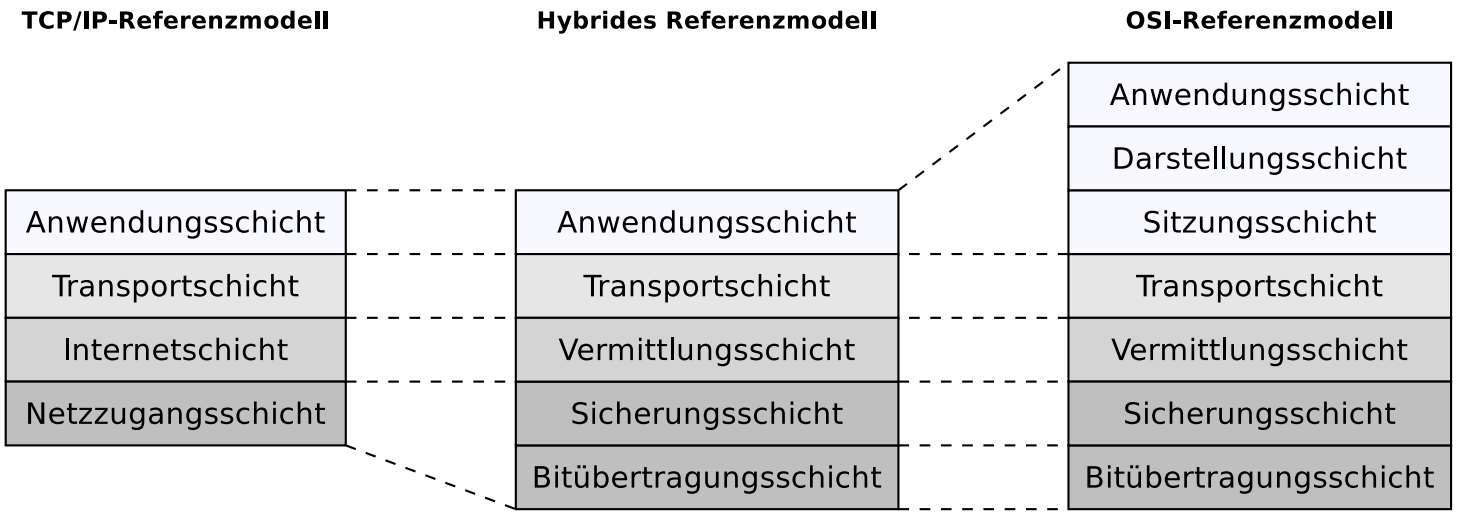
9. Foliensatz Computernetze

Prof. Dr. Christian Baun

Frankfurt University of Applied Sciences
(1971–2014: Fachhochschule Frankfurt am Main)
Fachbereich Informatik und Ingenieurwissenschaften
christianbaun@fb2.fra-uas.de

Transportschicht

- Aufgaben der Transportschicht (Transport Layer):
  - Enthält **Ende-zu-Ende-Protokolle** für Interprozesskommunikation
  - Adressierung der Prozesse mit **Portnummern**
  - Unterteilung der Daten der Anwendungsschicht in **Segmente**



Übungsblatt 5 wiederholt die für die Lernziele relevanten Inhalte dieses Foliensatzes

- Geräte: Gateway
- Protokolle: TCP, UDP

Lernziele dieses Foliensatzes

- Transportschicht
  - Eigenschaften von Transportprotokollen
  - Adressierung in der Transportschicht
  - User Datagram Protocol (UDP)
    - Aufbau von UDP-Segmenten
    - Arbeitsweise
  - Transmission Control Protocol (TCP)
    - Aufbau von TCP-Segmenten
    - Arbeitsweise
    - Flusskontrolle (*Flow Control*)
    - Überlastkontrolle (*Congestion Control*)
    - Denial of Service-Attacken via SYN-Flood

Herausforderungen für Transportprotokolle

- Das Protokoll IP auf der Vermittlungsschicht arbeitet **verbindungslos**
  - IP-Pakete werden unabhängig von anderen zum Ziel vermittelt (*geroutet*)
  - Vorteil: Geringer Overhead
- Nachteile aus Sicht der Transportschicht
  - IP-Pakete gehen **verloren** oder werden **verworfen**, weil TTL abgelaufen
  - IP-Pakete erreichen ihr Ziel häufig in der **falschen Reihenfolge**
  - **Mehrere Kopien** von IP-Paketen erreichen das Ziel
- Gründe:
  - Große Netze sind nicht statisch $\Longrightarrow$ ihre Infrastruktur ändert sich
  - Übertragungsmedien können ausfallen
  - Die Auslastung und damit die Verzögerung der Netze schwankt
- Diese Probleme sind in Computernetzen alltäglich
  - Je nach Anwendung müssen Transportprotokolle diese Nachteile ausgleichen

Eigenschaften von Transportprotokollen

- Gewünschte Eigenschaften von Transportprotokollen sind u.a.
  - Garantierte Datenübertragung
  - Einhaltung der korrekten Reihenfolge der Daten
  - Unterstützung beliebig großer Datenübertragungen
  - Der Sender soll das Netzwerk nicht überlasten
    - Er soll in der Lage sein, den eigenen Datenfluss (die Übertragungsrate) anzupassen $\Longrightarrow$ Flusskontrolle
  - Der Empfänger soll das Sendeverhalten des Senders kontrollieren können, um Überlast beim Empfänger zu vermeiden $\Longrightarrow$ Überlastkontrolle
- Transportprotokolle können die negativen Eigenschaften der Netze in die (positiven) Eigenschaften umwandeln, die für Interprozesskommunikation (Ende-zu-Ende-Kommunikation) nötig sind
- Die am häufigsten verwendeten Transportprotokolle:
  - **UDP**
  - **TCP**
- Adressierung erfolgt in der Transportschicht mit **Sockets**

Adressierung in der Transportschicht

- Jede Anwendung, die TCP oder UDP nutzt, hat eine **Portnummer**
  - Diese gibt an, welcher Dienst angesprochen wird
  - Bei TCP und UDP ist die Portnummer 16 Bits groß
    - Portnummern liegen somit im Wertebereich 0 bis 65.535
- Portnummern können im Prinzip beliebig vergeben werden
  - Es gibt Konventionen, welche Standardanwendungen welche Ports nutzen

Portnummer	Dienst	Beschreibung
21	FTP	Dateitransfer
22	SSH	Verschlüsselte Terminalemulation (Secure Shell)
23	Telnet	Terminalemulation zur Fernsteuerung von Rechnern
25	SMTP	E-Mail-Versand
53	DNS	Auflösung von Domainnamen in IP-Adressen
67	DHCP	Zuweisung der Netzwerkkonfiguration an Clients
80	HTTP	Webserver
110	POP3	Client-Zugriff für E-Mail-Server
143	IMAP	Client-Zugriff für E-Mail-Server
443	HTTPS	Webserver (verschlüsselt)
993	IMAPS	Client-Zugriff für E-Mail-Server (verschlüsselt)
995	POP3S	Client-Zugriff für E-Mail-Server (verschlüsselt)

- Die Tabelle enthält nur eine kleine Auswahl bekannter Portnummern

Ports (2/2)

- Die Portnummern sind in 3 Gruppen unterteilt:
  - 0 bis 1023 (*Well Known Ports*)
    - Diese sind Anwendungen fest zugeordnet und allgemein bekannt
  - 1024 bis 49151 (*Registered Ports*)
    - Anwendungsentwickler können sich Portnummern in diesem Bereich für eigene Anwendungen registrieren
  - 49152 bis 65535 (*Private Ports*)
    - Sind nicht registriert und können frei verwendet werden

- Verschiedene Anwendungen können im Betriebssystem gleichzeitig identische Portnummern verwenden, wenn Sie über unterschiedliche Transportprotokolle kommunizieren
- Zudem gibt es Anwendungen, die Kommunikation via TCP und UDP über eine einzige Portnummer realisieren
- Beispiel: Domain Name System – DNS (siehe Foliensatz 10)

- Die Well Known Ports und die Registered Ports werden durch die Internet Assigned Numbers Authority (IANA) vergeben
- Unter Linux/UNIX existiert die Datei `/etc/services`
  - Hier sind Anwendungen (Dienste) den Portnummern zugeordnet
- Unter Windows: `%WINDIR%\system32\drivers\etc\services`

Sockets

- **Sockets** sind die plattformunabhängige, standardisierte **Schnittstelle** zwischen der Implementierung der Netzwerkprotokolle im Betriebssystem und den Anwendungen
- **Ein Socket besteht aus einer Portnummer und einer IP-Adresse**
- Man unterscheidet zwischen Stream Sockets und Datagram Sockets
  - **Stream Sockets** verwendeten das verbindungsorientierte TCP
  - **Datagram Sockets** verwendeten das verbindungslose UDP

Werkzeug(e) zur Kontrolle offener Ports und Sockets unter...

- Linux/UNIX: `netstat`, `lsof` und `nmap`
- Windows: `netstat`

Alternativen zu Sockets in der Interprozesskommunikation (IPC)

Pipes, Message Queues und gemeinsamer Speicher (Shared Memory) $\Longrightarrow$ siehe Betriebssysteme-Vorlesung

User Datagram Protocol (UDP)

- **Verbindungsloses Transportprotokoll**
  - Datenübertragungen finden ohne vorherigen Verbindungsaufbau statt
- Einfacheres Protokoll als das verbindungsorientierte TCP
  - Nur für die Adressierung der Segmente zuständig
  - Es findet keine Sicherung der Datenübertragung statt
- Übertragungen werden nicht vom Empfänger beim Sender bestätigt
  - Segmente können bei der Übertragung verloren gehen
- Abhängig von der Anwendung, z.B. bei Videostreaming, ist das akzeptabel
  - Geht bei der Übertragung eines Videos via TCP ein Segment, also eine Bildinformation verloren, wird es neu angefordert
    - Es käme zu Aussetzern
  - Um das zu kompensieren, sind Wiedergabepuffer nötig
    - Speziell bei Videotelefonie versucht man aber die Puffer möglichst klein zu halten, weil diese zu Verzögerungen führen
  - Nutzt man UDP zur Übertragung eines Videos oder für Videotelefonie, geht beim Verlust eines Segments nur ein Bild verloren

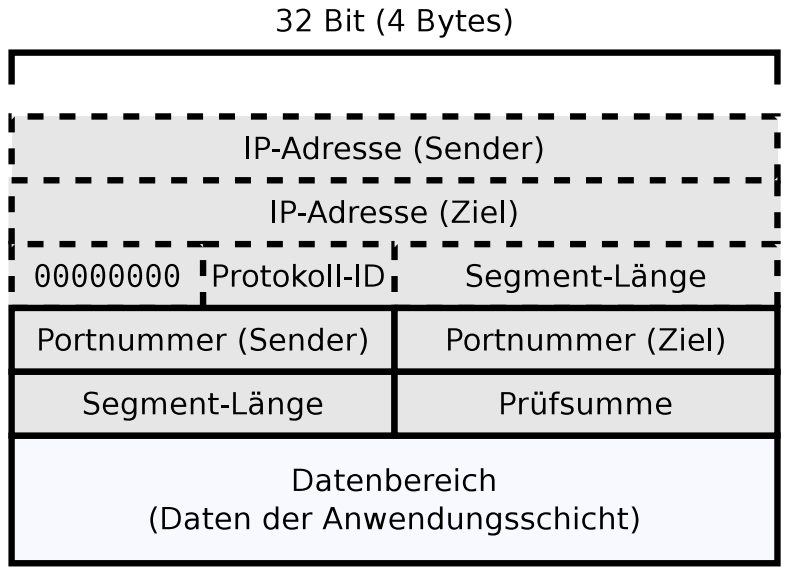
User Datagram Protocol (UDP)

- Maximale Größe eines UDP-Segments: 65.535 Bytes
  - Grund: Das **Länge**-Feld des UDP-Headers, das die Segmentlänge enthält, ist 16 Bits groß
    - Die maximal darstellbare Zahl mit 16 Bits ist 65.535
  - So große UDP-Segmente werden vom IP aber fragmentiert übertragen

