

# Zusammenfassung - Netzwerke II

## Drahtlose Netzwerke

### 1.1.1 Grundlagen

**Wireless Host (Drahtloser Teilnehmer):** Endsystem auf dem die Applikation läuft (stationär oder mobile), z.B. Smartphone, PC

**Wireless Link (Drahtlose Verbindung):** Verbindet Teilnehmer direkt oder per Basisstation (Abdeckung, Datenrate)

**Basisstation (Base Station):** Überträgt Datenpakete zwischen drahtgebundenem zu drahtlosem Netzwerk, meist mit drahtgebundenem Netzwerk verbunden (WLAN Access Point, UMTS Basisstation)

**Drahtloses Infrastruktur Netzwerk:** Netzwerkteilnehmer sind über Basisstation mit dem Netz verbunden

**Drahtloses Ad-Hoc Netzwerk:** Keine Infrastruktur (Basisstationen), Teilnehmer bilden das Netz selbst.

Nachteile: passive Teilnehmer haben trotzdem Stromverbrauch, eigene Daten landen auf fremden Mobiltelefonen und höhere Latenz

**Single-Hop:** Genau ein wireless Link

**Multi-Hop:** Übertragung geht über mehrere wireless Links in Folge

Übliche Datenraten		Beispiele für Single und Multi-Hop	
		Single Hop	Multiple Hops
<b>GSM (2G)</b>	0.56 Mb/s	Infrastruktur	Host verbindet sich mit Basisstation (Wifi, zellulare Netzwerke) und diese dann mit dem Internet
<b>UMTS (3G)</b>	4 Mb/s		
<b>LTE (4G) und 802.11b</b>	5 - 11 Mb/s		
<b>802.11ag</b>	54 Mb/s	Keine Infrastruktur	Keine Basisstation und auch keine Verbindung zu weiterem Internet (z.B. Bluetooth)
<b>802.11n</b>	200 Mb/s		
			Host muss möglicherweise durch mehrere drahtlose Geräte um sich mit dem Internet zu verbinden: <i>Mesh Net</i>
			Keine Basisstation und auch keine Verbindung zu weiterem Internet. Muss durch mehrere drahtlose Geräte: <i>MANET, VANET</i>

### Herausforderungen bei drahtloser Übertragung

- Teilnehmer zeitweise nicht erreichbar (Funkloch)
- IP-Adresse ändert sich
- Höhere Anzahl an Übertragungsfehlern durch Interferenz (Störung durch andere Teilnehmer) oder Dämpfung → Bessere Fehlerbehandlung
- Kurzer Paketverlust führt bei TCP zu angeblicher Netzüberlastung (obwohl nur kurzzeitige Störung)
- Medium kann abgehört werden
- Mehrwege-Ausbreitung: Signale werden an unterschiedlichsten Oberflächen reflektiert → Am Empfänger sowohl konstruktive als auch destruktive Überlagerung möglich

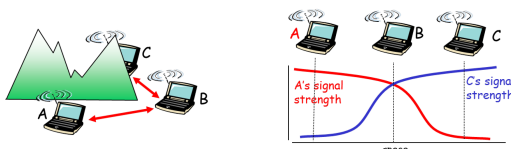
⇒ Funkkanal ist zeit- und ortsvariant!

**Modulationsarten:** Frequenz-, Amplituden- & Phasenmodulation, Quadraturamplitudenmodulation (QAM) ⇒ Kombination von Amplituden- und Phasenmodulation (*QAM-8*: 3 Bit pro Symbol, *QAM-1024*: 10 Bit pro Symbol).

Höhere Modulationsarten bieten höhere Übertragungsrate sind aber fehleranfälliger. Bei größerem Signal-Rausch-Abstand (SNR - Stärke des Nutzsignals bezogen auf Störung) kann höhere Modulation eingesetzt werden da Kanal anscheinend nicht so stark gestört (*QAM-16* = 4Mbps, *QAM-256* = 8Mbps)

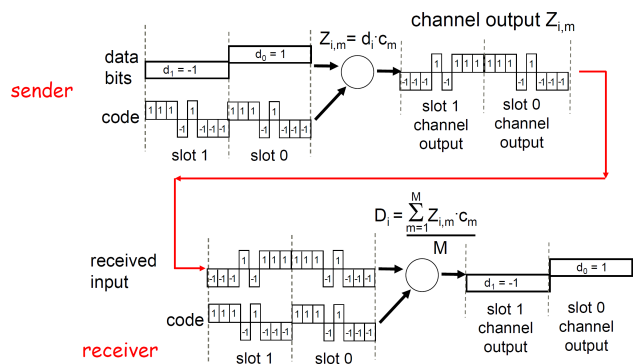
**Bit-Error-Rate (BER):** Wahrscheinlichkeit, dass ein fehlerhaftes Bit übertragen wird.

- **Hidden Terminal Problem:** Teilnehmer A, B & C. A und B hören sich, B und C hören sich aber A und C hören sich nicht → Bei Übertragung  $A \rightarrow B$  und  $C \rightarrow B$  stören sie sich unbewusst gegenseitig.
  - Beheben durch RTS/CTS-Verfahren
  - Beheben mit Sendestärke bei A & C erhöhen, sodass sie sich hören können und CSMA/CA funktioniert
  - Teilnehmer bewegen

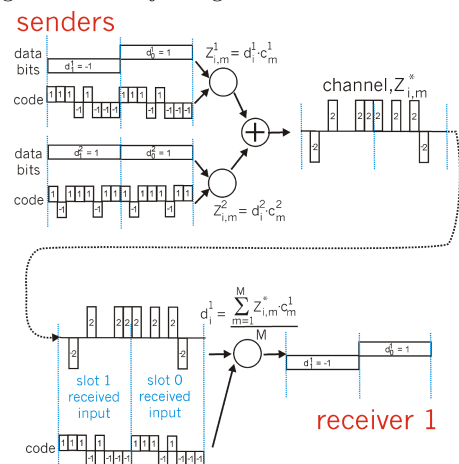


**Aufteilen eines Mediums:**

- **TDMA (Time Division Multiple Access)**
  1. synchron: Jeder Teilnehmer hat festen Zeitslot, nur in diesem kann er senden
  2. asynchron: keine festen Zeitslot, jeder nutzt aktuellen Zeitslot wenn er Daten hat - Absender wird in Header geschrieben
- **FDMA (Frequency Division Multiple Access)**
  1. Teilnehmer nutzen unterschiedliche Frequenzen
- **CDMA (Code Division Multiple Access)**
  1. Teilnehmer nutzen unterschiedliche Spreizcodes, **Vorteil:** Störungsunempfindlicher, **Nachteil:** Mehr Datenübertragung
  2. Zu übertragende Daten werden vom Sender mit Spreizcode multipliziert, Ergebnisbits  $\Leftrightarrow$  **Chips**
  3. Empfänger multipliziert empfangende Daten mit Spreizcode des Senders
  4. Teilnehmer senden zur gleichen Zeit im gleichen Band, Daten werden beim Empfänger durch bitweise Multiplikation mit Code zurückgewonnen
  5. Andere Teilnehmer wirken als zusätzliches Rauschen ( $\Rightarrow$  Umso mehr Teilnehmer umso geringerer SNR  $\Rightarrow$  Sendeleistung erhöhen)

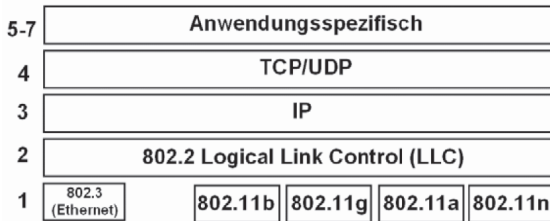
**CDMA - Beispiel zur Kodierung**

- Sender hat Spreizcode  $(1, 1, 1, -1, 1, -1, -1, -1)$  und versendet Daten  $d_1 = -1, d_0 = 1$ . Nach Multiplikation der Daten mit Spreizcode:  $Z_{1,m} = (-1, -1, -1, 1, -1, 1, 1, 1)$ ,  $Z_{0,m} = (1, 1, 1, -1, 1, -1, -1, -1)$ .
- Empfänger dekodiert folgendermaßen:  $\sum_{m=1}^M Z_{i,m} \cdot c_m$ .
- Dabei ist  $M$  Länge des Spreizcodes (in diesem Beispiel 8),  $c_m$  Spreizfaktor an der Stelle  $m$ ,  $Z_{i,m}$  die gespreizten Daten, d.h.:  $d_1 = \frac{(-1) \cdot 1 + (-1) \cdot 1 + (-1) \cdot 1 + 1 \cdot (-1) + 1 \cdot 1 + 1 \cdot (-1) + 1 \cdot (-1) + 1 \cdot (-1)}{8} = \frac{-8}{8} = -1$   
 $d_0 = \frac{1 \cdot 1 + 1 \cdot 1 + 1 \cdot 1 + (-1) \cdot (-1) + 1 \cdot 1 + (-1) \cdot (-1) + (-1) \cdot (-1) + (-1) \cdot (-1)}{8} = \frac{8}{8} = 1$
- Bei mehreren Sendern multipliziert der Empfänger das überlagerte Signal mit dem jeweiligen Spreizcode, da diese orthogonal zueinander sind, kommen die richtigen Daten des jeweiligen Senders wieder raus.



