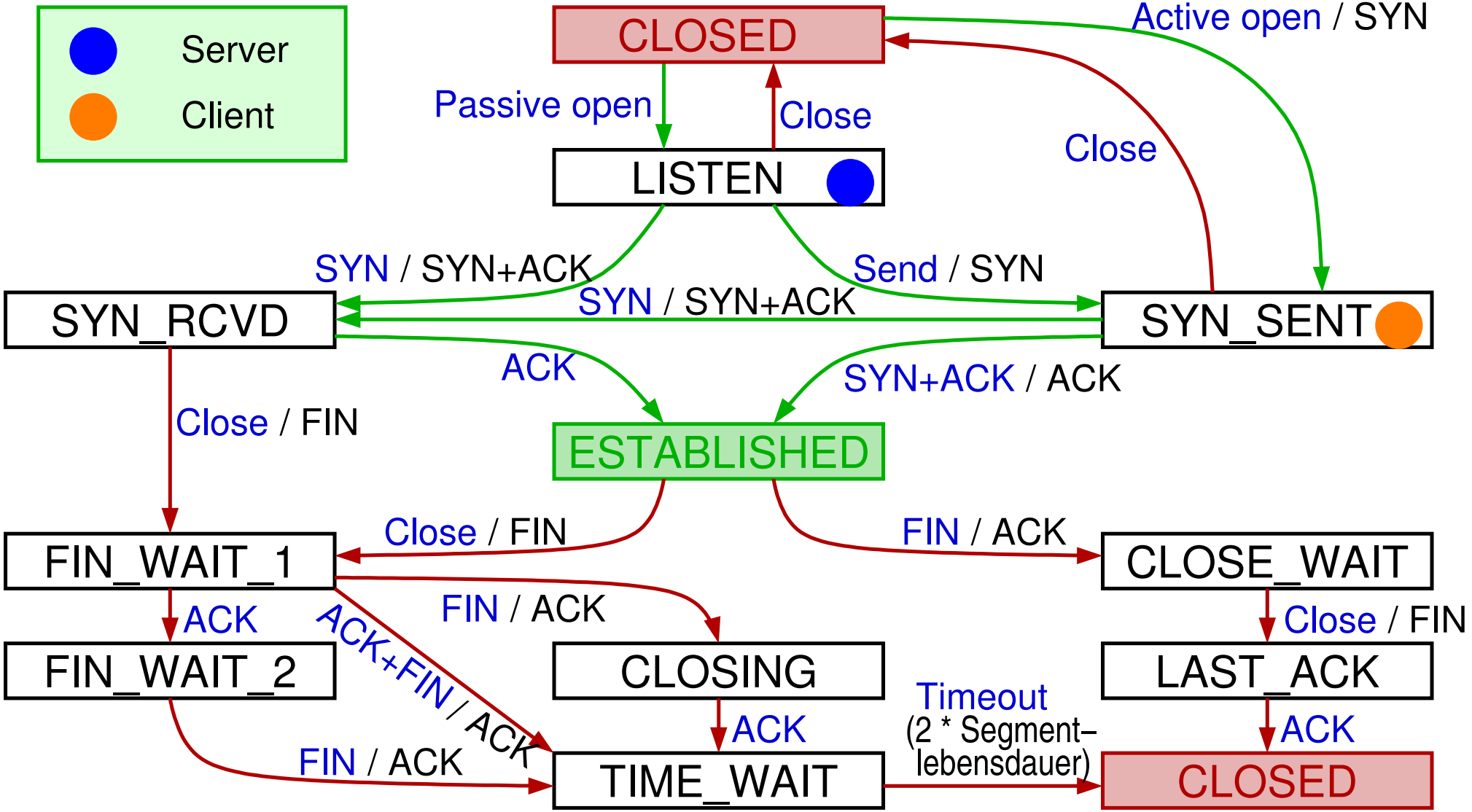
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



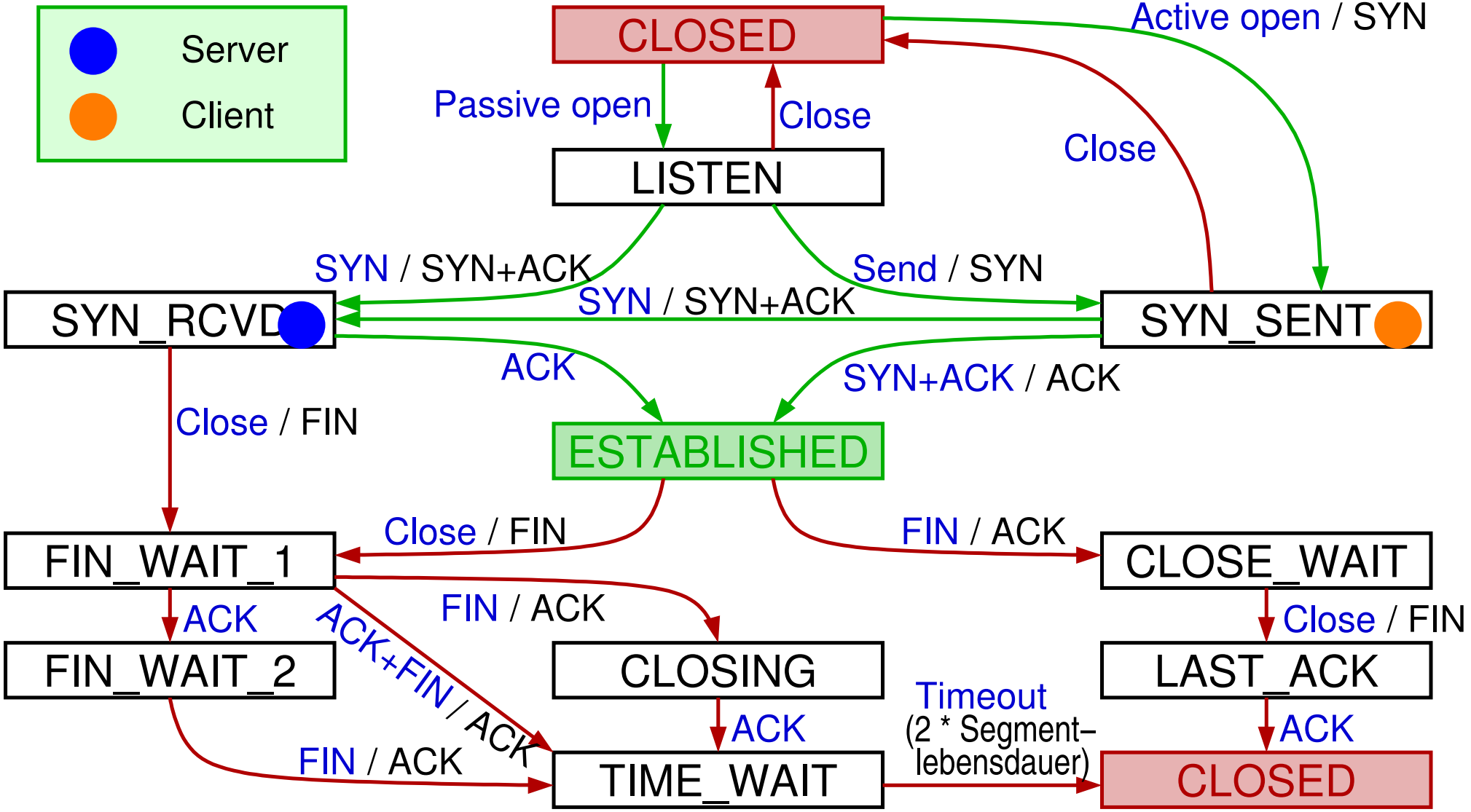