UDP-Standard: RFC 768 von 1980
`http://tools.ietf.org/rfc/rfc768.txt`

Aufbau von UDP-Segmenten

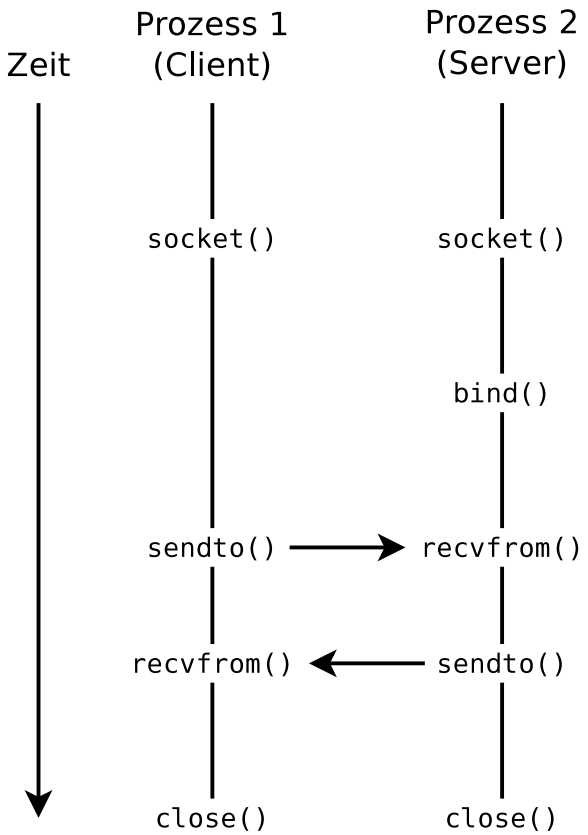
- Der UDP-Header besteht aus 4 je 16 Bit großen Datenfeldern
  - **Portnummer (Sender)**
    - Kann frei bleiben (Wert 0), wenn keine Antwort erforderlich ist
  - **Portnummer (Ziel)**
  - **Länge** des kompletten Segments (ohne Pseudo-Header)
  - **Prüfsumme** über das vollständige Segment (inklusive Pseudo-Header)
- Es wird ein Pseudo-Header erzeugt, der mit den IP-Adressen von Sender und Ziel auch Informationen der Vermittlungsschicht enthält
  - Protokoll-ID von UDP = 17
- Der Pseudo-Header wird nicht übertragen, geht aber in die Berechnung der Prüfsumme mit ein



Erinnern Sie sich an NAT aus Foliensatz 8. . .

Wird ein NAT-Gerät (Router) verwendet, muss dieses Gerät auch die Prüfsummen in UDP-Segmenten neu berechnen, wenn es die IP-Adressen ersetzt

Verbindungslose Kommunikation mit Sockets – UDP

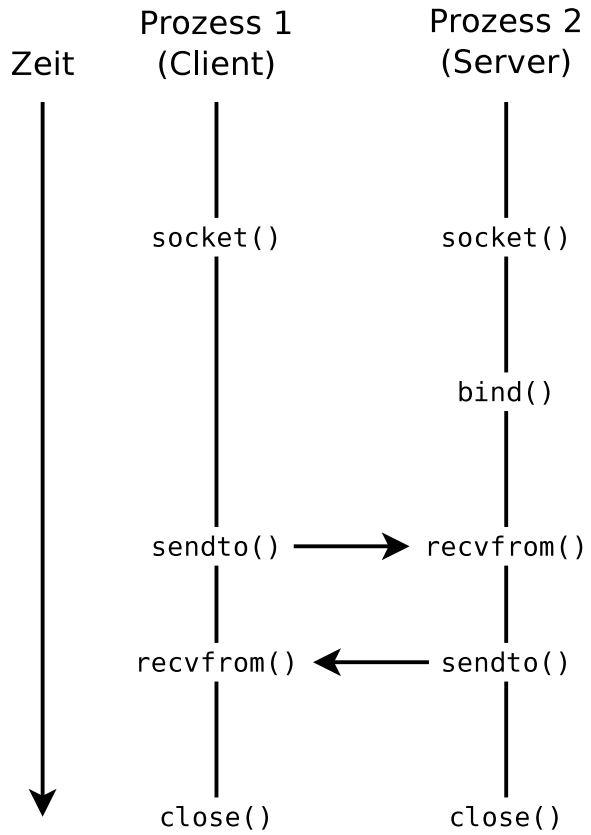


- **Client**
  - Socket erstellen (`socket`)
  - Daten senden (`sendto`) und empfangen (`recvfrom`)
  - Socket schließen (`close`)
- **Server**
  - Socket erstellen (`socket`)
  - Socket an einen Port binden (`bind`)
  - Daten senden (`sendto`) und empfangen (`recvfrom`)
  - Socket schließen (`close`)

Sockets via UDP – Beispiel (Server)

```
1  #!/usr/bin/env python
2  # -*- coding: iso-8859-15 -*-
3  # Server: Empfängt eine Nachricht via UDP
4
5  # Modul socket importieren
6  import socket
7
8  # Stellvertretend für alle Schnittstellen des Hosts
9  # '' = alle Schnittstellen
10 HOST = ''
11 # Portnummer des Servers
12 PORT = 50000
13
14 # Socket erzeugen und Socket-Deskriptor zurückliefern
15 sd = socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_DGRAM)
16
17 try:
18   sd.bind((HOST, PORT))            # Socket an Port
         binden
19   while True:
20     data = sd.recvfrom(1024)       # Daten empfangen
21     # Empfangene Daten ausgeben
22     print 'Received:', repr(data)
23 finally:
24     sd.close()                     # Socket schließen
```

```
$ python udp_server.py
```

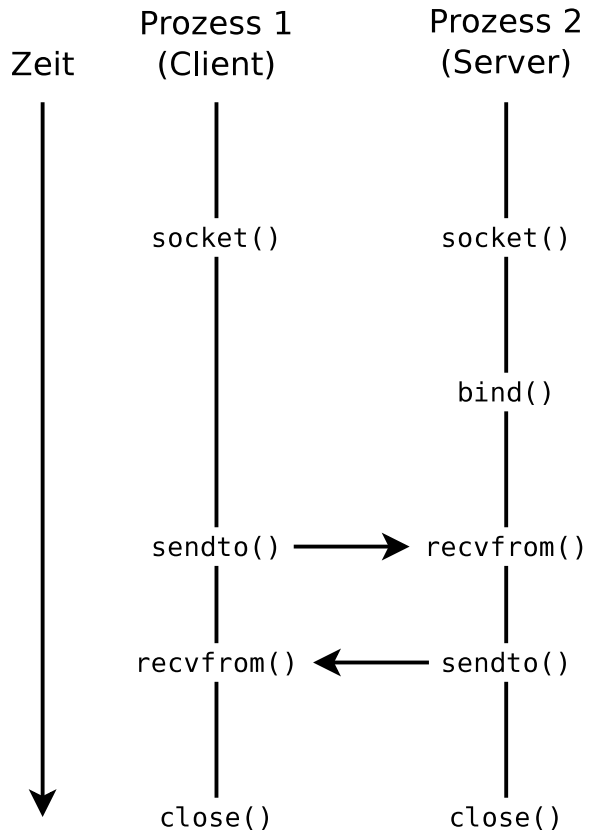


Sockets via UDP – Beispiel (Client)

```
1  #!/usr/bin/env python
2  # -*- coding: iso-8859-15 -*-
3  # Client: Schickt eine Nachricht via UDP
4
5  import socket               # Modul socket importieren
6
7  HOST = 'localhost'          # Hostname des Servers
8  PORT = 50000                # Portnummer des Servers
9  MESSAGE = 'Hello World'     # Nachricht
10
11 # Socket erzeugen und Socket-Deskriptor zurückliefern
12 sd = socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_DGRAM)
13
14 # Nachricht an Socket senden
15 sd.sendto(MESSAGE, (HOST, PORT))
16
17 sd.close()                  # Socket schließen
```

```
$ python udp_client.py
```

```
$ python udp_server.py
Received: ('Hello World', ('127.0.0.1', 39834))
```



Transmission Control Protocol (TCP)

- **Verbindungsorientiertes Transportprotokoll**
- Erweitert das Vermittlungsprotokoll IP um die Zuverlässigkeit, die für viele Anwendungen gewünscht bzw. nötig ist
- Garantiert, dass Segmente **vollständig** und in der **korrekten Reihenfolge** ihr Ziel erreichen
  - Verlorene oder nicht bestätigte TCP-Segmente sendet der Sender erneut
- Eine TCP-Verbindung wird wie eine Datei geöffnet und geschlossen
  - Genau wie bei einer Datei wird die Position im Datenstrom exakt angeben

TCP-Standard: RFC 793 von 1981
`http://tools.ietf.org/rfc/rfc793.txt`

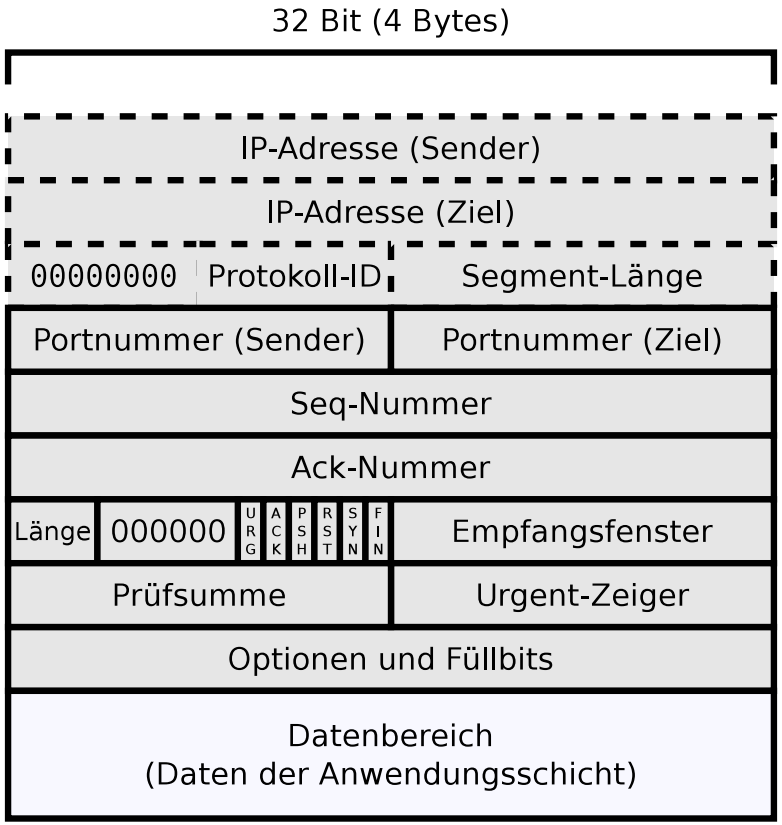
Sequenznummern bei TCP

- TCP sieht Nutzdaten als unstrukturierten, aber geordneten Datenstrom
- **Sequenznummern** nummerieren den Strom der gesendeten Bytes
  - Die Sequenznummer eines Segments ist die Position des ersten Bytes des Segments im Bytestrom
- Beispiel
  - Der Sender unterteilt den Strom mit Anwendungsdaten in Segmente
    - Länge Datenstrom: 5.000 Bytes
    - MSS: 1.460 Bytes

Einige Eckdaten...