## 1.1.2 Wireless Local Area Networks

## Protokollstack:



802.11: '97, FHSS/DSSS, 1-2MBit/s, 2.4 GHz

802.11b: '99, DSSS, 1 - 11MBit/s, 2.4 GHz

802.11n: '09, OFDM/MIMO, 6 - 600MBit/s, 2.4 oder 5 GHz

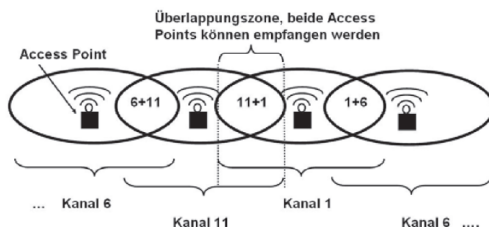
802.11ac: '14, MU-MIMO, bis zu 6.93 GBit/s, 5 GHz

802.11ay: '19, 20 - 40 GBit/s, 60GHz

## Begriffe:

- **Basic Service Set (BSS):** Stationen die auf dem gleichen Übertragungskanal Daten austauschen
- **Extended Service Set (ESS):** Zusammenschluss mehrerer BSS zu Kommunikationsnetz, Roaming zwischen den BSS
- **Service Service Set ID (SSID):** Name des Netzwerkes
- **Ad-Hoc Mode / Independent BSS (IBSS):** Alle Stationen gleichberechtigt, kein Access Point
- **Infrastructure BSS:** Geräte kommunizieren über AP (=Übergang zu drahtgebundenem Netz)

## Kanäle:



○ Bis zu 13 Kanäle mit je 5 MHz zwischen 2410 MHz - 2483 MHz.

○ Bei **DSSS** Kanalbreite = 22MHz, bei **OFDM** = 20 MHz / 40 MHz (ohne / mit Kanalbündelung). Störungsfreier Betrieb nur bei passendem Abstand (5 Kanäle bei DSSS).**Hierzu bitte auch das erste Übungsblatt vom Praktikum durchlesen!**

Accesspoint sendet regelmäßig **Beacon Frames** mit SSID und MAC-Adresse. Wireless Stations scannen Kanäle nach diesen Frames, wählen verfügbaren AP (Einstellungen & Signalstärke) aus, führt Authentifizierung durch und erhält anschließend IP-Adresse per DHCP.

**Passives Scannen**

PC ist passiv, hört Kanal ab

APs senden *Beacons*

PC sendet Association Request an ausgewählten AP

AP sendet Association Response an PC

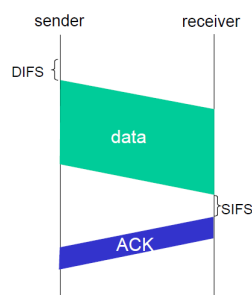
**Aktives Scannen**

PC sendet Probe Request

APs senden Probe Response

PC sendet Association Request an ausgewählten AP

AP sendet Association Response an PC

Keine Kollisionserkennung (Collision Detection (CD)) möglich  $\Rightarrow$  ACKs auf Schicht 2 nötig○ Sender wartet Zeitspanne *DIFS* (Distributed Coordination Function Interframe Spacing) während der Medium frei sein muss

○ Sender überträgt Daten (kein Collision Detection)

s ○ Empfänger prüft CRC

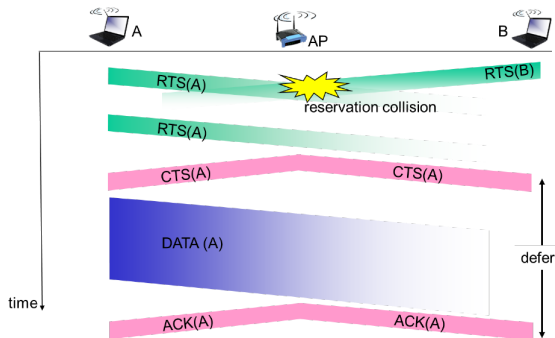
○ Empfänger sendet ACK falls CRC korrekt nach Wartezeit *SIFS* (Short Interframe Spacing),  $SIFS < DIFS$  um Senden eines normalen Frames dazwischen und somit Kollision zu verhindern außerdem Zeit benötigt zum Umschalten von *Empfangen* auf *Senden***Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance (CSMA/CA):**

- Sender lauscht (*Carrier Sense*) ob Medium frei (Dauer: **1 DIFS**)
- Falls frei: *random backoff* im aktuellen *Contention Window* würfeln, da wenn mehrere Stationen gleiche Zeit abwarten würden es sonst zu Kollision käme. Nach Ablauf des *random backoffs* Daten übertragen
- Falls nicht frei: Warten bis Kanal frei (Ablauf des *Netzbelegungsvektors*), wenn anschließend länger als 1 DIFS frei, dann *random backoff* Timer runterzählen & dann Daten senden
- Falls kein ACK erfolgt: **Contention Window verdoppeln** und Daten erneut senden
- Empfänger sendet ACK nach Ablauf eines **SIFS** bei korrekt erhaltenen Daten
- Kollision durch gleichzeitig ablaufenden *backoff timer* führt zu *ACK-Timeout*

**Nachteile CSMA/CA:** Senden dauert lange, Kollision wird vom Sender beim Senden nicht erkannt

Kollision ist sehr zeitaufwändig und sollte daher vermieden werden → besser eine Kollision bei kurzen Kontrollpaketen

als bei langen Datenpaketen  $\Rightarrow$  **RTS/CTS**-Verfahren

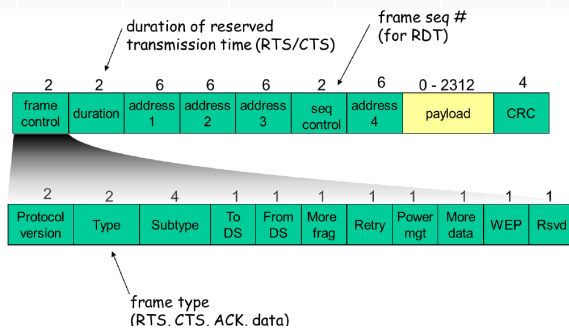


**Ablauf:**

- Sender reserviert Kanal mit kurzem **Request-To-Send (RTS)**-Paket, Kollisionen möglich aber weniger schlimm da nur kleines Paket welches günstig erneut gesendet werden kann
  - Empfänger antwortet mit **Clear-To-Send (CTS)**
  - Sender sendet Datenpaket
- ⇒ Andere Stationen empfangen RTS & CTS und berücksichtigen belegten Kanal
- ⇒ Funktioniert auch bei *Hidden Terminal* da CTS empfangen wird

## WLAN Rahmenformat

2	2	6	6	6	2	6	0 - 2312	4
frame control	duration	address 1	address 2	address 3	seq control	address 4	payload	CRC
<b>Funktion</b>	<b>ToDS</b>		<b>FromDS</b>	<b>Add. 1</b>	<b>Add. 2</b>	<b>Add. 3</b>	<b>Add. 4</b>	
IBSS	0		0	destination	source	BSSID	unused	
To AP	1		0	BSSID	source	destination	unused	
From AP	0		1	destination	BSSID	source	Unused	
WDS (bridge)	1		1	receiver	transmitter	destination	source	



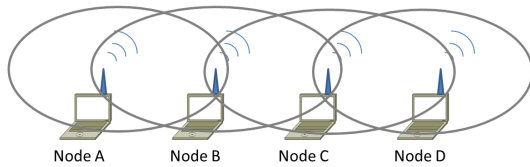
- Bedeutung der Adressfelder variiert je nach Funktion, angezeigt über *ToDS* und *FromDS* Bits (DS=DistributionSystem) in Frame Control
- Max. 2313 Bytes an Nutzdaten
- 3. Adresse erlaubt Umsetzung auf Ethernet-Rahmen
- **WLAN-Reichweitenvergrößerung** aufgrund auf 100mW begrenzte Sendeleistung durch überlappende BSSs in einem IP-Subnetz:
  - IP-Adresse bleibt gleich da identisches Subnetz, nur AP ändert sich
  - Zuständiger, selbstlernender Switch zwischen APs ändert Port ↔ IP-Zuordnung wenn sich Teilnehmer vom neuen AP meldet

Unterschied CSMA/CA $\leftrightarrow$ CSMA/CD:

CSMA/CD bei Ethernet sendet *JAM*-Signal (= kurzes Störsignal damit alle anderen Teilnehmer Kollision ebenfalls erkennen),

CSMA/CA erkennt keine Kollision (versucht nur zu verhindern)