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



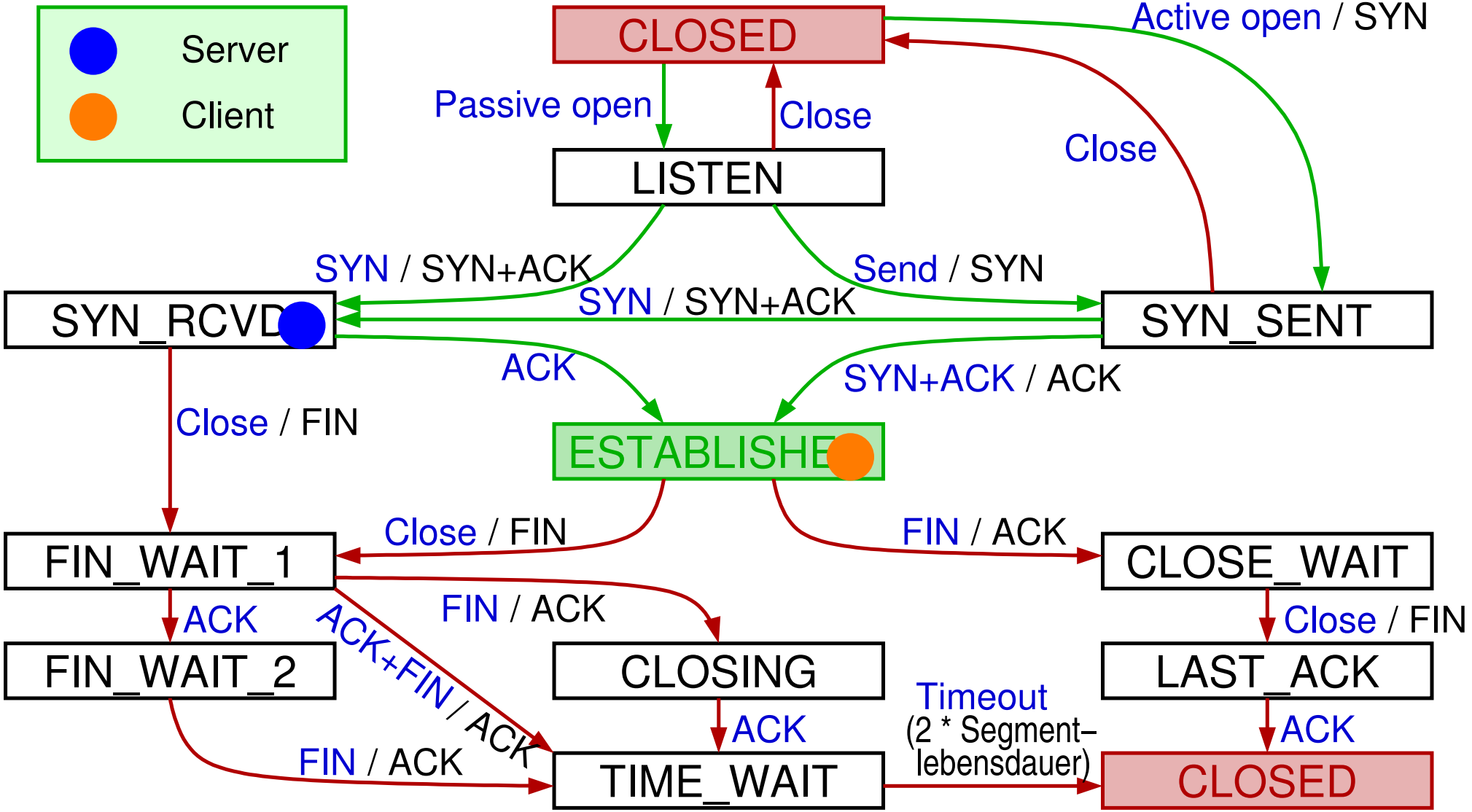
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