Maximum Transfer Unit (MTU): Maximale Größe der IP-Pakete
MTU bei Ethernet = 1.500 Bytes, MTU bei PPPoE (z.B. DSL) = 1.492 Bytes
Maximum Segement Size (MSS): Maximale Segmentgröße
MSS = MTU - 40 Bytes für IPv4- und TCP-Header

Aufbau von TCP-Segmenten (1/5)



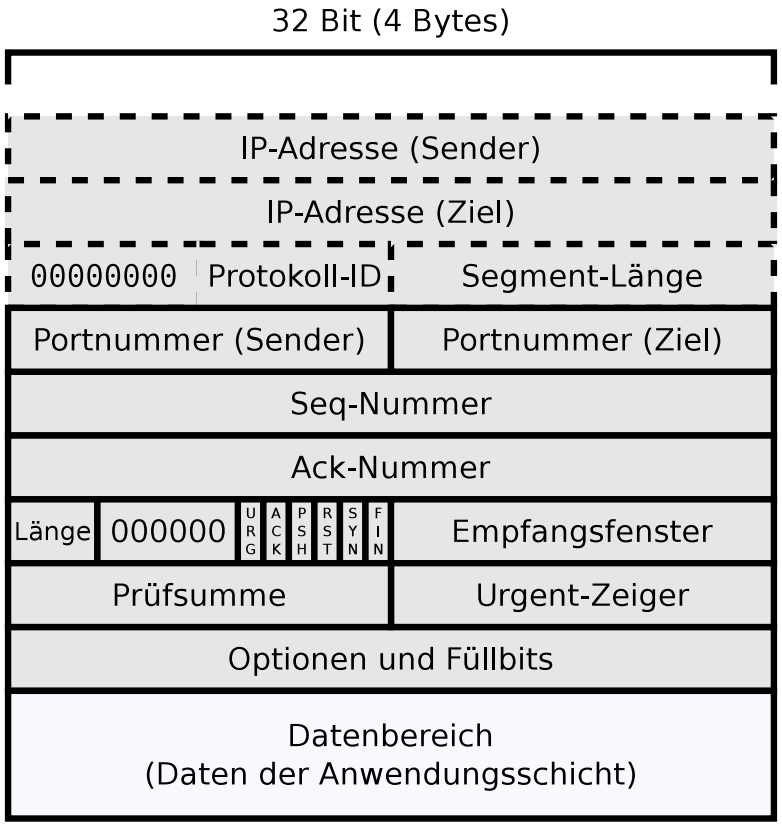
- Ein TCP-Segment kann maximal 64 kB Nutzdaten (Daten der Anwendungsschicht) enthalten
  - Üblich sind kleinere Segmente ($\leq$ 1500 Bytes bei Ethernet)
- Der Header von TCP-Segmenten ist komplexer im Vergleich zu UDP-Segmenten

Overhead

- Größte des TCP-Headers (ohne das Optionsfeld): nur 20 Bytes
- Größte des IP-Headers (ohne das Optionsfeld): auch nur 20 Bytes

$\Longrightarrow$ Der Overhead, den die TCP- und IP-Header verursachen, ist bei einer IP-Paketgröße von mehreren kB gering

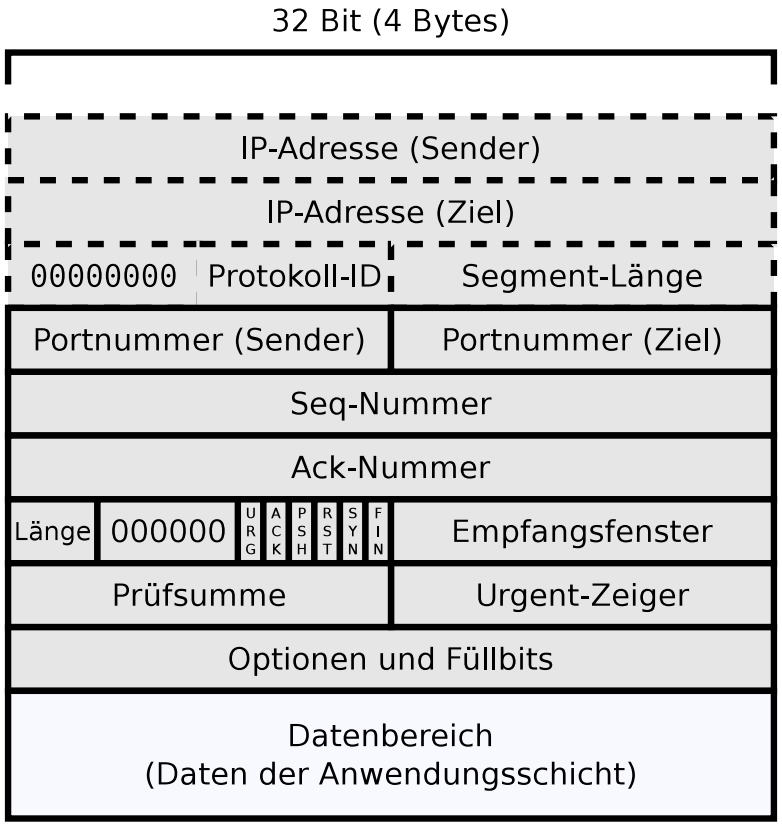
Aufbau von TCP-Segmenten (2/5)



- Ein Datenfeld enthält die Portnummer des sendenden Prozesses
- Ein weiteres Datenfeld enthält die Portnummer des Prozesses, der das Segment empfangen soll
- **Seq-Nummer** enthält die Folgenummer (Sequenznummer) des aktuellen Segments
- **Ack-Nummer** enthält die Folgenummer des nächsten erwarteten Segments

- **Länge** enthält die Länge des TCP-Headers in 32-Bit-Worten, damit der Empfänger weiß, wo die Nutzdaten im TCP-Segment anfangen
  - Dieses Feld ist nötig, weil das Feld *Optionen und Füllbits* eine variable Länge (Vielfaches von 32 Bits) haben kann

Aufbau von TCP-Segmenten (3/5)

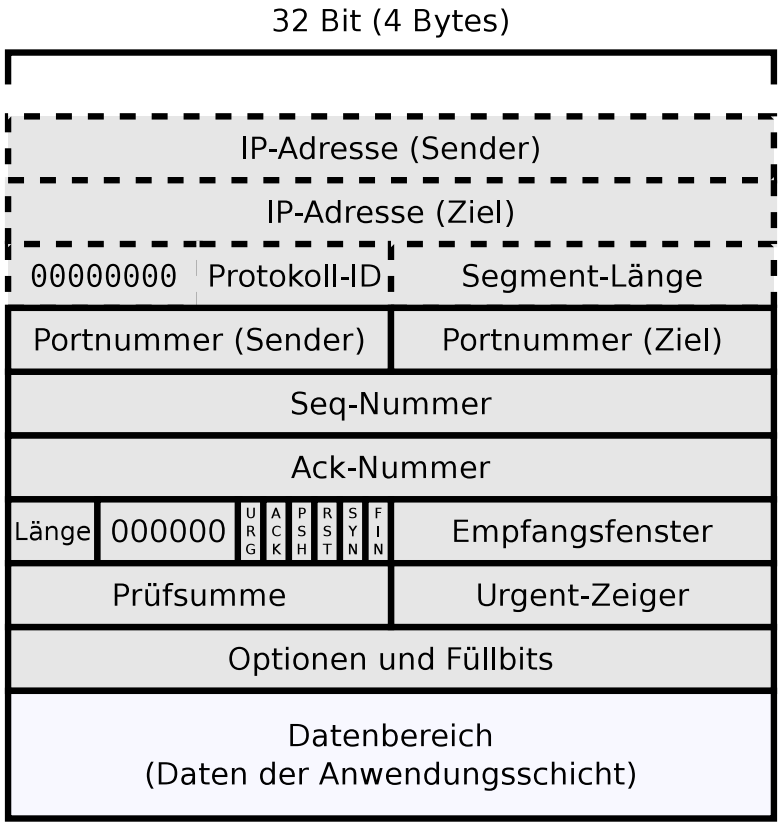


- Das Datenfeld 000000 ist 6 Bits groß und wird nicht verwendet
  - Es hat den Wert Null
- Die 6 je 1 Bit großen Datenfelder sind für Verbindungsaufbau, Datenaustausch und Verbindungsabbau nötig
  - Im folgenden sind die Funktionen dieser Datenfelder jeweils so beschrieben, das sie den Wert 1 haben, also *gesetzt* sind

URG (Urgent) wird in dieser Vorlesung nicht behandelt

- **ACK** (Acknowledge)
  - Gibt an, dass die Bestätigungsnummer im Datenfeld **Ack-Nummer** gültig ist
  - Es wird also verwendet, um den Empfang von Segmenten zu bestätigen

Aufbau von TCP-Segmenten (4/5)



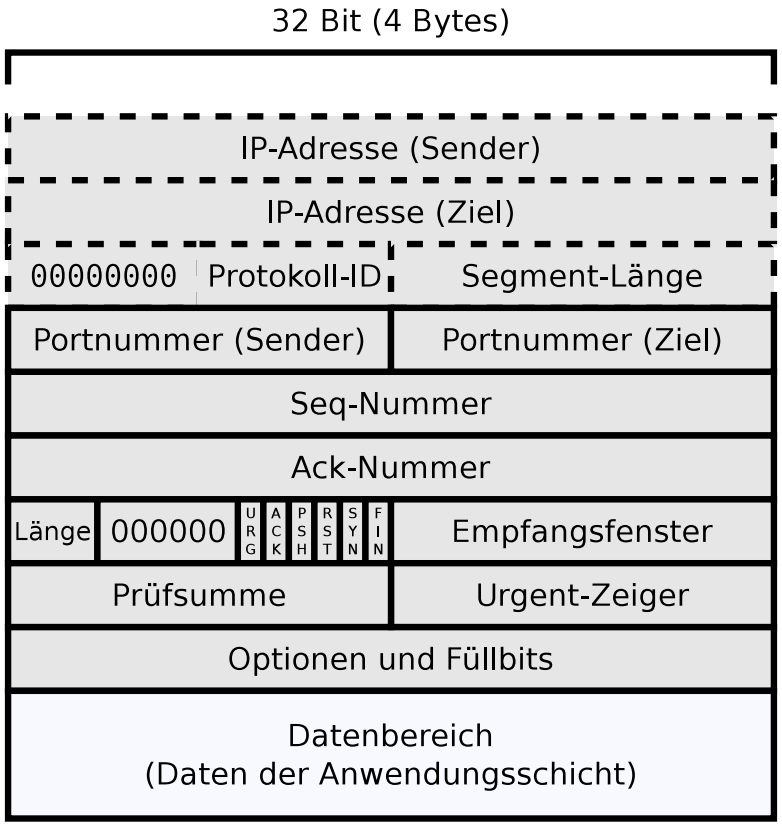
PSH (Push) wird in dieser Vorlesung nicht behandelt

RST (Reset) wird in dieser Vorlesung nicht behandelt

- **SYN** (Synchronize)
  - Weist die Synchronisation der Sequenznummern an
  - Das initiiert den Verbindungsaufbau
- **FIN** (Finish)
  - Weist den Verbindungsabbau an und gibt an, dass der Sender keine Nutzdaten mehr schicken wird

- **Empfangsfenster** enthält die Anzahl freier Bytes im Empfangsfensters des Senders zur Flusskontrolle

Aufbau von TCP-Segmenten (5/5)



- Genau wie bei UDP existiert auch für jedes TCP-Segment ein Pseudo-Header, der nicht übertragen wird
  - Dessen Datenfelder gehen aber inklusive regulärem TCP-Header und Nutzdaten in die Berechnung der **Prüfsumme** mit ein
  - Die **Protokoll-ID** von TCP ist die 6

Der **Urgent-Zeiger** wird in dieser Vorlesung nicht behandelt

Das Feld **Optionen und Füllbits** muss ein Vielfaches von 32 Bits groß sein und wird in dieser Vorlesung nicht behandelt

Erinnern Sie sich an NAT aus Foliensatz 8. . .

Wird ein NAT-Gerät (Router) verwendet, muss dieses Gerät auch die Prüfsummen in TCP-Segmenten neu berechnen, wenn es die IP-Adressen ersetzt

Arbeitsweise von TCP

Sie wissen bereits. . .