## Praktikumsaufgabe 1.1



- o D muss nun **auf Transportschicht** jedes Datenpaket mit **ACK** bestätigen, A & D arbeiten mit **Selective Repeat**,  
**Maximale Datenrate:**
  - 6 benötigte Zeitslots für 1 Datenpaket: **3x Daten senden:** A→B, B→C, C→D und **3x ACK:** D→C, C→B, B→A, zu einem Zeitpunkt können gleichzeitig Daten von A→B und ein ACK von D→C gesendet werden,  
**Datenrate reduziert sich daher auf  $\frac{1}{5}$**

## Praktikumsaufgabe 2.1

- o Selbe Anordnung, arbeiten aber nun im **AdHoc**-Modus - welchen Kanal stellt man an jeder Node für optimalen Durchsatz A→D ein?
- Alle Nodes verwenden den selben Kanal da sich die sonst im **AdHoc**-Modus gar nicht erreichen können
- o Nun jede Node **mit zwei WLAN-Adapter** - welchen Kanal jeweils einstellen und welche **Änderung des Durchsatzes?**

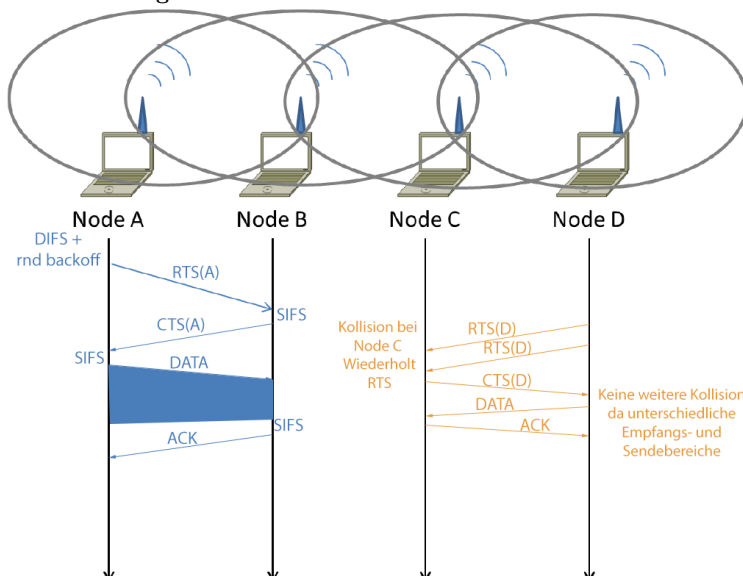
A		B		C		D	
Adapter 1	Adapter 2	Adapter 1	Adapter 2	Adapter 1	Adapter 2	Adapter 1	Adapter 2
1	11	1	6	6	11	6	11

- **Verdreifachung des Durchsatzes** da während A→<sup>1</sup>B gleichzeitig auch B→<sup>6</sup>C und C→<sup>11</sup>D senden können

## Praktikumsaufgabe 2.2

- o ACK-Timeout für Indoor-WLAN abschätzen
  - Übertragungszeit (Lichtgeschwindigkeit) + Umschaltzeit der Antenne von Receiver↔Transmitter
- o Selber ACK-Timeout-Wert nun bei 7km Entfernung per Richtantenne - was passiert?
  - Optimalfall: ACK kommt verzögert nach Timeout an und nächstes Paket wird erst dann gesendet
  - Schlimmer Fall: Datenpaket & ACK kollidieren und nichts kommt richtig an
- o A, B & C befinden sich in einem BSS - AP versendet ARP-Request um MAC-Adresse der Station A zu bestimmen
  - Welche Zieladresse hat der Rahmen mit dem ARP-Request? Broadcast MAC
  - Welche Station bestätigt den Empfang des Rahmens mit einem ACK? Keine, da Koordination zwischen A, B & C nicht möglich
  - Was passiert, wenn **SIFS==DIFS**? Kollision möglich, da Sender immer DIFS abwartet, bis er senden darf

## Praktikumsaufgabe 2.3



- o A möchte Paket an B senden, es wird RTS/CTS genutzt, welche Rahmen werden ausgetauscht? (blau)
- o Während B das **CTS** an A sendet, möchte **gleichzeitig** D ein Paket an C senden - ist dies parallel möglich? Welche Rahmen werden ausgetauscht? (orange)

### Praktikumsaufgabe 3.1

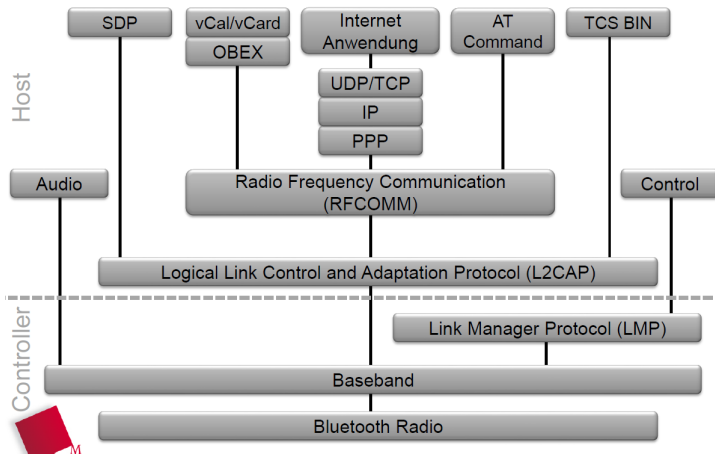
- o WLAN Stick mit 150 Mbit/s
  - Welcher maximale Goodput bei direkter Empfangsreichweite ohne Störungen? Üblicherweise die Hälfte - 75 Mbit/s
  - Unterschiede im Transportprotokoll? TCP geringfügig langsamer aufgrund Overhead für Header & ACKs
- o Zusätzlich mit 802.11b/g/n ältere WLAN-Karte mit ausschließlich 802.11b 11Mbit/s im Netz
  - Welche Konsequenzen für Arbeitsweise des AP? RTS/CTS, Beacons & Broadcasts werden im ältesten Verfahren gesendet
  - Welche Auswirkungen auf Goodput? Schlechtere Performance da geringere, maximale Datenrate

### 1.1.3 Personal Area Networks (PAN)

Drahtlos oder drahtgebundenes (Ad Hoc) Netzwerk von Kleingeräten, oft nur wenige Meter Reichweite.

#### Bluetooth

- o Mehrfachzugriff mit TDMA, Frequenzsprungverfahren (Kanalwechsel nach jedem Zeitslot  $\Rightarrow$  Robustheit gegen Störer)
- o Class 1: 100mW - 100m Reichweite, o Class 2: 2.5mW - 10m Reichweite, o Class 3: 1mW - 1m Reichweite
- o '99: Einführung, 732,2kbit/s o '04: v2.0 mit bis 2.1Mbit/s o '16: v5.0 mit IoT Erweiterungen
- o Ad Hoc Netzwerk (keine Infrastruktur nötig) o  $\leq 8$  aktive &  $\leq 255$  geparkte Geräte o Master gibt Zeit vor, gewährt Slaves das Recht zu senden, aktiviert geparkte Slaves
- o Profil spezifiziert Anwendung von Bluetooth für bestimmten Zweck
  - *Serial Port Profile* für serielle Datenübertragung
  - *Health Device Profile* zur Verbindung medizinischer Geräte

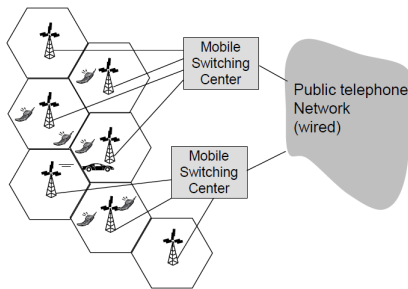


- o **AT Kommando:** Kommando zur Modemsteuerung
- o **Baseband:** Basisband, Paketformate
- o **L2CAP:** Logical Link Control and Adaptation Protocol: Bietet verbindungsorientierte- und lose Dienste zwischen Baseband und höheren Schichten
- o **MCAP:** Multi-Channel Adaptation Protocol. Stellt Kontrollkanal *MCL* und Datenkanäle *MDL* bereit
- o **RFComm:** Virtuelle, serielle Verbindungen, Emulation serieller Ports
- o Geräte im HealthCare Bereich ursprünglich per RFCOMM angebunden  $\Rightarrow$  '08 Verabschiedung von standardisiertem *Health Device Profile*
- Zwei Rollen: **Source** = Datenquelle, **Sink** = Empfänger (Smartphone)
- Verbindungsauf- und abbau, Wiederaufbau abgebrochener Verbindungen

- o *Health Device Profile* (HDP)
  - Sichert *Interoperabilität* durch *Standardisierung*
  - Zwei Rollen: **Source** (Datenquelle, z.B. Waage) und **Sink** (Datensenke, z.B. Smartphone)
  - **Kernfunktion:** Verbindungsauf- und abbau, Wiederaufbau abgebrochener Verbindungen, Synchronisation
- o Sensoren (z.B. Pulsmesser, Thermometer) sollen lange Laufzeit ( $\Rightarrow$  geringer Stromverbrauch) aufweisen
  - Bluetooth ab 4.0 beinhaltet *Bluetooth Smart* (Low-Energy Profil auf Basis von einem *Generic Attribute Profile* (GATT)).