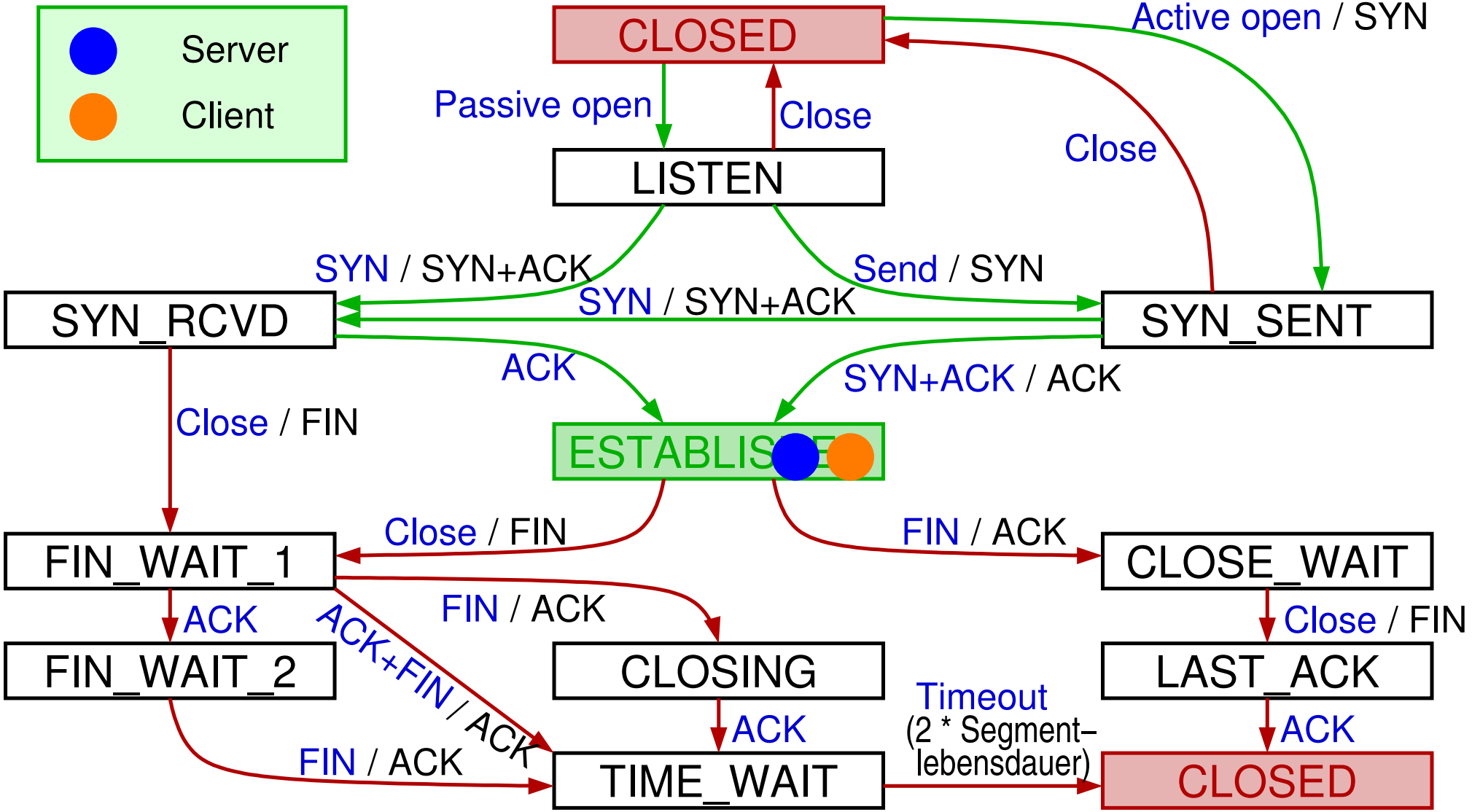
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



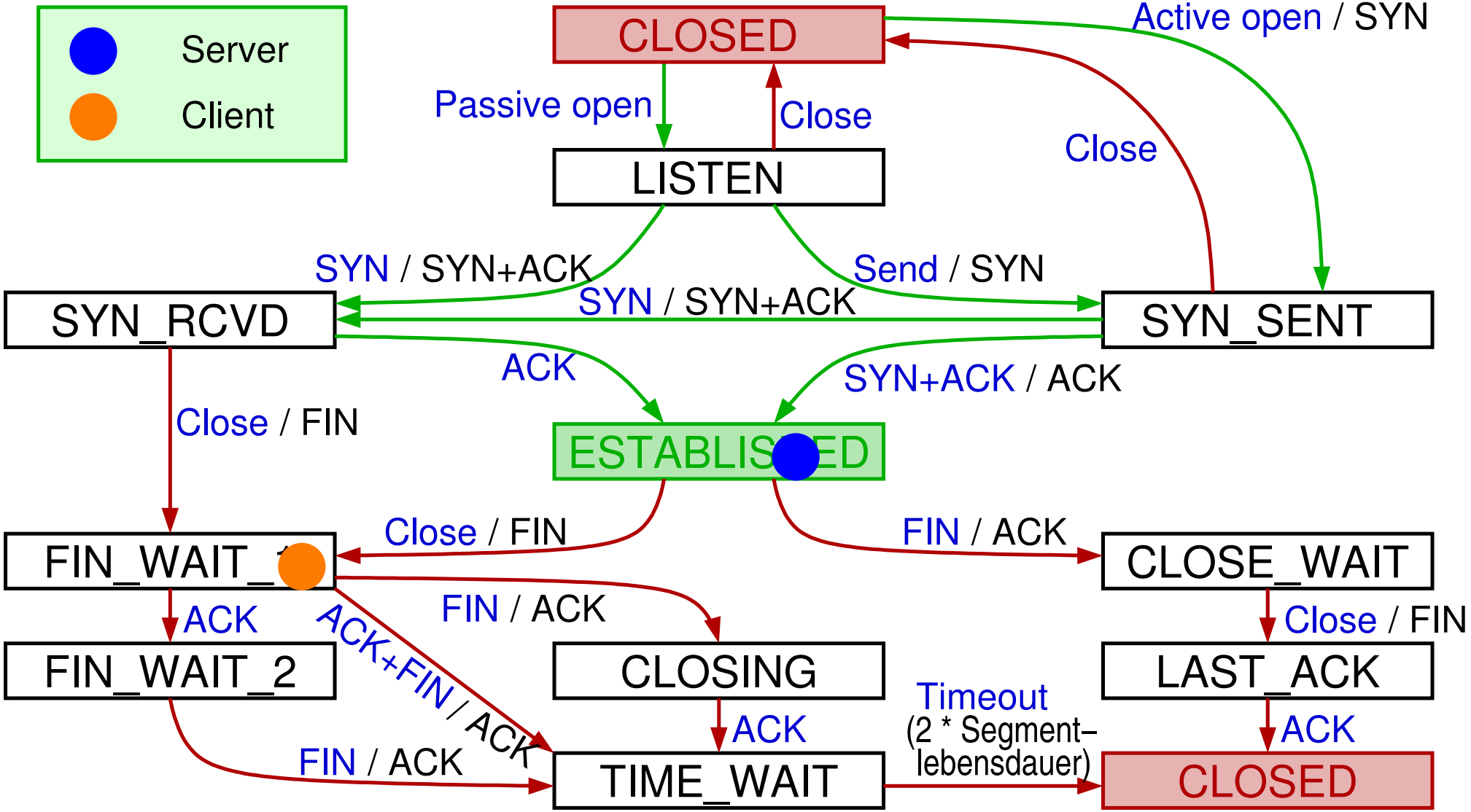