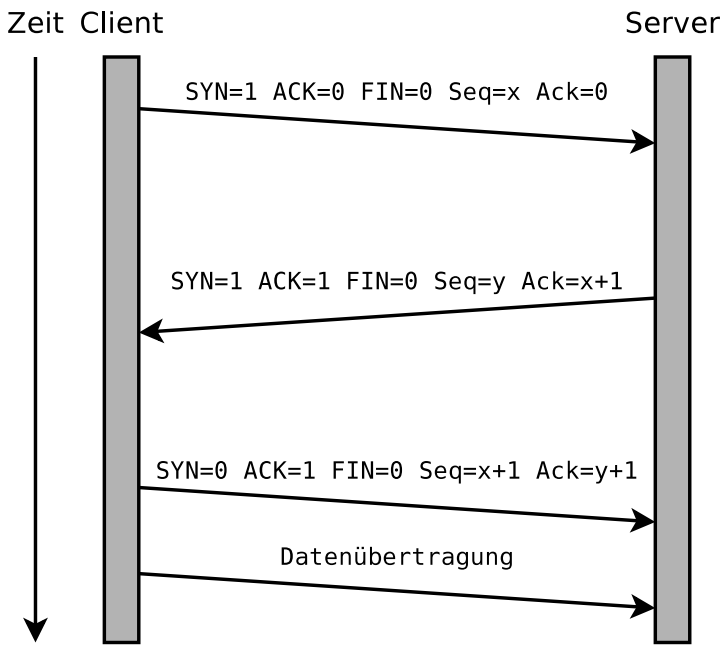
- Jedes Segment hat eine eindeutige Folgenummer (**Sequenznummer**)
- Die Sequenznummer eines Segments ist die Position des ersten Bytes des Segments im Bytestrom

- Anhand der Sequenznummer kann der Empfänger. . .
  - die Reihenfolge der Segmente korrigieren
  - doppelt angekommene Segmente aussortieren
- Die Länge eines Segments ist aus dem IP-Header bekannt
  - So werden Lücken im Datenstrom entdeckt und der Empfänger kann verlorene Segmente neu anfordern
- Beim Öffnen einer Verbindung (**Dreiwege-Handshake**) tauschen beide Kommunikationspartner in drei Schritten Kontrollinformationen aus
  - So ist garantiert, dass der jeweilige Partner existiert und Daten annimmt

TCP-Verbindungsaufbau (Dreiwege-Handshake)

- Der Server wartet passiv auf eine ankommende Verbindung

1. Client sendet ein Segment mit SYN=1 und fordert damit zur Synchronisation der Folgenummern auf
   $\Longrightarrow$ *Synchronize*
2. Server sendet als Bestätigung ein Segment mit ACK=1 und fordert mit SYN=1 seinerseits zur Synchronisation der Folgenummern auf
   $\Longrightarrow$ *Synchronize Acknowledge*
3. Client bestätigt mit einem Segment mit ACK=1 und die Verbindung steht
   $\Longrightarrow$ *Acknowledge*



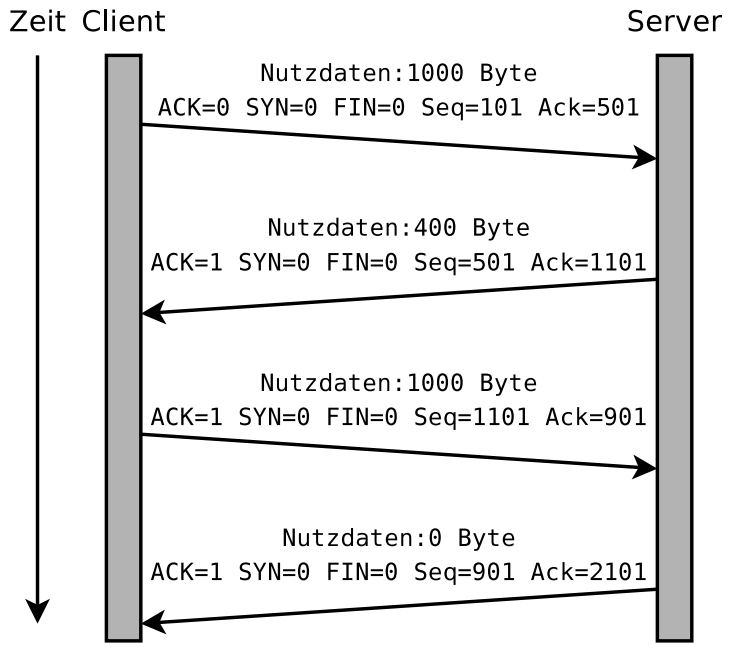
- Die Anfangs-Sequenznummern (x und y) werden zufällig bestimmt
- Beim Verbindungsaufbau werden keine Nutzdaten ausgetauscht!

TCP-Datenübertragung

Um eine Datenübertragung zu zeigen, sind für die **Seq-Nummer** (Folgenummer aktuelles Segment) und die **Ack-Nummer** (Folgenummer nächstes erwartetes Segment) konkrete Werte nötig

- Im Beispiel ist zu Beginn des Dreiwege-Handshake die Folgenummer des Clients x=100 und die des Servers y=500
- Nach Abschluss des Dreiwege-Handshake: x=101 und y=501

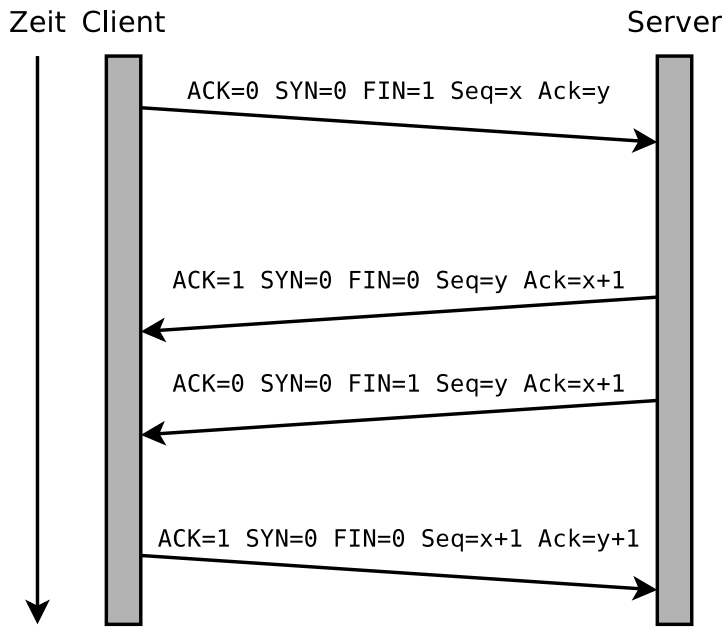
1. Client übertragt 1000 Byte Nutzdaten
2. Server bestätigt mit ACK=1 die empfangenen Nutzdaten und fordert mit der Ack-Nummer 1101 das nächste Segment an. Im gleichen Segment überträgt der Server 400 Bytes Nutzdaten
3. Client übertragt weitere 1000 Byte Nutzdaten. Zudem bestätigt er den Empfang der Nutzdaten mit ACK=1 und fordert mit der Ack-Nummer 901 das nächste Segment an
4. Server bestätigt mit ACK=1 die empfangenen Nutzdaten und fordert mit der Ack-Nummer 2101 das nächste Segment an



TCP-Verbindungsabbau

- Der Verbindungsabbau ist dem Verbindungsaufbau ähnlich
- Statt des SYN-Bit kommt das FIN-Bit zum Einsatz, das anzeigt, dass keine Nutzdaten mehr vom Sender kommen

1. Client sendet den Abbauwunsch mit FIN=1
2. Server sendet eine Bestätigung mit ACK=1
3. Server sendet den Abbauwunsch mit FIN=1
4. Client sendet eine Bestätigung mit ACK=1



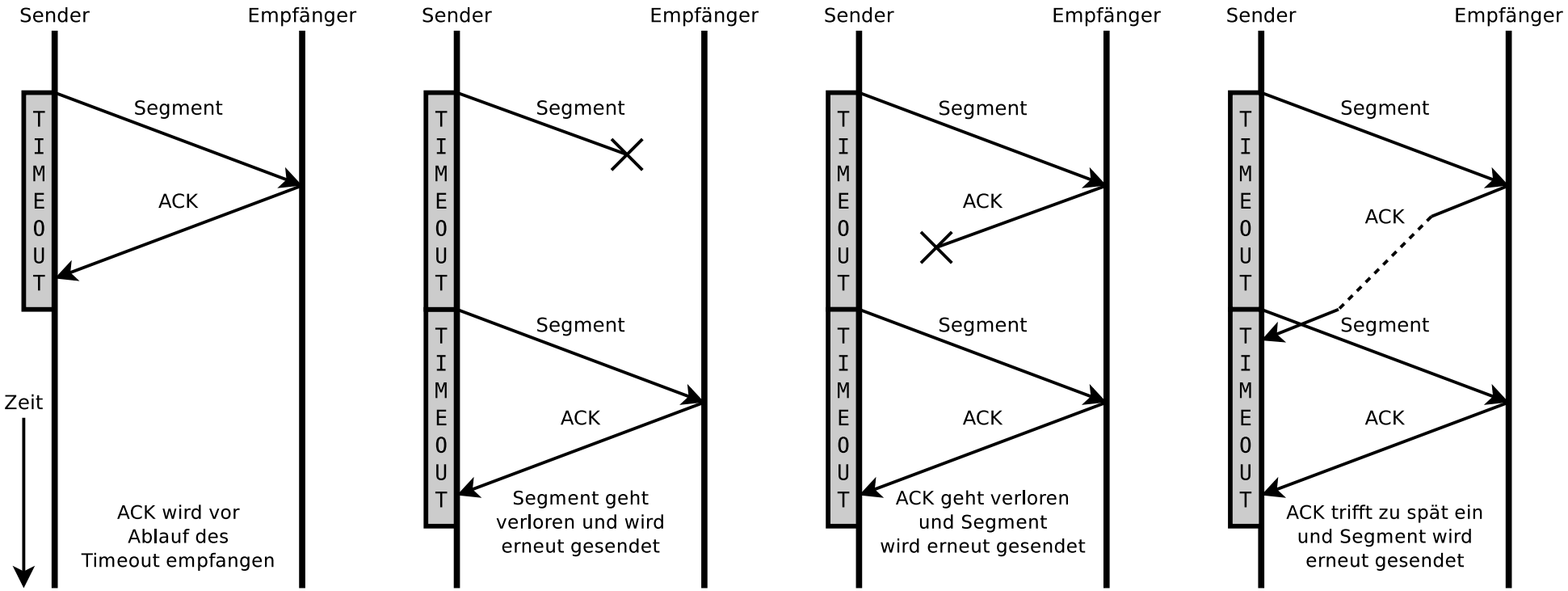
- Beim Verbindungsabbau werden keine Nutzdaten ausgetauscht

Zuverlässige Übertragung durch Flusskontrolle (*Flow Control*)

- Via Flusskontrolle steuert der Empfänger die **Sendegeschwindigkeit des Senders** dynamisch und stellt so und die **Vollständigkeit der Datenübertragung** sicher
  - Langsame Empfänger sollen nicht mit Daten überschüttet werden
    - Dadurch würden Daten verloren gehen
  - Während der Übertragung verlorene Daten werden erneut gesendet
- Vorgehensweise: **Sendewiederholungen**, wenn diese nötig sind
- Grundlegende Mechanismen:
  - **Bestätigungen** (Acknowledgements, ACK) als Feedback bzw. Quittung
  - **Zeitschranken** (Timeouts)
- Konzepte zur Flusskontrolle:
  - **Stop-and-Wait**
  - **Schiebefenster** (Sliding-Window)

Stop-and-Wait

- Nach dem Senden eines Segments wartet der Sender auf ein ACK
  - Kommt in einer bestimmten Zeit kein ACK an $\Longrightarrow$ Timeout
  - Timeout $\Longrightarrow$ Segment wird erneut gesendet