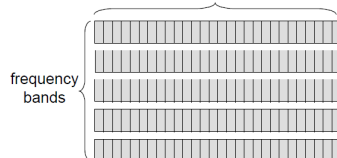
#### ZigBee

- o Ziel: Drahtlose Übertragung bei geringem Stromverbrauch (geringe Datenraten: 20 - 250kbit/s, selten aktiv (*low duty-cycle*)).
- o Übertragen von Sensordaten, Heim- und Gebäudeautomatisierung
- o **Endgerät:** Reduced Function Device *RFD* - nur Teil des ZigBee Protokolls implementiert (geringere Kosten)
- o **Router:** Full Function Device *FDD*, kann Daten weiterleiten o **Koordinator:** Gibt zusätzliche Parameter vor, koordiniert das PAN



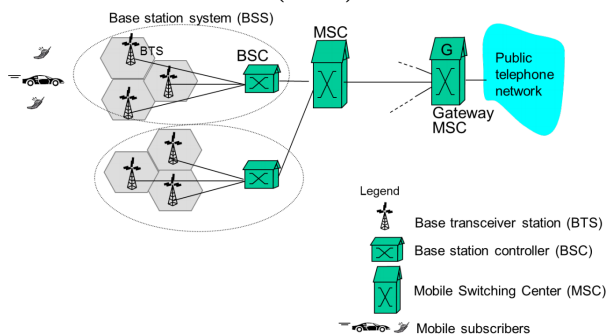
- **1G:** Analog (A/B/C-Netz)
- **2G:** GSM ab '92, 2,5G = GPRS, 2,75G = EDGE
- **3G:** UMTS ab '03
- **4G:** ab '14 LTE
- **5G** ab '21, Latent < 1ms
- **Mobilfunkzelle:** Von Base Transceiver Station (BTS) abgedeckter Bereich
- **Air-Interface:** Untere 2 Netzwerkschichten Mobile Station  $\Leftrightarrow$  BTS
- **Mobile Switching Center (MSC):** Anrufauf- & abbau, Verbindung ins Festnetz

**Ressourcenzuteilung in der Zelle:**  
time slots

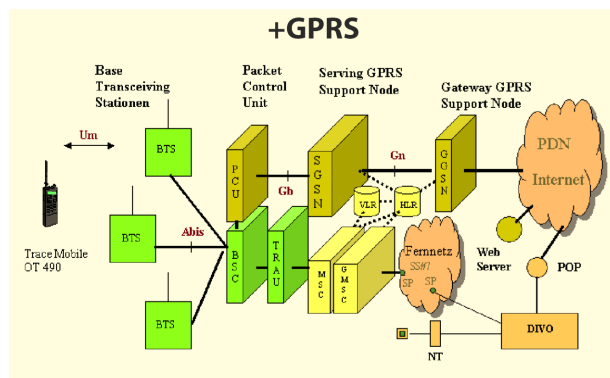


- o **GSM:** Kombination aus FDMA & TDMA, Spektrum wird in einzelne Frequenzkanäle, jeder Kanal wiederum in Zeitschlitz aufgeteilt
- o **UMTS:** CDMA Verfahren - Unterschiedlicher Code für unterschiedliche Nutzer

## 2G Netzwerktopologie (GSM):



- **Base Station Controller (BSC):** übernimmt Ressourcenzuweisung und Mobilitätsmanagement in einem Base Station Subsystem (BSS)
- **Mobile Switching Center (MSC):** Anrufauf- und Abbau, Verbindung ins Festnetz, Mobilitätsmanagement
- **Gateway-MSC:** Vermittlungsfunktionen, Verbindung zu anderen Netzen bzw. Festnetz
- **PSTN:** Public Switched Telephone Network

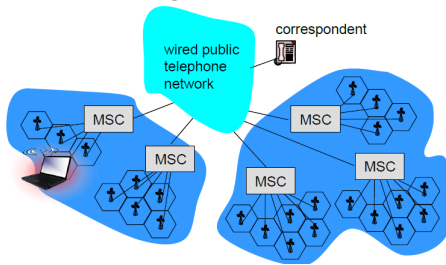


- Mit GPRS-Komponenten erstmals paketvermittelte Datendienste
  - paralleles Datennetzwerk, welches bereits bestehende BTS mitverwendet
- **Packet Control Unit (PCU):** Kommuniziert über den BSC mit Endgerät und auch mit der SGSN, überwacht und verwaltet Datenpakete, Ressourcenverteilung in Form von *time slots*
- **Serving GPRS Support Node (SGSN):** Übernimmt Vermittlung der Datenpakete und die Funktion des VLR
- **Gateway GPRS Support Node (GGSN):** Ist der Router, der das Mobilfunknetz mit dem Internet verbindet und die IP-Adresse zur Verfügung stellt
- **Home Location Register (HLR):** Datenbank mit Informationen zum Nutzer, enthält Rufnummer und zuletzt bekannten Aufenthaltsort
- **Visitor Location Register (VLR):** Datenbank mit Informationen zu allen Nutzern, die sich im vom MSC bedienten Bereich befinden (Kopie aus HLR)
- Sprachdaten laufen über  $BTS \Leftrightarrow BSC \Leftrightarrow MSC \Leftrightarrow GMSC \Leftrightarrow Festnetz$
- Paketdaten laufen über  $BTS \Leftrightarrow BSC \Leftrightarrow PCU \Leftrightarrow SGSN \Leftrightarrow GGSN \Leftrightarrow Internet$

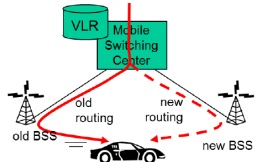


**Praktikumsaufgabe 5.1**

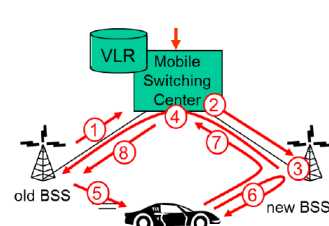
- o Welche Aufgabe erfüllt die Base Transceiver Station (BTS) im GSM Netz?
  - Frequenzmodulation, Kodierungsverfahren (Fehlerschutz), Synchronisation mit dem Endgerät durch Senden von *Bursts*
- o Warum kann sie beim Übergang von GSM → UMTS nicht weiterverwendet werden?
  - GSM und UMTS nutzen unterschiedliche Frequenzen & unterschiedliche Verfahren zur Datenübertragung (TDMA vs CDMA)
- o Ein mobiler Rechner nutzt GPRS/EDGE zur Verbindung ins Internet - woher bekommt er seine IP?
  - Über GGSN, die Überblick über alle BTS & BSCs hat: keine IP wird doppelt vergeben, kann bei Bewegung & Handovers beibehalten werden
- o Welche Umstände führen **zur Änderung** seiner IP?
  - Wenn Verbindung zum Teilnehmer abreißt, wird die IP-Adresse nach gewisser Zeit wieder durch GGSN freigegeben und Teilnehmer erhält neue IP
- o Kunde beschwert sich über träge reagierendes System sobald Kommunikation über Drahtlosnetzwerk - Ursachen & Problemanalyse?
  - Hohe Latenz bzw. geringe Datenübertragung durch alten Netzstandard (z.B. *EDGE*)
  - Viele Teilnehmer führen zu Störungen durch Paketkollision (Hinweis darauf ist ein kleiner Wert bei TCP Congestion Window)
  - Abfragen des Drahtlosmoduls per AT-Kommandos für weitere Informationen

**Mobilitätsmanagement:**

- Nutzer kann sich zwischen Zellen verschiedener *MSCs*, auch von anderen Providern, bewegen
- Mobilgerät prüft im eingeschalteten Zustand, ob sich aktuelle Location Area ändert  
⇒ sendet Location Update mit neuer Area ⇒ Home Location Register (HLR) wird aktualisiert
- Eingehender Anruf: Befragung von *HLR* nach aktuellem Ort des Angerufenen über dessen temporäre *Roaming-Nummer*, anschließend Verbindungsaufbau über das *VLR* des *MSC*  
⇒ Falls gerade keine Verbindung besteht: Broadcast-Nachricht über alle Basisstationen des jeweiligen *MSC* (*Paging*), Mobile meldet sich ggf., damit ist genaue Basisstation bekannt (*indirektes Routing*)

**○ GSM Handover (= MSC/Inter-BSC Handover)**

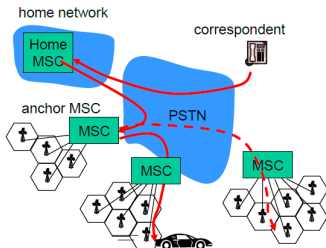
- Mobilgerät wechselt bei bestehender Verbindung von einer Basisstation zur anderen.
- **Ursachen:** Bewegung des Nutzers (stärkeres Signal eines anderen BSS), aktuelle Zelle überlastet