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



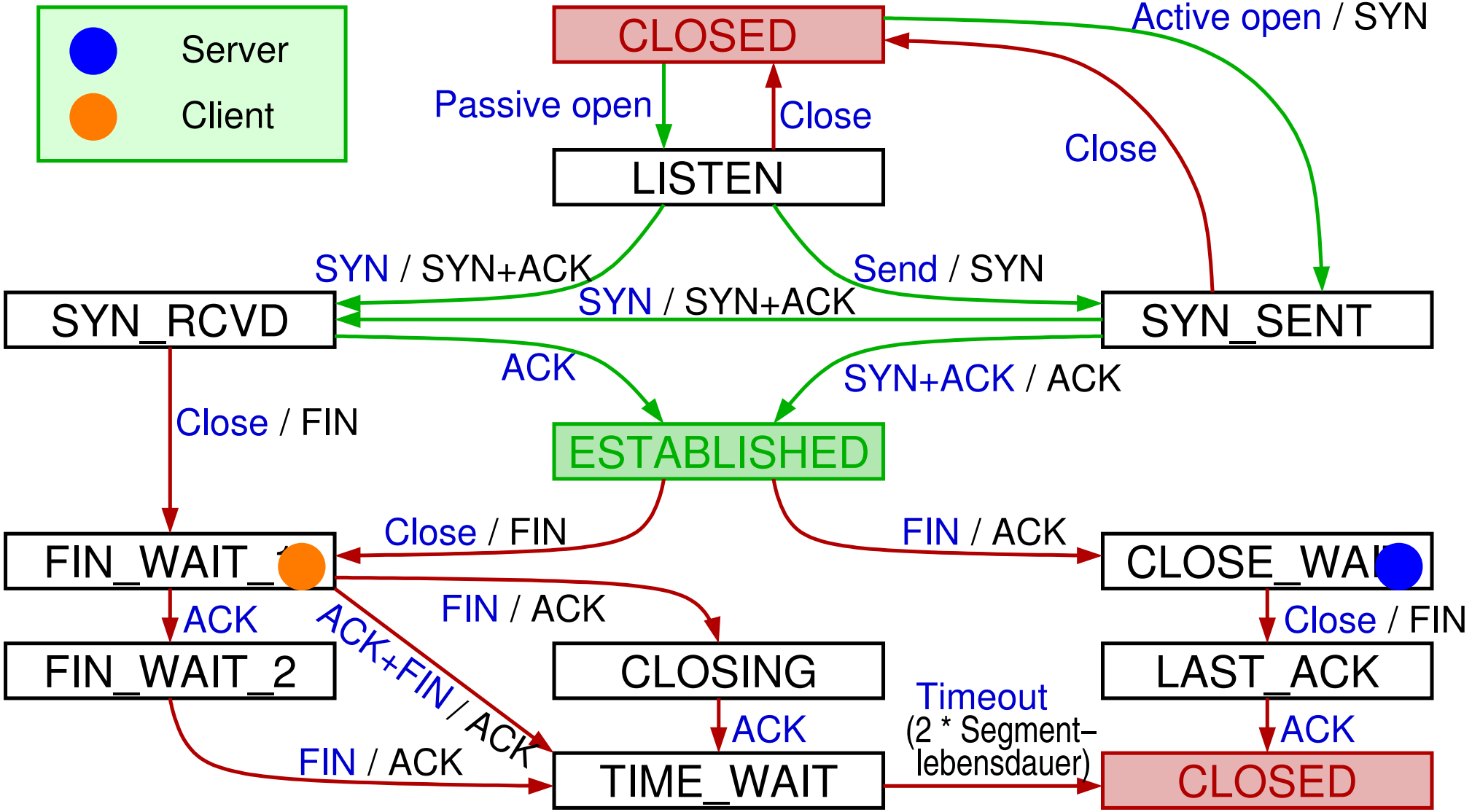
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