- Nachteil: Geringer Durchsatz gegenüber der Leitungskapazität

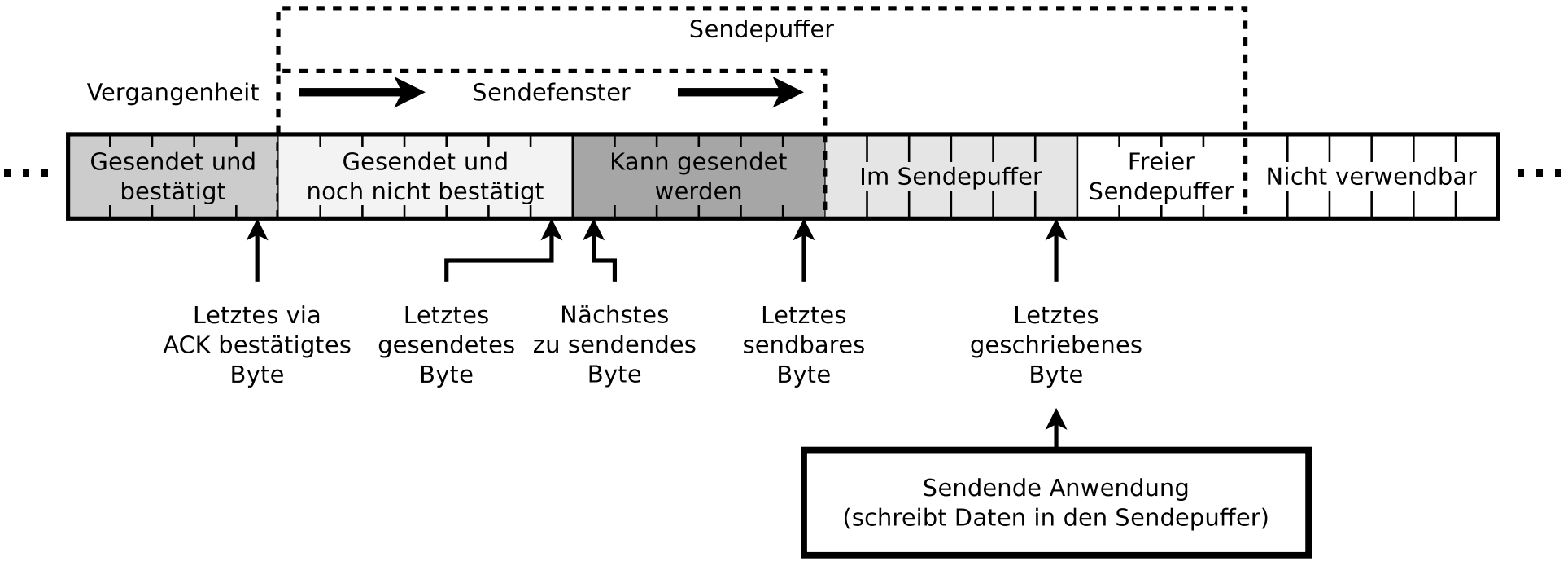
Das **Trivial File Transfer Protocol** (RFC 783) arbeitet nach dem Prinzip Stop-and-Wait

Schiebefenster (Sliding-Window)

- Ein **Fenster** ermöglicht dem Sender die Übertragung einer bestimmten Menge Segmente, bevor eine Bestätigung (Quittung) erwartet wird
  - Beim Eintreffen einer Bestätigung wird das Sendefenster verschoben und der Sender kann weitere Segmente aussenden
    - Der Empfänger kann mehrere Segmente auf einmal bestätigen
      $\Longrightarrow$ **kumulative Acknowledgements**
  - Beim Timeout übermittelt der Sender alle Segmente im Fenster neu
    - Er sendet also alles ab der letzten unbestätigten Sequenznummer erneut
- Ziel: Leitungs- und Empfangskapazität besser auslasten

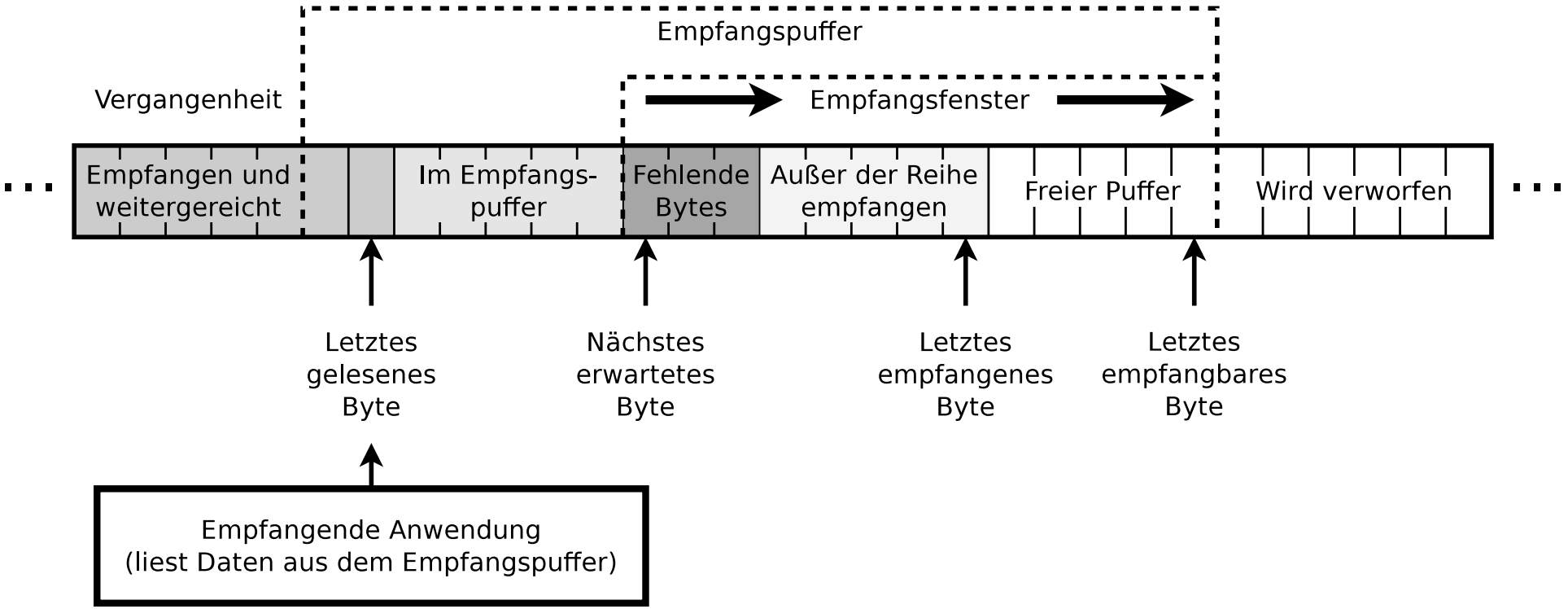
Schiebefenster – Vorgehensweise: Sender

- Der Sendepuffer enthält Daten der Anwendungsschicht, die. . .
  - bereits gesendet, aber noch nicht bestätigt wurden
  - bereits vorliegen, aber noch nicht gesendet wurden



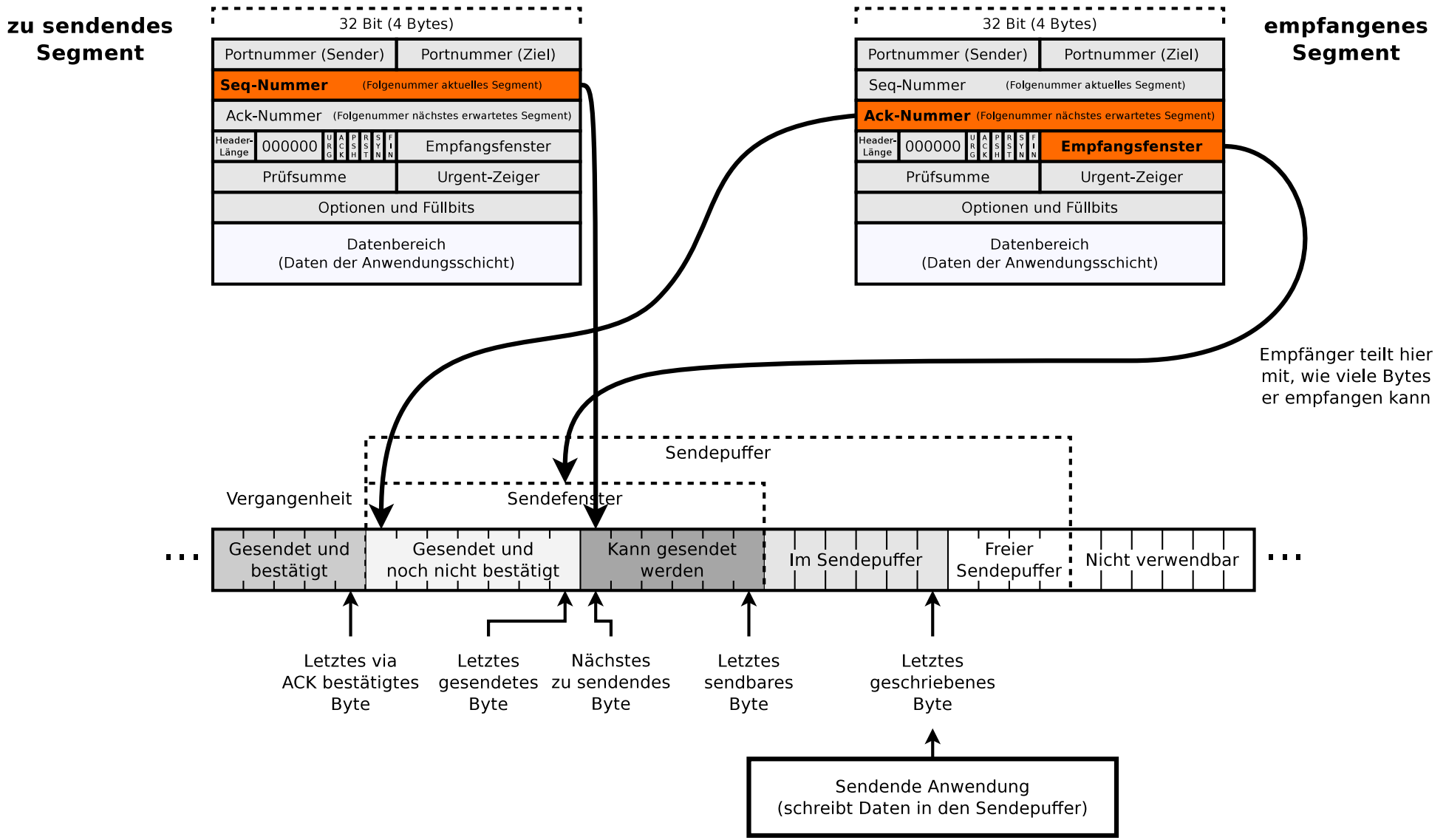
Schiebefenster – Vorgehensweise: Empfänger

- Der Empfangspuffer enthält Daten für die Anwendungsschicht, die...
  - in der korrekten Reihenfolge vorliegen, aber noch nicht gelesen wurden
  - außer der Reihe angekommen sind