**Ablauf Inter-BSC Handover:**

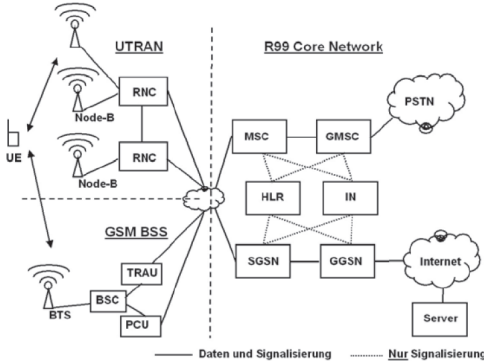
- (1) Altes BSS informiert MSC über anstehendes Handover
- (2) MSC reserviert Ressourcen zu neuer BSS
- (3) Neue BSS reserviert Zeitslot (TDMA)
- (4) Neue BSS signalisiert an MSC und alte BSS Bereitschaft zum Handover
- (5) Alte BSS weist Mobilgerät an, Handover zu neuer BSS durchzuführen
- (6) Mobilgerät aktiviert Kanal in neuer BSS
- (7) Mobilgerät bestätigt Handover an MSC, diese leitet Daten um
- (8) MSC weist alte BSS an, Ressourcen des Mobilgeräts freizugeben

**Arten von Handover:**

- *Intra BSC*: Aktuelle und neue Zelle gehörten zum selben BSC
- *Inter BSC*: Aktuelle und neue Zelle gehören zu unterschiedlichen BSC aber gleichen MSC
- *Inter MSC*: Aktuelle und neue Zelle gehören zu unterschiedlichen MSC
- *Subsequent Inter MSC*: Teilnehmer wechselt nach *Inter MSC* in Zelle eines dritten MSC
- *Subsequent Handback*: Teilnehmer wechselt nach *Inter MSC* zurück in Gebiet des ersten MSC

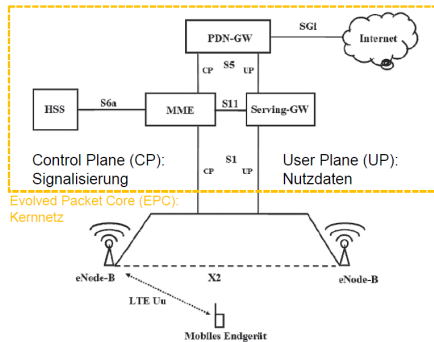
**Ablauf Inter-MSC Handover:**

- Anker-MSC = erste MSC während eines Anrufs
- Daten bzw. der Anruf wird zunächst an Anker-MSC geleitet
- Dann Weiterleitung zu aktueller MSC

**3G Netzarchitektur:**

- Mit UMTS '99 neues Air-Interface *Universal Terrestrial Radio Access Network* (**UTRAN**)
- basierend auf Wideband-CDMA
- Ab UMTS v4 Umstellung auf IP basierte Kommunikation (Sprache & Daten)

- ### 1.1.5 Long Term Evolution (LTE, LTE-A)



- ### 1.1.6 5G

- ### 1.1.7 Zusammenfassung Drahtlose Netzwerke

- 11

## Ereignisorientierte Systeme

- Untersuchung von Netzwerken durch Messungen aufwändig (Hardware/Vielzahl an Messungen/interagierender Komponenten)
- ⇒ Modellierung und Simulation eines Systems

### 1.2.1 Grundlagen



- Modellierung des Systemverhaltens als zeitlich diskrete Abfolge einzelner Ereignisse
- Zustandsübergänge werden immer durch Ereignis verursacht
  - Zwischen zwei zeitlich aufeinanderfolgenden Ereignissen kann es keine Zustandsänderung geben

#### Komponenten:

- Zustandsmodell
- Ereignisse (mit diskreter Zeit & Ziel)
- Ereigniswarteschlange
- Ereignisroutinen
- Aktuelle, in der Simulation angenommene Zeit

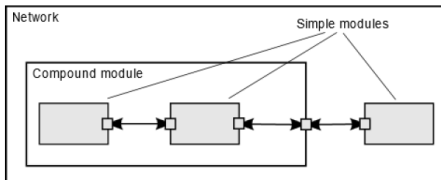
#### Ablauf:

1. Zeitlich nächstes Event aus *Event Queue* entnehmen
2. Simulationszeit auf Zeitpunkt des nächsten Events setzen
3. Passenden Event-Handler in Event-Ziel aufrufen (generiert ggf. neuen Events und fügt sie in Event-Queue ein)
4. Falls Bedingung für Simulationsende erreicht: Ende, ansonsten weiter bei 1.

### 1.2.2 Simulationsplattform OMNeT++

- In Industrie und Forschung weit verbreitetes Discrete Event Network Simulation Framework
- Zur Modellierung von Kommunikationsnetzwerken, Analyse komplexer Softwaresysteme und Validierung von Hardware-Architekturen
- Ist **kein** Simulator **sondern** Plattform um Simulationen zu entwickeln
- Bietet
  - objektorientiertes, modulares Grundgerüst
  - Konzepte für einfache und zusammengesetzte Module sowie Kommunikation zwischen Modulen
  - Logging, Visualisierung, Auswertung (Text und 2D-Graphisch), Debugging
  - Parallele und Verteilte Simulation

#### Modellierungskonzepte



- **Modell** besteht aus **Modulen** die miteinander über **Messages** kommunizieren
- Einfache Module werden in C++ implementiert
- Module lassen sich zu **Compound Modules** kombinieren
- Beschreibung der Struktur in **NED-Language**
- Gesamtmodell wird als **Network** bezeichnet

#### Bestandteile einer Simulation

- Laufzeitparameter (festgelegt in Datei *omnetpp.ini*)
- Simulationsmodell
  - Struktur der Simulation (festgelegt in Datei *.ned*)
  - Struktur der Nachrichten (festgelegt in Datei *.msg* (generiert *\_\_m.cc* und *\_\_m.h*))
  - Verhalten (festgelegt über C++ Code)

#### Network Description Language (NED)

- **Festlegung** von Ein- und Ausgängen der Module und **Deklaration** von Signalen zur Kommunikation
- Einzelne Module zu größeren Modulen (*Compound Modules*) mit *hierarchische Strukturen* verbinden
- Weitere Features: Vererbung, Packages, Innere Typen, Annotations

#### Nachrichten und Pakete

- **Message**: allgemeine Nachricht mit Feldern für Name, Art der Nachricht, *time stamp*, *send- & arrival time*
- **Paket**: Felder für Paketlänge, Inneres Paket der darüberliegenden Schicht, *bit error flag*

#### Statistiken

- Aufzeichnung einzelner (z.B. versendete Datenmenge) oder vieler (z.B. zeitlicher Verlauf der Senderate) Werte pro Simulationslauf

## Security

## 1.3.1 Grundlagen

- **Vertraulichkeit:** Nur Sender und rechtmäßige Empfänger sollen die Nachricht verstehen können
- **Integrität:** Sicherstellen, dass Nachricht unverändert ist (ob durch Übertragungsfehler oder Angriff)
- **Authentisierung:** Nachweis, dass eine Person diejenige ist, die sie vorgibt zu sein
- **Authentifizierung:** Sicherstellen, dass Kommunikationspartner derjenige ist, für den er sich ausgibt (Prüfung der *Authentisierung*)
- **Authorisierung:** Nachweis von speziellen Rechten
- **Betriebssicherheit:** Absicherung des Firmennetzes gegen Eingriffe von außen

## 1.3.2 Grundlagen der Kryptographie

## Arten von Verschlüsselung

$K_A$ : Schlüssel für Verschlüsselung,  $K_B$ : Schlüssel für Entschlüsselung,  $m$ : Klartext,  $K_A(m)$ : Ciphertext - Klartext verschlüsselt mit  $K_A$   
 $m = K_B(K_A(m))$

- **Symmetrisch:**  $K_A$  identisch zu  $K_B$ , Verfahren z.B. *AES*
- **Public Key:** Paar unterschiedlicher Schlüssel:  $K_A = K_B^+$  und  $K_B^-$ , ein Schlüssel ist beiden bekannt (*public key* -  $K_B^+$ ), der andere nur Empfänger (*private key* -  $K_B^-$ ), Verfahren z.B. *RSA*

## Arten von Angriffen

- **Cipher-Text only:** Angreifer hat nur Geheimtext, entweder alle möglichen Schlüssel ausprobieren (*brute force*) oder statistische Analyse
- **Known-Plaintext:** Angreifer kennt Klar- und zugehörigen Geheimtext, kann Rückschlüsse auf Schlüssel ziehen
- **Chosen-Plaintext:** Angreifer kann Geheimtext zu selbstgewählten Klartext bekommen, Verschlüsselungsalgorithmus ggf. ausnutzbar