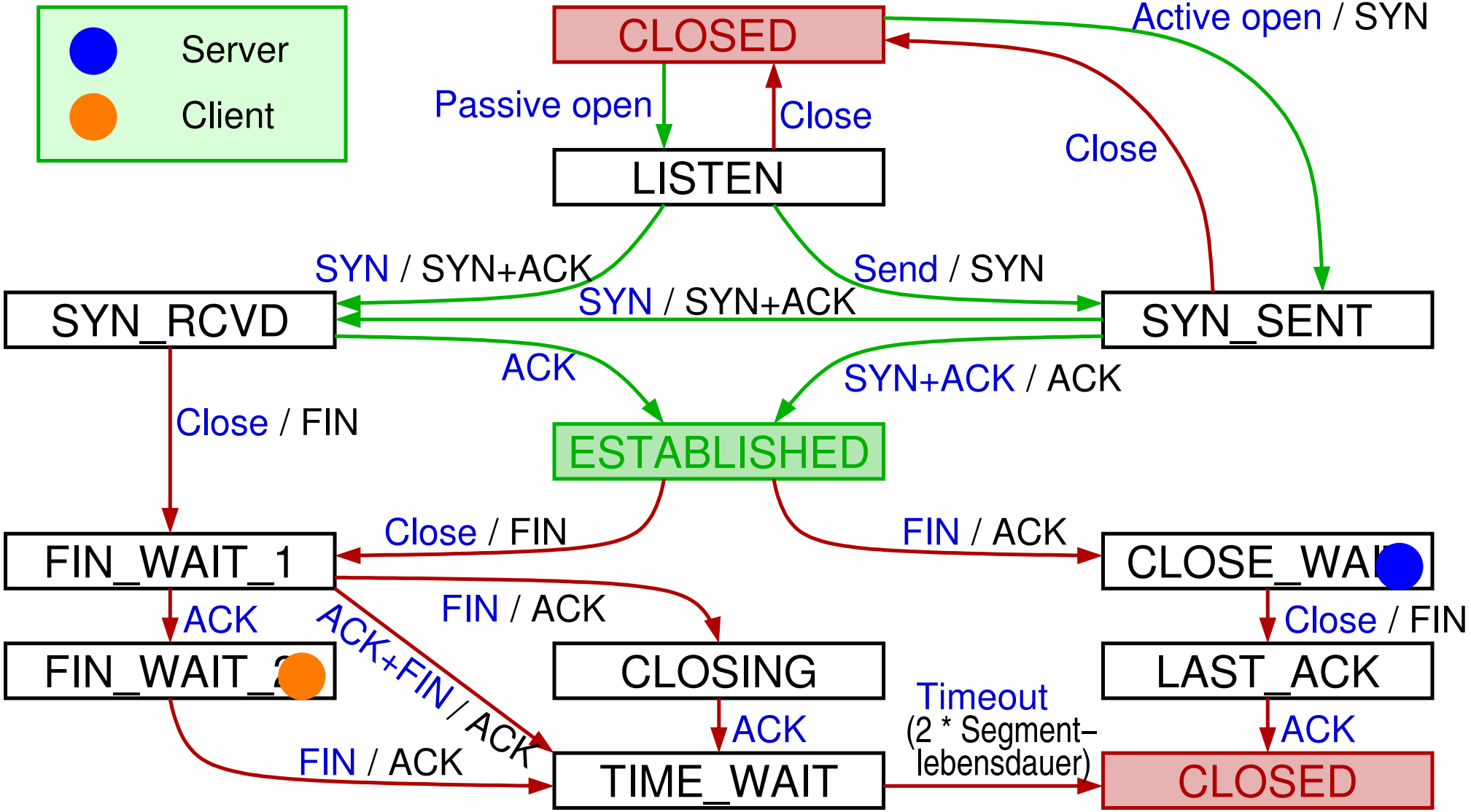
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