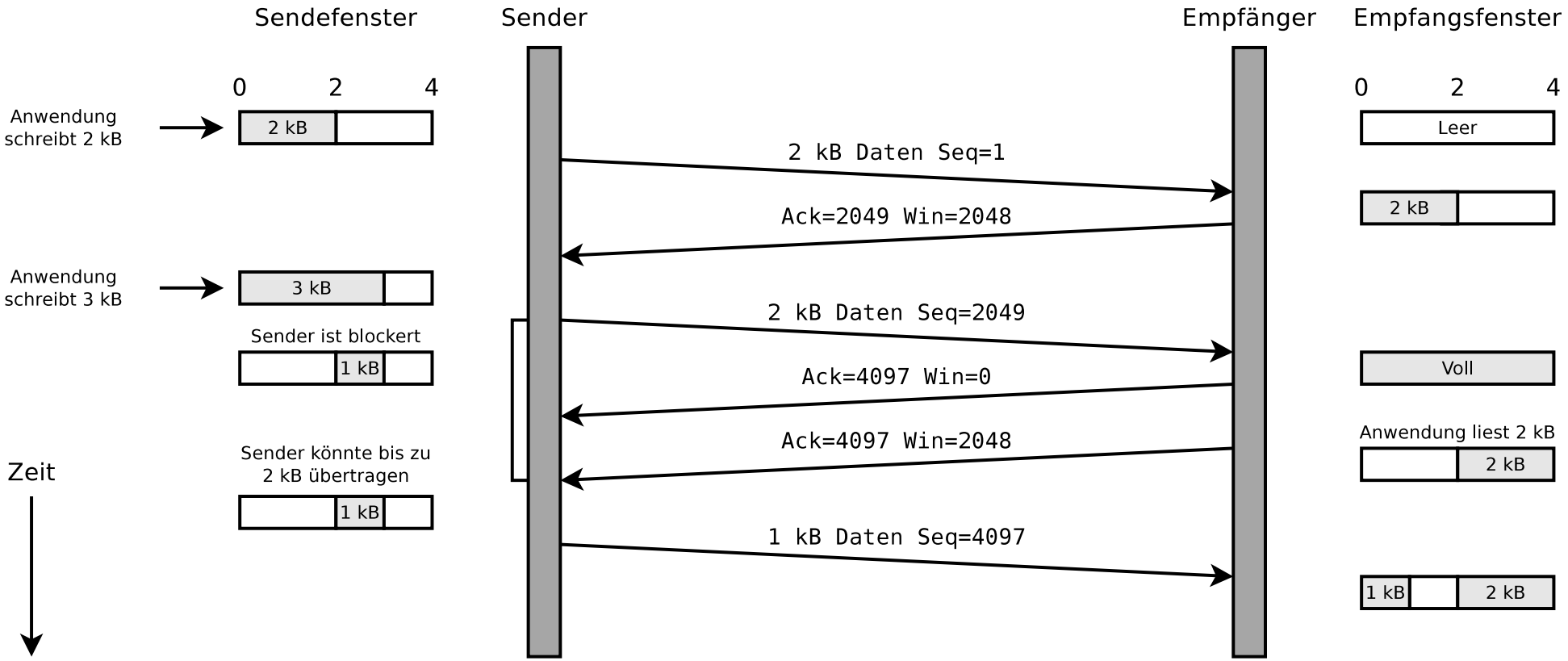
- Der Empfänger gibt dem Sender an, wie groß sein Empfangsfenster ist
  - Wichtig, um einen Pufferüberlauf zu vermeiden!

TCP-Flusskontrolle



Beispiel zur Flusskontrolle bei TCP

- Empfänger informiert in jedem Segment über das freie Empfangsfenster
- Ist das Empfangsfenster voll, ist der Sender blockiert, bis er vom Empfänger erfährt, dass im Empfangsfenster freier Speicher ist
- Wird Kapazität im Empfangsfenster frei $\Longrightarrow$ **Fensteraktualisierung**



Silly Window Syndrom

- Gefahr des **Silly Window Syndrom**, bei dem sehr viele kleine Segmente geschickt werden, was den Protokoll-Overhead vergrößert
  - Szenario:
    - Ein überlasteter Empfänger mit vollständig gefülltem Empfangspuffer
    - Sobald die Anwendung wenige Bytes (z.B. 1 Byte) aus dem Empfangspuffer gelesen hat, sendet der Empfänger ein Segment mit der Größe des freien Empfangspuffers
    - Der Sender sendet dadurch ein Segment mit lediglich 1 Byte Nutzdaten
    - Overhead: Mindestens 40 Bytes für die TCP/IP-Header jedes IP-Pakets (Nötig sind: 1 Segment mit den Nutzdaten, 1 Segment für die Bestätigung und eventuell noch ein Segment nur für die Fensteraktualisierung)
  - Lösungsansatz: **Silly Window Syndrom Avoidance**
    - Der Empfänger benachrichtigt den Sender erst über freie Empfangskapazität, wenn der Empfangspuffer mindestens zu 25% leer ist oder ein Segment mit der Größe MSS empfangen werden kann

Gründe für Überlastung

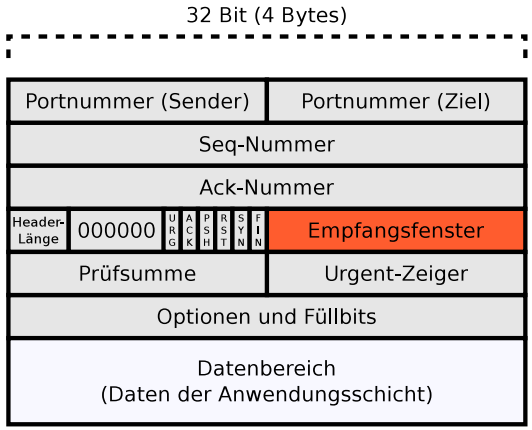
- Mögliche Ursachen für Überlastungen:
  1. **Empfängerkapazität**
     - Der Empfänger kann die empfangen Daten nicht schnell genug verarbeiten und darum ist sein Empfangspuffer voll
     - Bereits gelöst durch die **Flusskontrolle**
  2. **Netzkapazität**
     - Wird ein Computernetz über seine Kapazität hinaus beansprucht, kommt es zu Überlastungen $\Longrightarrow$ **Congestion Control**
     - Einzig hilfreiche Reaktion bei Überlastungen: **Datenrate reduzieren**
     - TCP versucht Überlastungen durch dynamische Veränderungen der Fenstergröße zu vermeiden $\Longrightarrow$ **Dynamisches Sliding Window**
- Es gibt nicht *die eine* Lösung für beide Ursachen
  - Beide Ursachen werden getrennt angegangen

Anzeichen für Überlastungen der Netzkapazität

- Paketverluste durch Pufferüberläufe in Routern
- Lange Wartezeiten durch volle Warteschlangen in Routern
- Häufige Übertragungswiederholungen wegen Timeout oder Paket-/Segmentverlust

Lösungsansatz gegen Überlastung

- Der Sender verwaltet 2 Fenster
  1. **Advertised Receive Window** (*Empfangsfenster*)
     - Vermeidet Überlast beim Empfänger
     - Wird vom Empfänger angeboten (*advertised*)
  2. **Congestion Window** (*Überlastungsfenster*)
     - Vermeidet Überlastung des Netzes
     - Legt der Sender fest



- Das Minimum beider Fenster ist die maximale Anzahl Bytes, die der Sender übertragen kann
  - Beispiel:
    - Kann der Empfänger zum Beispiel gemäß seinem Empfangsfenster 20 kB empfangen, aber der Sender erkennt, dass bei mehr als 12 kB das Netz verstopft, dann sendet er nur 12 kB.

- Woher weiß der Sender wie leistungsfähig das Netz ist?
  $\Longrightarrow$ Wie ermittelt der Sender die Größe des Überlastungsfensters?

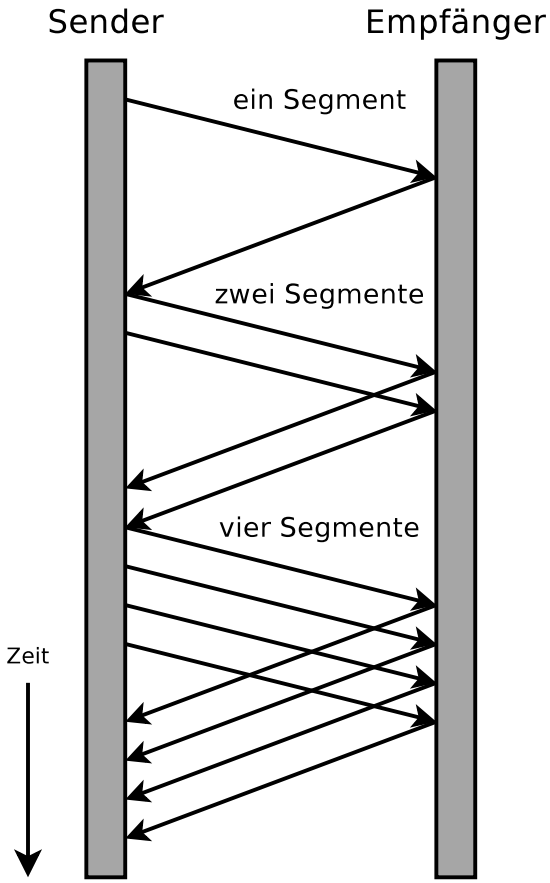
Größe des Überlastungsfensters festlegen

Sie wissen bereits. . .

- Der Sender kann genau sagen, wie groß das Empfangsfenster ist
- Grund: Der Empfänger teilt es ihm mit jedem Segment mit

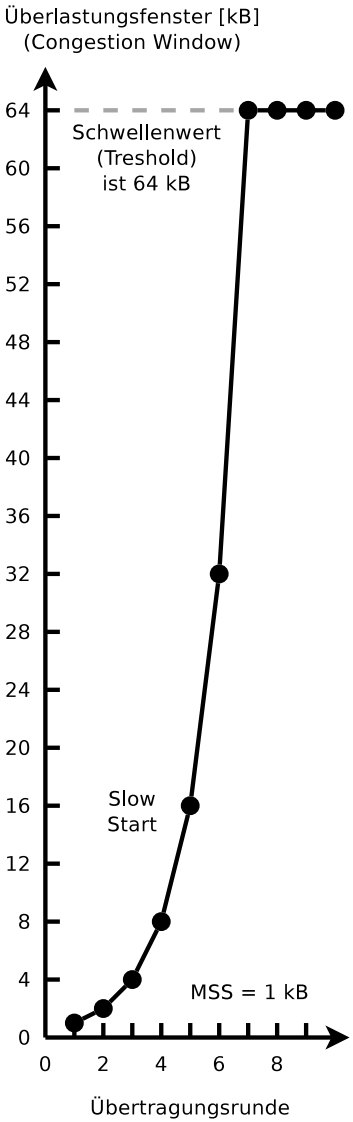
- Problem für den Sender: **Wie groß ist das Überlastungsfenster?**
  - Der Sender weiß zu keiner Zeit sicher, wie leistungsfähig das Netz ist
  - Die Leistungsfähigkeit der Netze ist nicht statisch
    - Sie hängt u.a. von der Auslastung und von Netzstörungen ab
- Lösungsweg: Der Sender muss sich an das Maximum dessen, was das Netzwerk übertragen kann, **herantasten**

Überlastungsfenster festlegen – Verbindungsaufbau



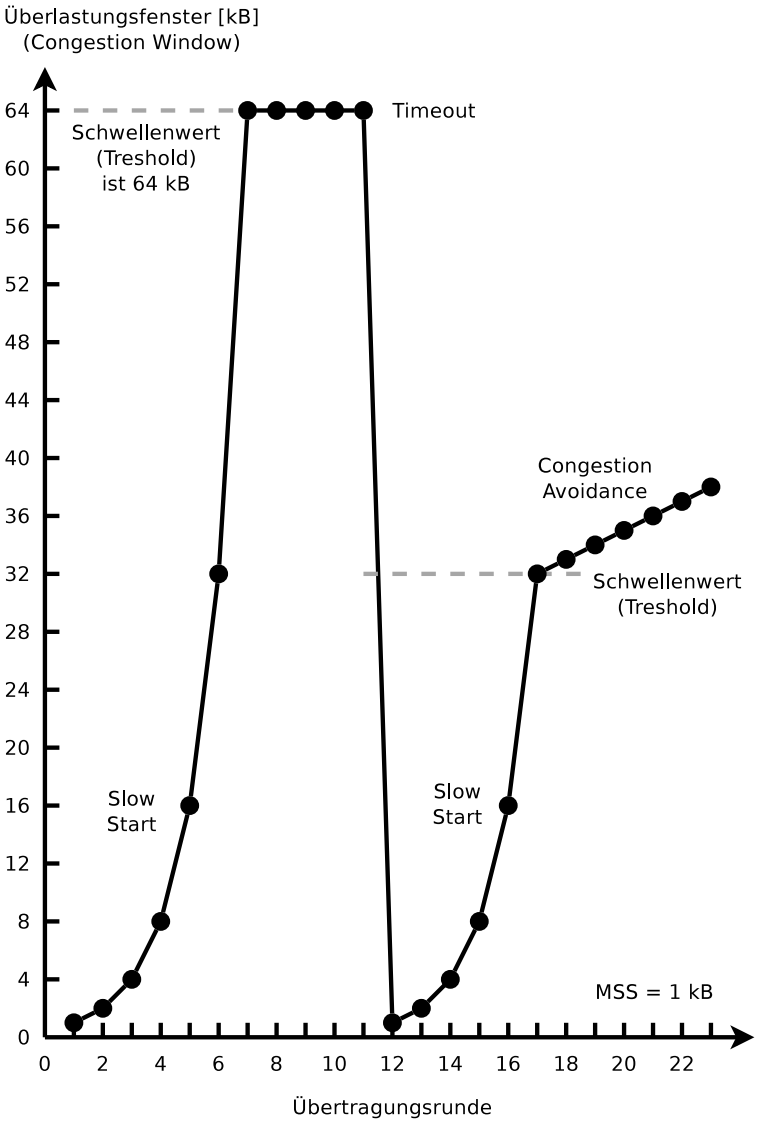
- Beim Verbindungsaufbau initialisiert der Sender das Überlastungsfenster auf die maximale Segmentgröße (MSS)
- Vorgehensweise:
  - 1 Segment mit der Größe MSS senden
    - Wird Empfang des Segments vor dem Timeout bestätigt, wird das Überlastungsfenster verdoppelt
  - 2 Segmente mit der Größe MSS senden
    - Wird der Empfang beider Segmente vor dem Timeout bestätigt, wird das Überlastungsfenster erneut verdoppelt
  - usw.