## Einfache symmetrische Verschlüsselungen

- **Cesar-Chiffre:** Verschiebung des Alphabets als Schlüssel, Abbildung des Klartextes auf verschobenes Alphabet ergibt Ciphertext
- **Substitutions-Chiffre:** Schlüssel ist eine Abbildungsvorschrift (Buchstabe  $b$  wird abgebildet auf  $b'$ )
- **Blockchiffre:** Verarbeitung des Klartextes in  $k$ -Bit großen Blöcken (d.h. Abbildung eines  $k$ -Bit Blocks auf  $k$ -Bit Geheimtext)  
 z.B. für  $k = 3$ :  $000 \Rightarrow 110$ ,  $001 \Rightarrow 111$ ,  $010 \Rightarrow 101$ ,  $011 \Rightarrow 100$ ,  $100 \Rightarrow 011$ ,  $101 \Rightarrow 010$ ,  $110 \Rightarrow 000$ ,  $111 \Rightarrow 001$

Der Schlüssel ist die Abbildungstabelle, Anzahl möglicher Abbildungen:  $(2^k)!$ , d.h. für  $k = 3$  gibt es  $8!$ , also 40320, Abbildungsmöglichkeiten  
 $\Rightarrow$  Heutige Blockchiffren (*DES*, *3DES*, *AES*) verwenden Funktionen um Abbildungen zu erzeugen da bereits kleine  $k$  riesige Tabellen erzeugen

## Cipher Block Chaining

- Identischer Klartext produziert identischen Geheimtext  
 $\Rightarrow$  Rückschlüsse auf Schlüssel möglich, daher bitweise *XOR*-Operation mit zufälligem Bitmuster auf Klartext
- Identischer Klartext erzeugt nun anderen Geheimtext, Empfänger benötigt zum Entschlüsseln das zufällige Bitmuster
- Um nicht doppelt so viele Daten (Geheimtext + Zufallsmuster) versenden zu müssen wird *Cipher Block Chaining* angewandt  
 $\Rightarrow$  Nur das erste zufällige Bitmuster (*Initialization Vector VI*) wird unverschlüsselt an Empfänger gesendet  
 $\Rightarrow$  Danach ist vorhergehender Geheimtext das zufällige Bitmuster für den nächsten Block Klartext
- Für  $c$  = Ausgegebener Geheimtext (*Cipher*),  $K$  = Schlüssel,  $m$  = Klartext, ist der Verlauf dann wie folgt:  
 $c(0) = \text{Initialisierungsvektor} \Rightarrow c(1) = K(m_1 \text{ XOR } c(0)) \Rightarrow c(2) = K(m_2 \text{ XOR } c(1))$

## Data Encryption Standard (DES):

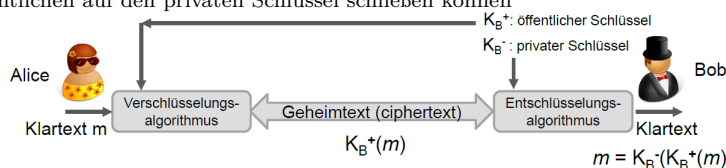
56-Bit symmetrischer Schlüssel, Verarbeitung von 64-Bit Blöcken mit *Cipher Block Chaining*, per *Brute Force* knackbar, *3DES* etwas sicherer

## Advanced Encryption Standard (AES):

Nachfolger von *DES*, 128/192 oder 256-Bit symmetrischer Schlüssel mit 128-Bit Blöcken, AES-256 kann nicht geknackt werden

## Public Key (asymmetrische) Verschlüsselung:

- Öffentlicher Schlüssel  $K_B^+$  wird zur Verschlüsselung verwendet, Privater Schlüssel  $K_B^-$  zur Entschlüsselung
- Öffentlicher Schlüssel sowohl Empfänger als auch Sender bekannt, privater Schlüssel ist aber nur Empfänger bekannt
- Sender überträgt  $K_B^+(m)$ , Empfänger entschlüsselt mit  $K_B^-(K_B^+(m))$ , d.h. es muss gelten  $K_B^-(K_B^+(m)) = m$
- Man darf nicht vom öffentlichen auf den privaten Schlüssel schließen können



**RSA Algorithmus:**

- Text wird als Bitmuster angesehen, die Verschlüsselung ergibt wieder ein Bitmuster - den Geheimtext
- RSA nutzt modulare Arithmetik und die Tatsache, dass Teilerbestimmung einer gegebenen Zahl sehr rechenaufwändig sind
- Verschlüsselung mit public key ist allerdings auch sehr rechenaufwändig, da z.B.  $m^e$  berechnet wird ( $e$  = öffentlicher Schlüssel)
- Symmetrische Verschlüsselung wesentlich schneller  $\Rightarrow$  Asymmetrische Verschlüsselung zum Aufbau einer sicheren Verbindung
  - $\rightarrow$  danach mit einem zweiten Schlüssel symmetrische Verschlüsselungen austauschen
  - $\rightarrow$  Teilnehmer A & B verwenden RSA um symmetrischen Schlüssel  $K_S$  auszutauschen, danach symmetrische Verschlüsselung (AES) mit  $K_S$

**Integrität einer Nachricht sicherstellen**

- Berechnen einer Prüfsumme (Hash) über Nachricht + gemeinsames Geheimnis (ansonsten könnte Angreifer die Nachricht verändern und dann erneut eine gültige Prüfsumme über die veränderte Nachricht berechnen), Empfänger berechnet Hash selbst und überprüft ihn mit übertragenem Hash

**Kryptographische Hashfunktionen**

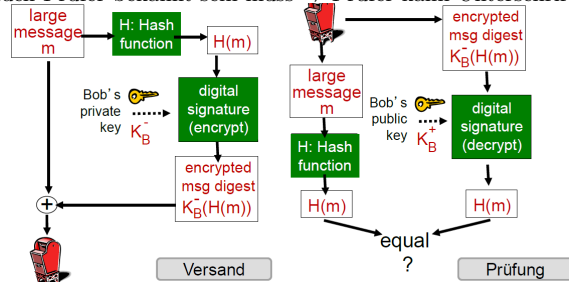
- Berechnung eines Strings  $H(m)$  fester Größe aus Nachricht  $m$ , vom Rechenaufwand her nicht möglich, Kollision zu erzeugen, so dass  $H(x) = H(y)$
- MD5 mit 128-Bit Hash (unsicher)  $\circ$  SHA-1 mit 160-Bit Hash (inzwischen auch kritisch)  $\circ$  SHA-2 mit 224/256/384/512-Bit Hash (empfohlen)

**Message Authentication Code (MAC)**

- Gemeinsames Geheimnis besteht aus Authentication Code  $s$  und Nachricht  $m$ , Sender hängt  $H(m + s)$  (=MAC) an Nachricht  $m$  an
- Übertragung von Nachricht + MAC an Empfänger, dieser berechnet ebenfalls Hash aus  $m + s$  und prüft, ob gesendeter MAC passt

**Digitale Signaturen**

- Unterschrift als Bestätigung der Urheberschaft eines Dokuments, MAC mit shared key  $s$  ungeeignet, da  $s$  sowohl Unterzeichner als auch Prüfer bekannt sein muss  $\Rightarrow$  Prüfer kann Unterschrift fälschen



- o Lösung:

- Berechne  $H(m)$ ,  $m$  := zu unterschreibende Nachricht
- Unterzeichner nutzt private key zur Berechnung von  $K_B^-(H(m))$ , wird zusammen mit  $m$  versendet
- Prüfer prüft ob  $H(m) = K_B^+(K_B^-(H(m)))$  (entschlüsseln mit öffentlichem Schlüssel), falls ja: Unterschrift gültig

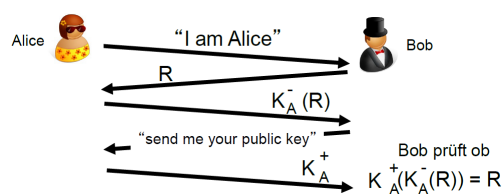
**Zertifizierung von öffentlichen Schlüsseln**

- Angreifer kann behaupten, dass dessen public key gleich dem vom Unterzeichner ist  $\Rightarrow$  Öffentlicher Schlüssel muss Person zugeordnet werden
- Certification Authority (CA) prüft Identität (z.B. Personalausweis)
  - erstellt Zertifikat, dass public key zur Person gehört (Angabe der Domain) und unterschreibt das Zertifikat per digitale Signatur
- Unterzeichner sendet eigenen public key und Zertifikat an Empfänger, dieser prüft mit öffentlichem CA-Schlüssel, ob Zertifikat gültig (d.h. public key richtig) ist

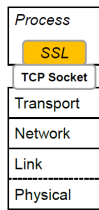
**Authentifizierungsprotokoll mit Shared Secret**

- Kommunikationsteilnehmer prüft, ob ein anderer derjenige ist, für den er sich ausgibt
  - IP-Adresse kann gefälscht sein oder Angreifer führt Playback-Angriff durch (Kommunikation aufzeichnen & wieder abspielen)
- Lösungen: shared secret oder Verwendung einer nur einmal verwendeten, zufälligen Zahl (Nonce), die mit symmetrischem Schlüssel verschlüsselt wird