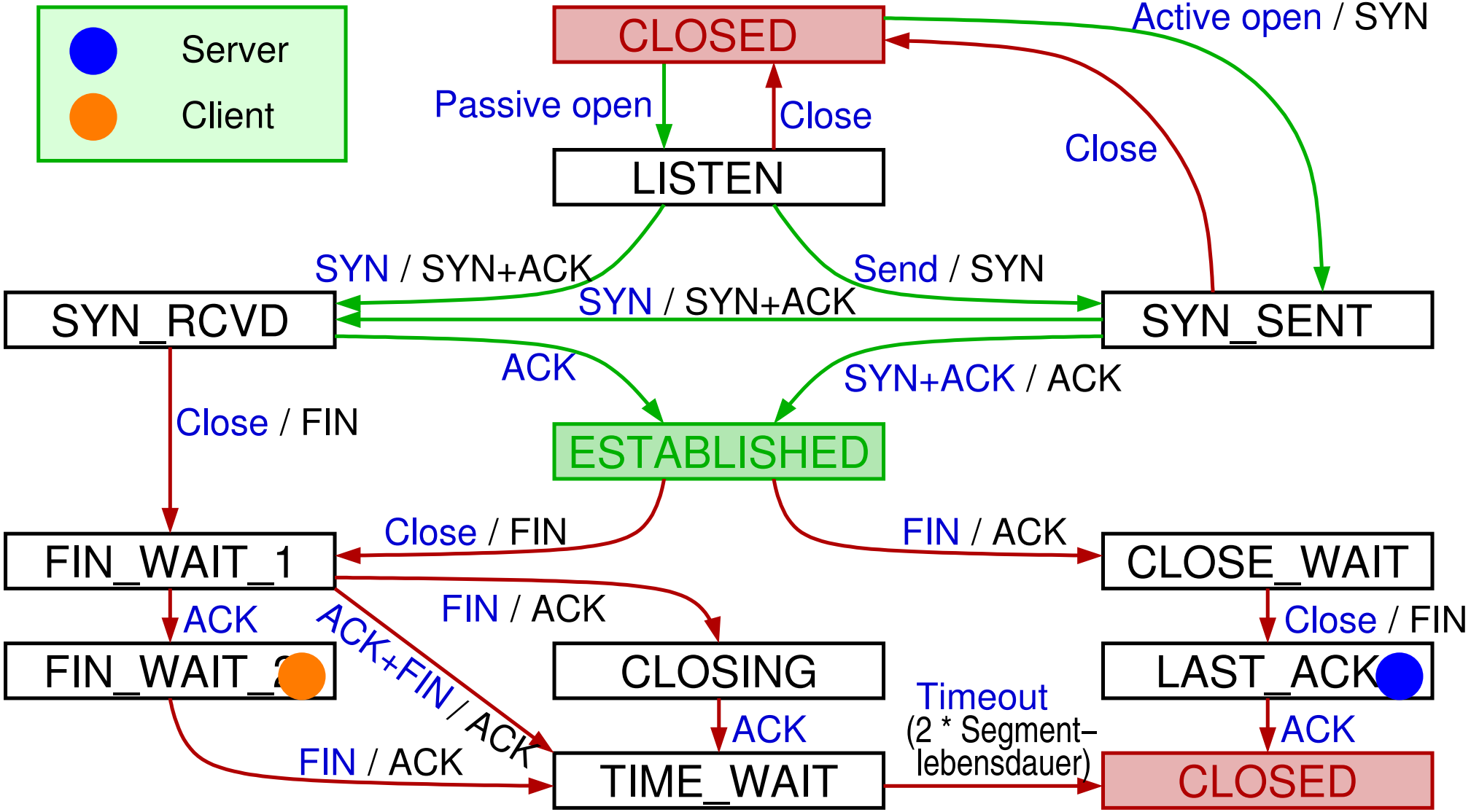
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



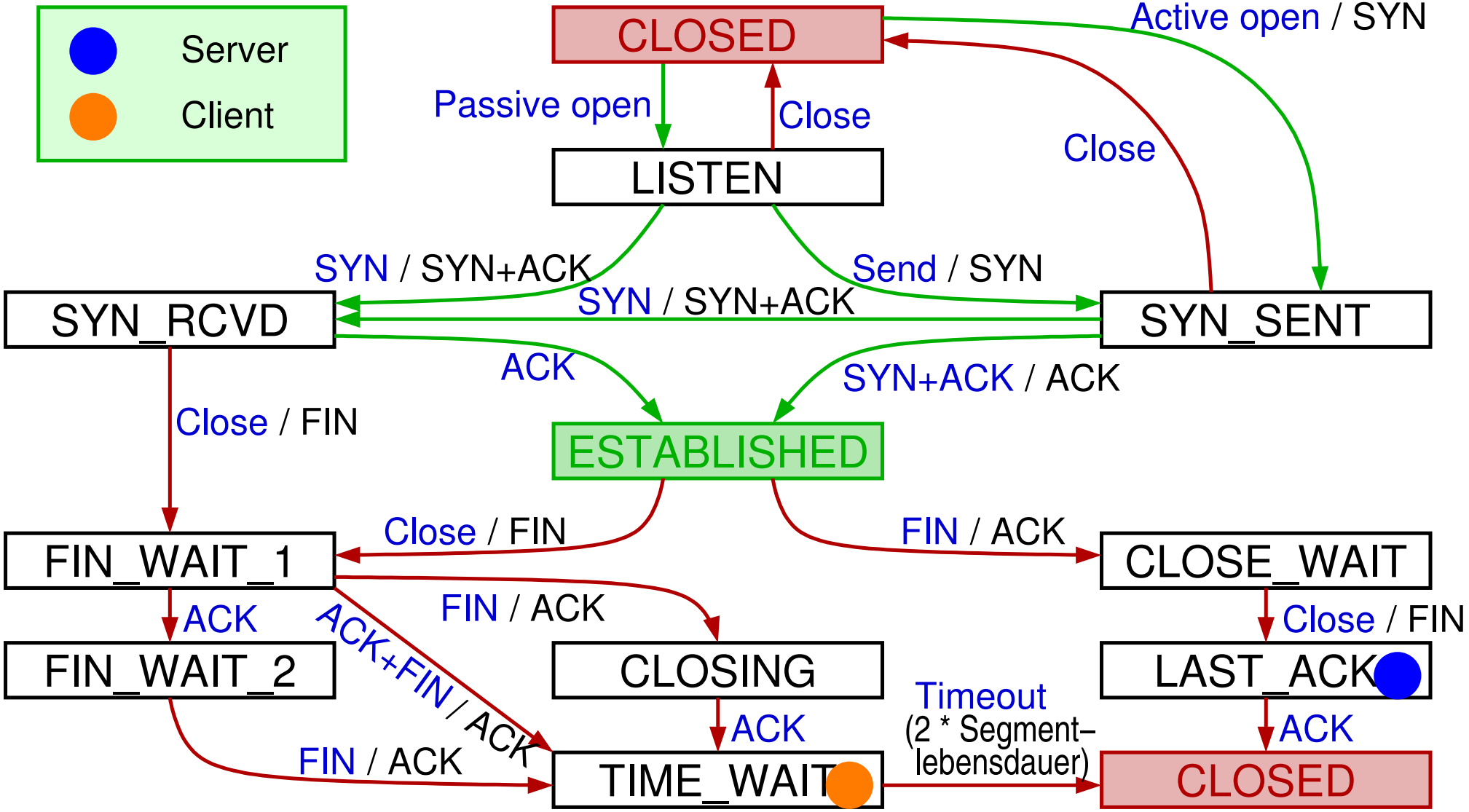