Überlastungsfenster festlegen – Slow Start



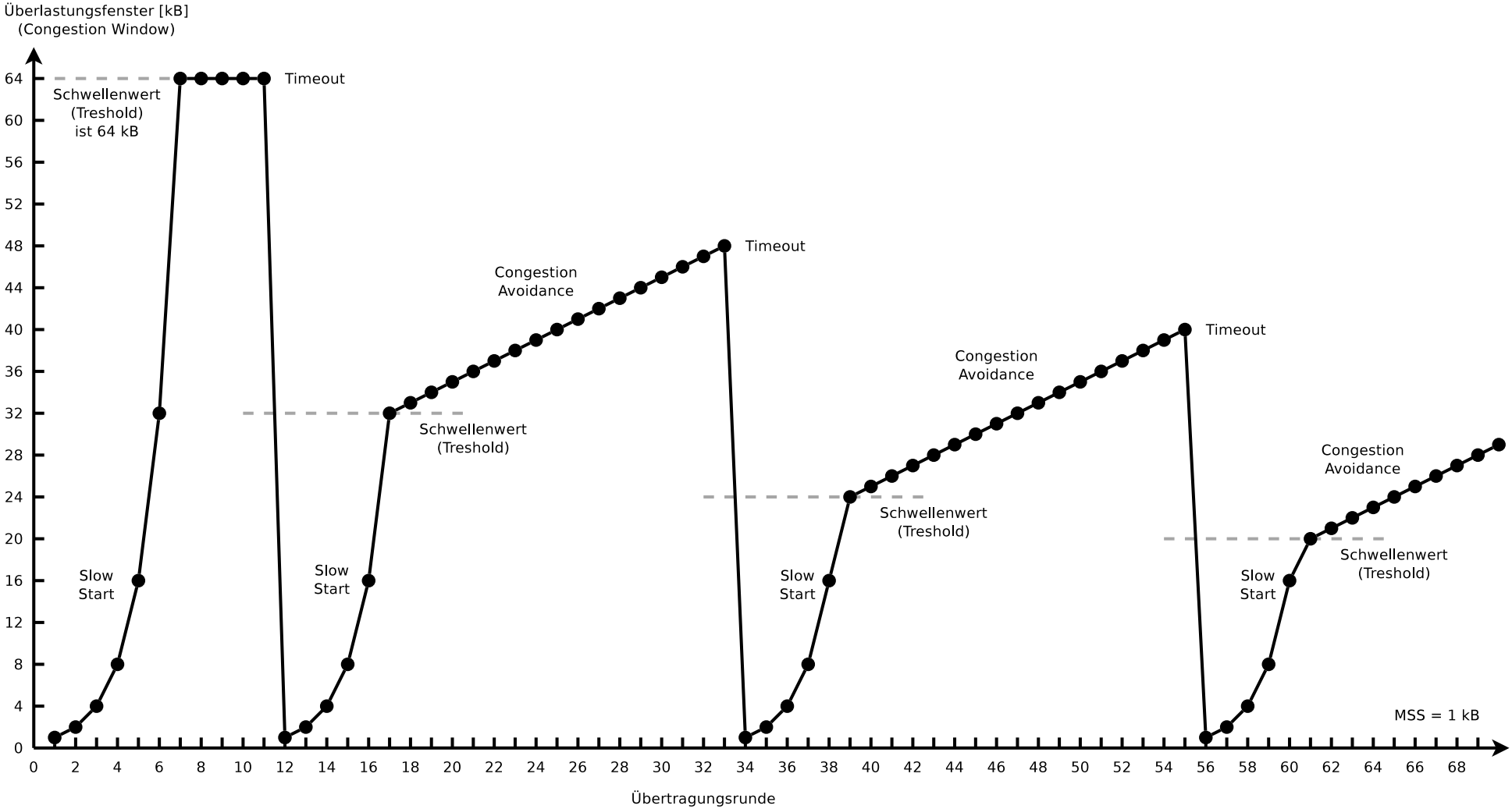
- Das Überlastungsfenster wächst exponentiell bis. . .
  - das vom Empfänger festgelegte Empfangsfenster erreicht ist
  - oder der **Schwellenwert** (Treshold) erreicht ist
  - oder es zum Timeout kommt
- Die exponentielle Wachstumsphase heißt **Slow Start**
  - Grund: Die niedrige Senderate des Senders am Anfang
- Hat das Überlastungsfenster die Größe des Empfangsfensters erreicht, wächst es nicht weiter
- Der Schwellenwert ist am Anfang der Übertragung 2^{16} Byte $= 64\,\text{kB}$, damit er zu Beginn keine Rolle spielt
  - Das Empfangsfenster ist maximal $2^{16} - 1$ Bytes groß
    - Ist durch die Größe des Datenfelds **Empfangsfenster** im TCP-Header festgelegt

Überlastungsfenster festlegen – Congestion Avoidance



- Kommt es zum Timeout, wird. . .
  - der Schwellenwert auf die Hälfte des Überlastungsfensters gesetzt
  - und das Überlastungsfenster auf die Größe 1 MSS reduziert
- Es folgt erneut die Phase Slow Start
  - Wird der Schwellenwert erreicht, wächst das Überlastungsfenster linear bis. . .
    - das vom Empfänger festgelegte Empfangsfenster erreicht ist
    - oder es zum Timeout kommt
- Die Phase des linearen Wachstums heißt **Congestion Avoidance**

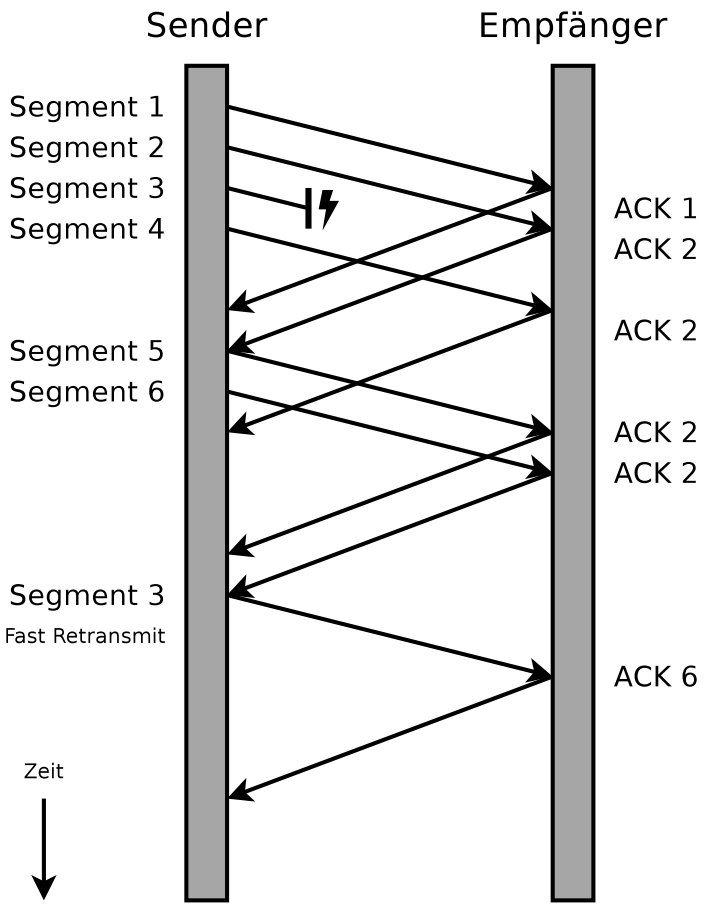
Mögliche Fortführung des Beispiels



Gründe für einen Timeout und sinnvolles Vorgehen

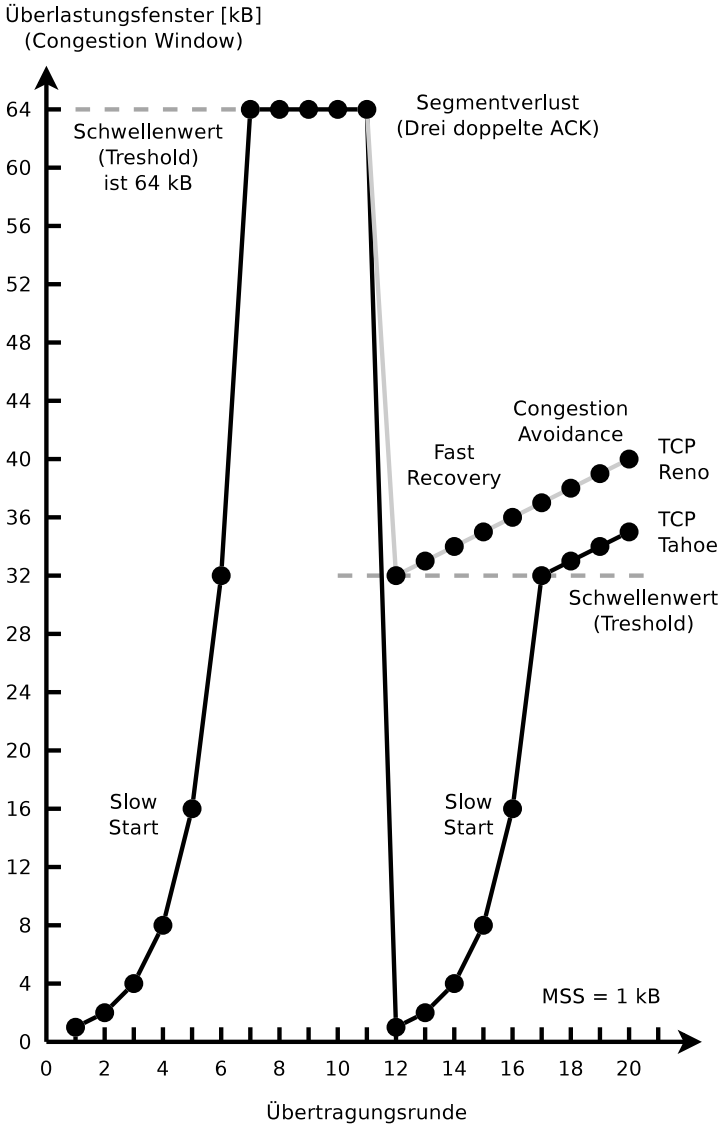
- Ein **Timeout** kann verschiedene Gründe haben
  - Überlast ($\Longrightarrow$ Verzögerung)
  - Verlust der Sendung
  - Verlust der Bestätigung (ACK)
- Nicht nur Verzögerungen durch Überlast, sondern auch jedes Verlustereignis reduziert das Überlastungsfenster auf 1 MSS
  - Entspricht dem Vorgehen der veralteten TCP-Version *Tahoe* (1988)
- Modernere TCP-Versionen unterscheiden zwischen...
  - Timeout wegen Netzüberlast
  - und **mehrfachem Eintreffen von Bestätigungen** (ACKs) wegen Verlustereignis