- Sender sendet eigenen Namen an Empfänger
- Empfänger sendet Nonce  $R$  zurück
- Sender sendet mit eigenem privaten Schlüssel verschlüsseltes  $R$
- Empfänger fordert public key an
- Sender sendet public key (ggf. mit Zertifikat einer CA) an Empfänger
- Empfänger prüft ob  $K_A^+(K_A^-(R)) = R$

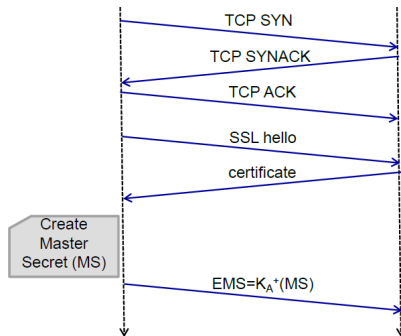


### 1.3.3 Secure Sockets Layer (SSL)



- o Viele TCP-basierte Anwendungen benötigen **Vertraulichkeit, Integrität, Authentifizierung**
- o Keines der Internet-Transportprotokolle unterstützt Verschlüsselung übertragener Informationen
- o Auf Anwendungsschicht implementiert (z.b. *java.net.ssl* oder *OpenSSL*)
- o SSL stellt diese Funktionalitäten durch Verschlüsselung, Message Authentication Code und mit Zertifikaten zur Verfügung
- o SSL v3.1 von *IETF* als **Transport Layer Security TLS 1.0** standardisiert
- o Drei Phasen: Handshake, Key Derivation (Herleitung von Schlüsseln), Data Transfer (eigentliche Datenübertragung)

**SSL Handshake:** Webbrowser als Client, Server besitzt public & private key + Zertifikat für public key zur Identitätsbestätigung (Domainname)



- o TCP-Verbindung aufbauen
- o Client sendet Liste an unterstützten *SSL Cipher Suites* + Nonce
- o Server sendet Wahl der *Cipher Suite*, CA-Zertifikat und Server-Nonce
- o Client:
  - prüft Server-Zertifikat
  - generiert *Pre-Master Secret (PMS)*
  - sendet mit Public Key des Servers verschlüsseltes PMS an den Server
- o Client & Server leiten mit *KDF* aus PMS und Nonces das *Master Secret (MS)* her
  - Empfänger verschlüsselt *MS* mit public key des Servers = **EMS**
- o Aus *MS* werden die Schlüssel  $E_A, E_B, M_A, M_B$  hergeleitet
  - ⇒ **Nun alle Nachrichten verschlüsselt + MAC authentifiziert**
- o Client sendet *MAC* aller Handshake-Nachrichten, die vom Server überprüft werden
- o Server sendet *MAC* aller Handshake-Nachrichten, die vom Client überprüft werden
  - ⇒ **Verhinderung von z.B. Wahl einer schwächeren Cipher Suite**

#### SSL Key Derivation

- o Statt *Master Secret* direkt als Schlüssel zu verwenden werden aus Sicherheitsgründen vier unterschiedliche Schlüssel aus einer *Key Derivation Function KDF* mit Eingabeparametern Master Secret und Zufallsdaten, abgeleitet (nur für eine Sitzung gültig):

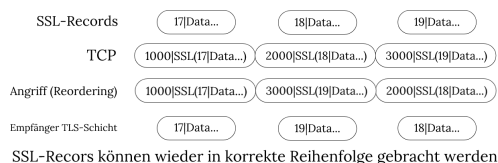
$E_B$ : Verschlüsselung Client → Server

$M_B$ : MAC zur Integritätsprüfung der Daten von Client → Server

$E_A$ : Verschlüsselung Server → Client

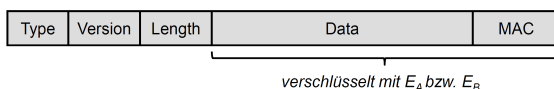
$M_A$ : MAC zur Integritätsprüfung der Daten von Server → Client

#### SSL Datenübertragung



- o Aufteilung des TCP-Byte-Stroms in separate Abschnitte (*SSL Records*)
- o Jeder Record enthält **zusätzliche Sequenznummer** (beginnend bei 0) um Reordering von Records verhindern
- o *MAC* wird berechnet über Daten + MAC-Schlüssel ( $M_A$  oder  $M_B$ ) + Sequenznummer
- o Nutzung von *Nonces* verhindert Replay-Angriff (Wiederabspielen einer Datenverbindung)

#### SSL Record



- o **Type:** Unterscheidung von Handshake/Nutzdaten/Beenden
- o **Version:** SSL-Versionsnummer
- o **Length:** Länge der Daten (ohne Header) - Extraktion aus dem TCP-Byte Strom

#### SSL Cipher Suites

- o Enthält Algorithmus für: *Public Key* Verschlüsselung, *symmetrische* Verschlüsselung und für *Message Authentication Code*
- o Client bietet Reihe von *SSL Cipher Suites* an (vom Client favorisierte ganz oben), Server sucht eine aus (unabhängig von Clientpriorität)

Symmetrisch	Public Key	MAC
DES, 3DES, AES	RSA, DH (Diffie-Hellmann), ECDH (Elliptic-Curve DH)	SHA-1, SHA-2, MD5

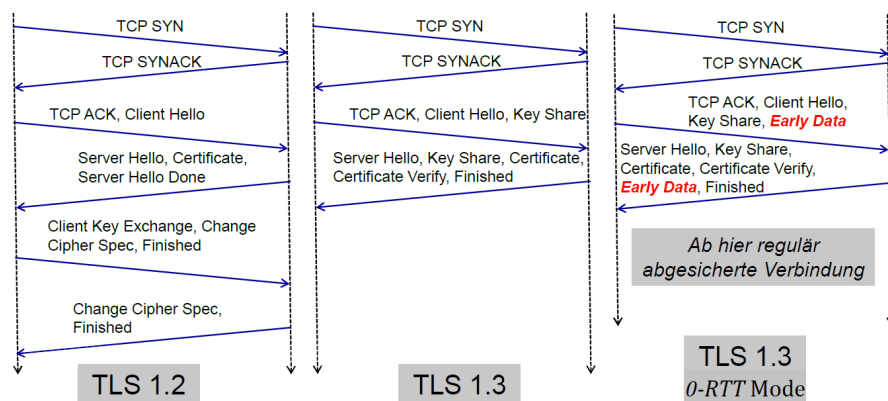
#### Vorzeitiges Schließen einer SSL-Verbindung

- o Wird durch zusätzlichen *SSL-Record* zum ordnungsgemäßen Beenden verhindert (Authentifizierung erfolgt über *MAC*)

### 1.3.4 TLS v1.3

- o Ciphersuite-Konzept geändert: MAC berechnen & Verschlüsselung erfolgt nun in einem Schritt
- o Verbindungsaufbau (*full handshake*) von 2 RTT auf 1 RTT verringert, *0-RTT*-Mode: Daten bereits in erster Nachricht enthalten
- o Verhindern von Downgrades durch Signierung der Liste an Verschlüsselungsverfahren, unsichere kryptographische Verfahren entfallen

- o **Perfect Forward Secrecy:** Kommunikationspartner generieren nur für diese Verbindung gültige Kurzzeitschlüssel, die nach Verbindungsende verworfen werden und nicht aus Langzeitgeheimnis rekonstruiert werden können

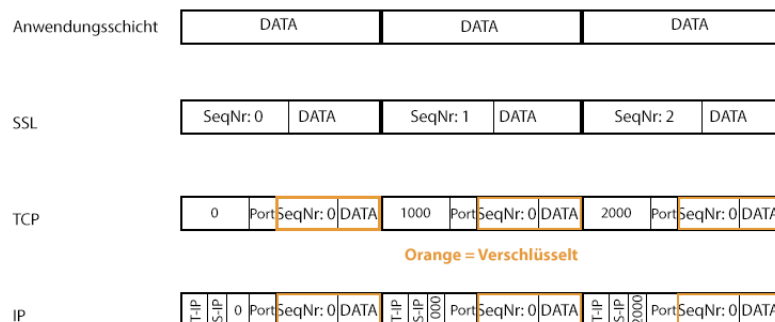


#### o 0-RTT Mode:

Client & Server teilen *Pre-shared Key* z.B. aus vorheriger Verbindung, und können diesen gleich zur Authentifizierung und Verschlüsselung der *Early Data* verwenden  
**allerdings:** Kein *Forward Secrecy*, anfälliger ggü. Replay-Attacken