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



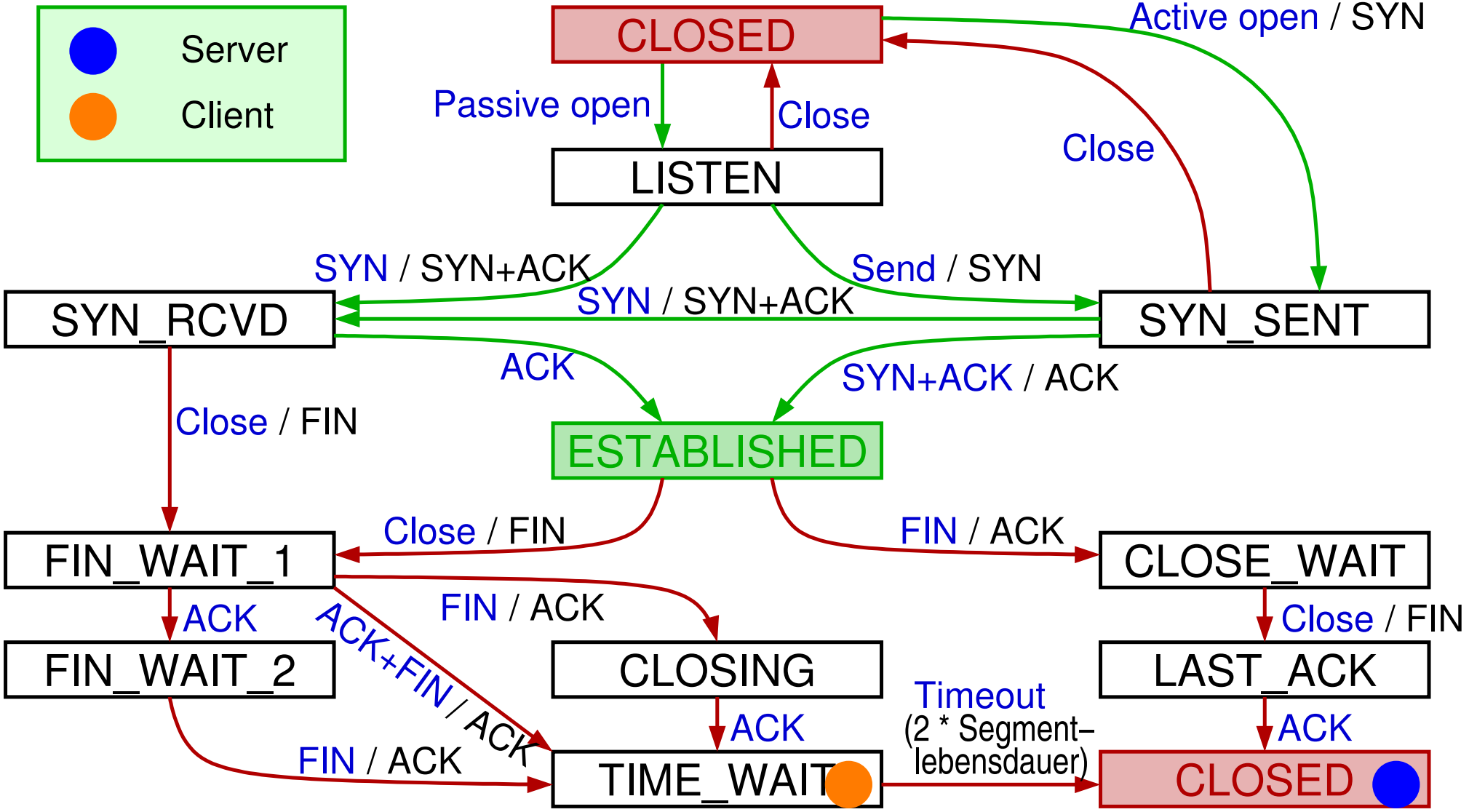
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