Fast Retransmit



- Geht ein Segment verloren, entsteht im Datenstrom beim Empfänger eine *Lücke*
  - Der Empfänger sendet bei jedem weiteren nach dieser Lücke empfangenen Segment ein ACK für das Segment vor dem verlorenen Segment
- Beim Segmentverlust ist eine Reduzierung des Überlastungsfensters auf 1 MSS unnötig
  - Grund: Für einen Segmentverlust ist nicht zwingend Überlastung verantwortlich
- TCP *Reno* (1990) sendet nach **dreimaligem Empfang eines doppelten ACK** das verlorene Segment neu
  $\Longrightarrow$ **Fast Retransmit**

Fast Recovery



- TCP *Reno* vermeidet auch die Phase Slow Start nach dreimaligem Empfang eines doppelten ACK
  $\Longrightarrow$ **Fast Recovery**
- Das Überlastungsfenster wird nach dreimaligem Empfang eines doppelten ACK direkt auf den Schwellenwert gesetzt
  - Das Überlastungsfenster wächst mit jeder bestätigten Übertragung linear...
    - bis das vom Empfänger festgelegte Empfangsfenster erreicht ist
    - oder es zum Timeout kommt

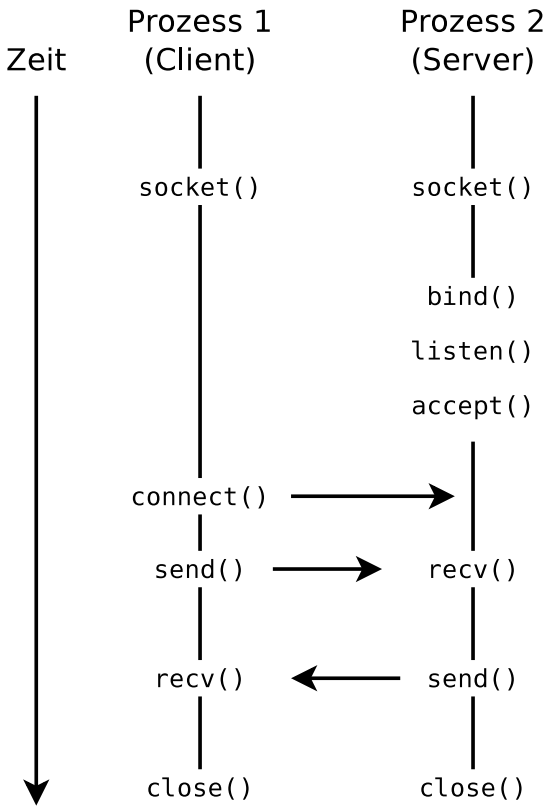
Additive Increase / Multiplicative Decrease (AIMD)

- AIMD ist das Prinzip/Konzept der Überlastkontrolle bei TCP
  - **Rasche Reduzierung** des Überlastungsfensters nach Timeout oder Verlustereignis und **langsames (lineares) Anwachsen** des Überlastungsfensters
- Grund für **aggressive Senkung** und **konservative Erhöhung** des Überlastungsfensters:
  - Die Folgen eines zu großen Überlastungsfensters sind schlimmer als die eines zu kleinen Fensters
  - Ist das Fenster zu klein, bleibt verfügbare Bandbreite ungenutzt
  - Ist das Fenster zu groß, gehen Segmente verloren und müssen erneut übertragen werden
    - Das vergrößert die Überlastung des Netzes noch mehr!
- Möglichst rasch muss der Zustand der Überlastung verlassen werden
  - Darum wird die Größe des Überlastungsfensters deutlich reduziert

Zusammenfassung zu Flusskontrolle und Überlastkontrolle

- Mit **Flusskontrolle** versucht TCP die Bandbreite eines verbindungslosen Netzes ($\Longrightarrow$ IP) effizient zu nutzen
  - Schiebefenster beim Sender (**Sendefenster**) und Empfänger (**Empfangsfenster**) dienen als Puffer zum Senden und Empfangen
  - Der Empfänger kontrolliert das Sendeverhalten des Senders
- Gründe für Überlastungen: **Empfangskapazität** und **Netzkapazität**
  - Empfangsfenster vermeidet Überlast beim Empfänger
  - Überlastungsfenster vermeidet Überlastung des Netzes
  - Effektiv verwendetes Fenster = Minimum beider Fenster
- Versuch der Maximierung der Netzauslastung und der schnellen Reaktion bei Überlastungsanzeichen
  - Prinzip des **Additive Increase / Multiplicative Decrease** (AIMD)

Verbindungsorientierte Kommunikation mit Sockets – TCP

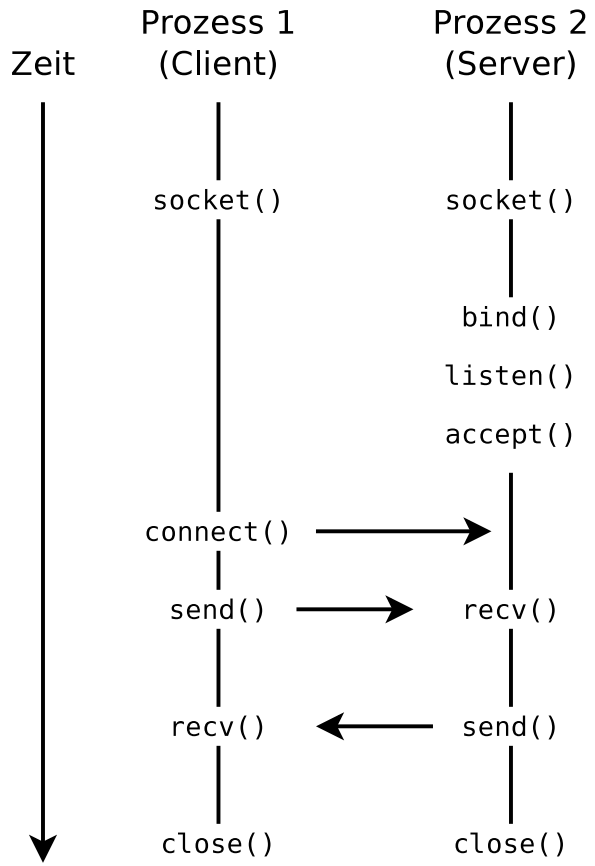


- **Client**
  - Socket erstellen (`socket`)
  - Client mit Server-Socket verbinden (`connect`)
  - Daten senden (`send`) und empfangen (`recv`)
  - Socket schließen (`close`)
- **Server**
  - Socket erstellen (`socket`)
  - Socket an einen Port binden (`bind`)
  - Socket empfangsbereit machen (`listen`)
    - Warteschlange für Verbindungsanfragen einrichten. Definiert wie viele Verbindungsanfragen gepuffert werden können
  - Verbindungsanforderung akzeptieren (`accept`)
    - Erste Verbindungsanforderung aus der Warteschlange holen
  - Daten senden (`send`) und empfangen (`recv`)
  - Socket schließen (`close`)

Sockets via TCP – Beispiel (Server)

```
1  #!/usr/bin/env python
2  # -*- coding: iso-8859-15 -*-
3  # Echo Server via TCP
4  import socket               # Modul socket importieren
5  HOST = ''                   # '' = alle Schnittstellen
6  PORT = 50007                # Portnummer des Servers
7
8  # Socket erzeugen und Socket-Deskriptor zurückliefern
9  sd = socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_STREAM)
10 # Socket an Port binden
11 sd.bind((HOST, PORT))
12 # Socket empfangsbereit machen
13 # Max. Anzahl Verbindungen = 1
14 sd.listen(1)
15 # Socket akzeptiert Verbindungen
16 conn, addr = sd.accept()
17
18 print 'Connected by', addr
19
20 while 1:                    # Endlosschleife
21     data = conn.recv(1024) # Daten empfangen
22     if not data: break     # Endlosschleife abbrechen
23     # Empfangene Daten zurücksenden
24     conn.send(data)
25
26 sd.close()                  # Socket schließen
```

```
$ python tcp_server.py
```

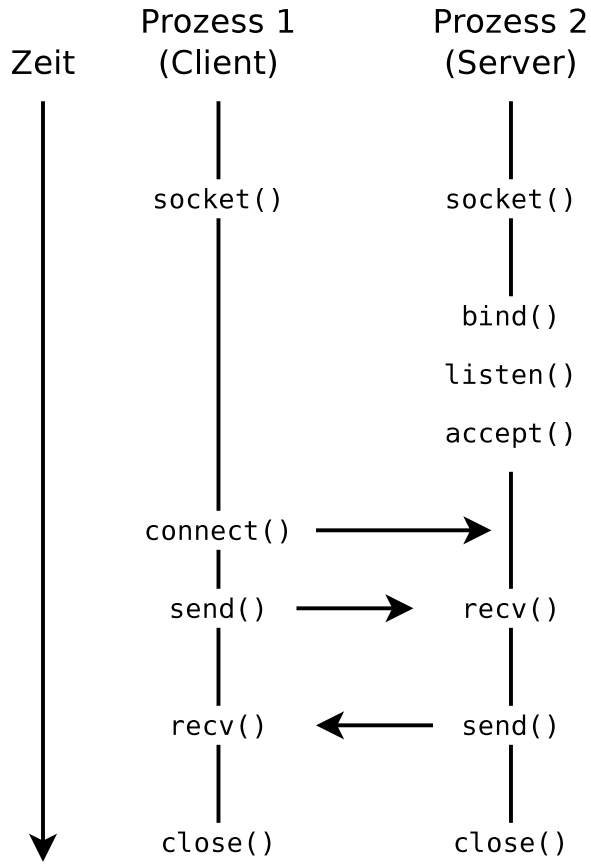


Sockets via TCP – Beispiel (Client)

```
1  #!/usr/bin/env python
2  # -*- coding: iso-8859-15 -*-
3  # Echo Client via TCP
4  # Modul socket importieren
5  import socket
6
7  HOST = 'localhost'          # Hostname des Servers
8  PORT = 50007                # Portnummer des Servers
9
10 # Socket erzeugen und Socket-Deskriptor zurückliefern
11 sd = socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_STREAM)
12 # Mit Server-Socket verbinden
13 sd.connect((HOST, PORT))
14
15 sd.send('Hello, world')     # Daten senden
16 data = sd.recv(1024)        # Daten empfangen
17 sd.close()                  # Socket schließen
18
19 # Empfangene Daten ausgeben
20 print 'Empfangen:', repr(data)
```

```
$ python tcp_client.py
Empfangen: 'Hello, world'
```

```
$ python tcp_server.py
Connected by ('127.0.0.1', 49898)
```



Denial of Service-Attacken via SYN-Flood

- Ziel des Angriffs: Dienste oder Server unerreichbar machen
- Ein Client sendet viele Verbindungsanfragen (**SYN**), antwortet aber nicht auf die Bestätigungen (**SYN ACK**) des Servers mit **ACK**
- Der Server wartet einige Zeit auf die Bestätigung des Clients
  - Es könnten ja Netzwerkprobleme die Bestätigung verzögern
  - Während dieser Zeit werden die Client-Adresse und der Status der unvollständigen Verbindung im Speicher des Netzwerkstacks gehalten
- Durch das Fluten des Servers mit Verbindungsanfragen wird die Tabelle mit den TCP-Verbindungen im Netzwerkstack komplett gefüllt
  $\Longrightarrow$ Der Server kann keine neuen Verbindungen mehr aufbauen
- Der Speicherverbrauch auf dem Server kann so groß werden, dass der Hauptspeicher komplett gefüllt wird wird und der Server abstürzt
- Gegenmaßnahme: Echtzeitanalyse des Netzwerks durch intelligente Firewalls