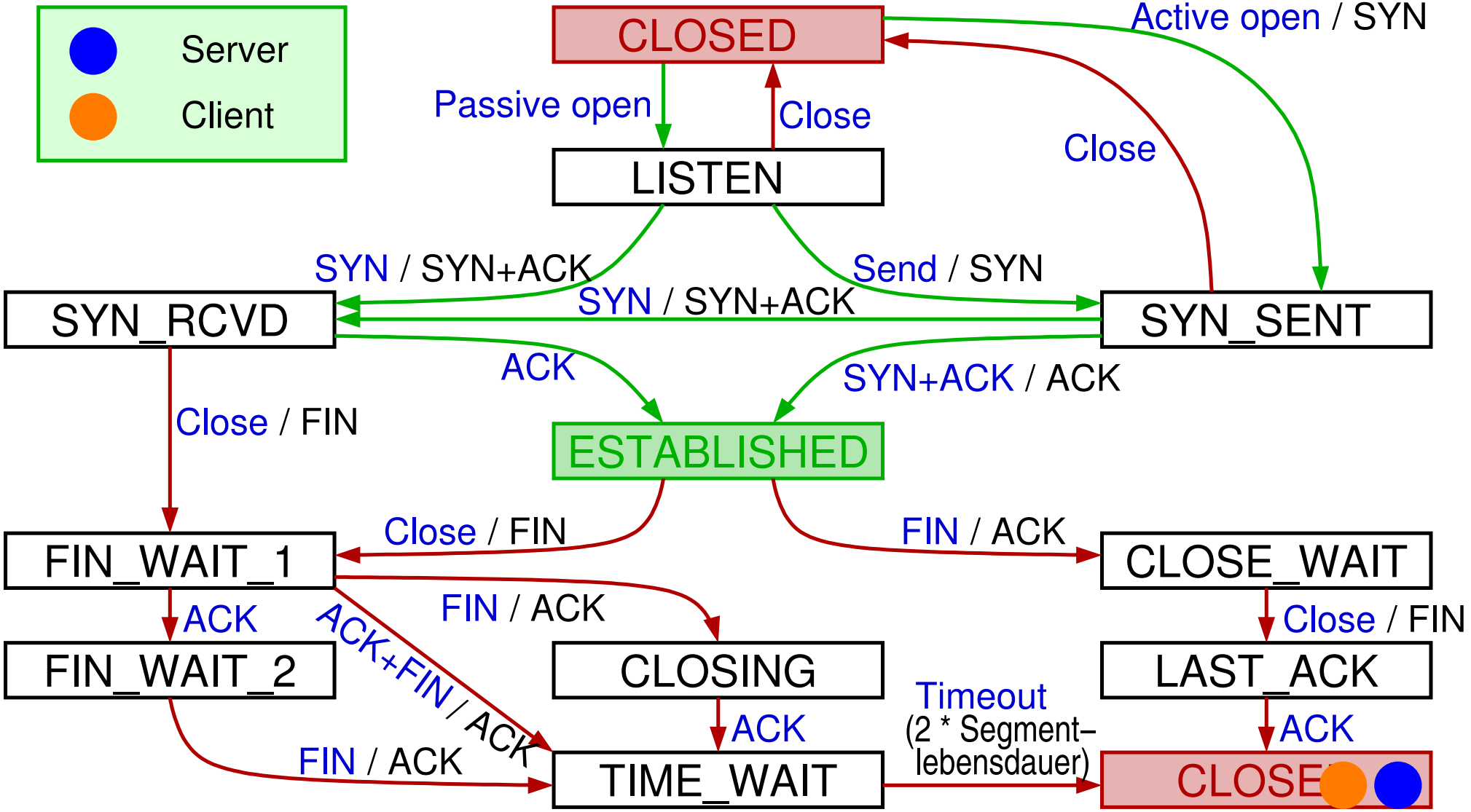
## Zustände einer TCP-Verbindung ...



## 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