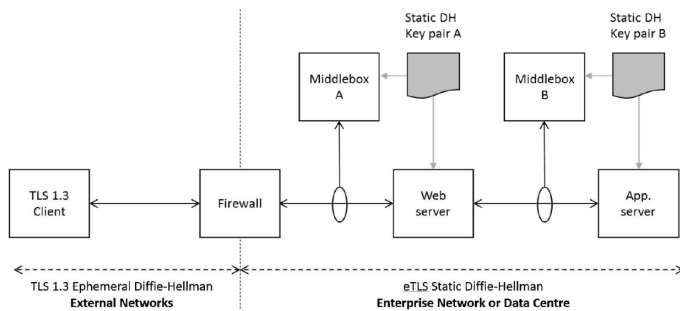
### Praktikumsaufgabe 6.1

- o Ist es möglich, dass ein Angreifer, ohne die Shared Keys der Teilnehmer zu kennen, ein gefälschtes TCP Segment (mit korrekter TCP Checksumme/Sequenznummer, sowie korrekten IP-Adressen und Portnummern) in eine laufende SSL-Session einschleusen kann?
  - Daten wie Quell- und Ziel-IP, Port und TCP-Sequenznummer sind unverschlüsselt und können vom Angreifer ausgelesen werden, d.h. der Angreifer kann in der Tat solch ein gefälschtes TCP-Segment einschleusen, allerdings hat er keinen Zugriff auf die verschlüsselte SSL-Sequenznummer
- o Wird dieses Segment der Anwendung übergeben?
  - Da die Sequenznummer nicht stimmen kann bzw. es allgemein schon an der Verschlüsselung mit richtigen Keys scheitert, wird das TCP-Segment nicht der Anwendung übergeben





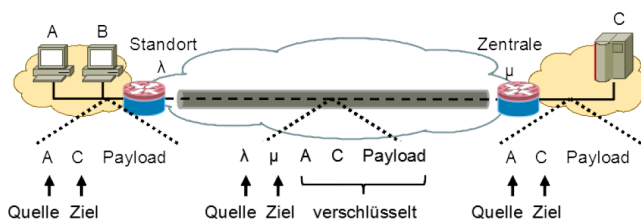
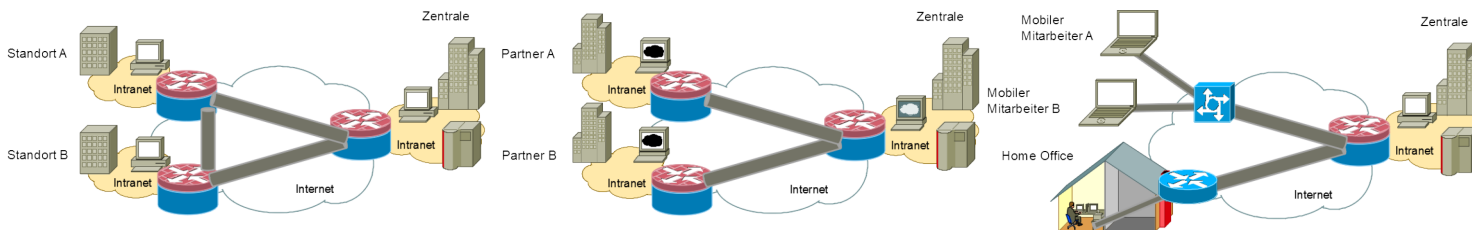
### 1.3.5 Enterprise Transport Security (ETS)



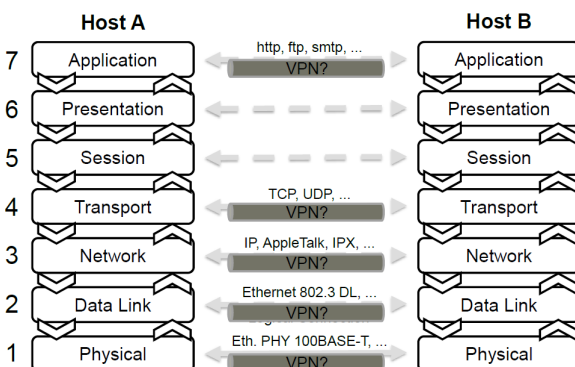
- Unternehmensnetze setzen viele Middleboxes zur Angriffserkennung (*Intrusion Detection*) oder als Application Layer Firewall ein, Datenverkehr kann aufgrund von *Perfect Forward Secrecy* nicht entschlüsselt werden → keine Überwachung durch Middleboxen möglich  
⇒ Verzicht auf *Perfect Forward Secrecy*, TLS 1.3 wird um statisches Diffie-Hellman Schlüsselpaar zwischen Middlebox und Unternehmensserver erweitert

### 1.3.6 Virtual Private Networks (VPN)

- Stellt über ein öffentliches, ggf. unsicheres, Netzwerk eine gesicherte, private Vernetzung zwischen Endgeräten her
- Zur Anbindung von auswärtigen Standorten, externen Partnern oder Mitarbeitern (*Remote Access*)
- Implementierung auf verschiedenen Schichten möglich (Transportschicht: *Cisco-Client*, Netzwerkschicht (IP): *IPSec*)



- Tunneling:** Weiterleitung beliebiger Datenpakete über unsicheres Transitnetz
- VPN nutzt eigenen Adressraum
- $A, B, C := \text{VPN-Adressraum}, \lambda, \mu := \text{Internet-Adressraum}$
- Authentisierung:**  
*Password Authentication Protocol PAP* - unsicher da Klartextaustausch  
*Challenge Handshake Authentication Protocol CHAP* - Challenge-Response
- Software:**  
Server (VPN-Gateway) per VPN-Server Software  
Client per VPN-Client (Cisco) / VPN-Adapter
- Protokolle:**  
*Point-to-Point Tunnelling Protocol PPTP*  
*Layer Two Tunnelling Protocol L2TP* (*PPTP*-Nachfolger)  
- Tunnelt beliebige Pakete über UDP



### 1.3.7 IPSec

o Dominierendes Protokoll für VPNs auf Netzwerkschicht, verschiedene Verfahren:

- **Authentication Header (AH)**

- Garantiert Integrität der übertragenen Daten, Authentifizierung der Quelle eines Paketes (**keine** Verschlüsselung)

**Header:**

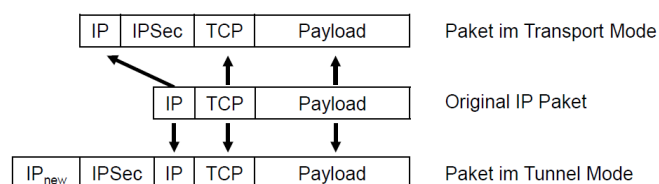
- *Integrity Check Value (ICV)*: HMAC (Hash über Nutzdaten + Geheimnis) über IP-Paket
- *Security Parameter Index (SPI)*: Index auf eine *Security Association* (kommt später)
- *Sequence Number (SN)*: Steigende Nummer zum Schutz vor *Replay*-Attacken

- **Encapsulated Security Payload ESP**

- Vertraulichkeit der Daten durch symmetrische Verschlüsselung + zusätzliche Authentifizierung der Quelle eines Paketes

**Header:**

- Ebenfalls *ICV* (hier wird äußerer IP-Header **nicht** mit einbezogen), *SPI* und *SN*
- *Initialization Vector (IV)*: Initialisierungsvektor für symmetrische Verschlüsselungsverfahren
- *Encrypted Payload (Encrypted Payload)*: Verschlüsselte Nutzdaten



o **Transport Mode:** Einfügen des *IPSec*-Headers in original IP-Paket

⇒ Gesicherte IP-Verbindung zwischen zwei Hosts (*End-to-End*)

o **Tunnel Mode:** Kapselung des Original IP-Paketes (inkl. Header) in neues IP-Paket mit *IPSec*-Header

⇒ Gesicherte Verbindung zwischen Host/Netz und Netz/Netz

⇒ Im neuen IP-Header neue Src- bzw. Dest-Adressen (die Tunnelendpunkte)

**Security Association (SA):**

- (unidirektionale) Festlegung der für *IPSec* Kommunikation zwischen zwei *IPSec*-Hosts verwendeten Parameter: Protokoll, Modus, Verschlüsselung
- legen fest, **was** in **welcher Art** verschlüsselt wird
- Jede *SA* hat eindeutigen *Security Parameter Index (SPI)*
- *IPSec* Einheit erhält die *SPIs* in *Security Association Database (SPD)*

**Problem mit Network Address Translation (NAT):**

o *NAT* ändert Port und IP-Adresse (klappt nicht, wenn die im *Tunnel-Mode* verschlüsselt sind)

⇒ *IPSec NAT Traversal*: UDP Datagram zum Übertragen der *IPSec* Pakete

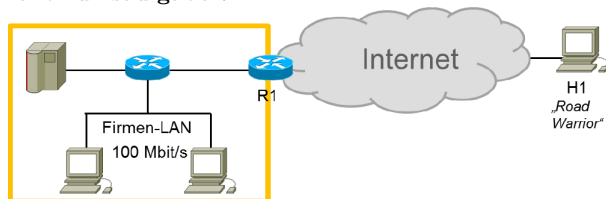
**Internet Key Exchange (IKE):**

- Automatisiertes Aushandeln der *SAs* (mit Schlüssel)
- Basiert auf *Security Association Key Management Protocol (ISAKMP)*
- Variante 1: *Pre-Shared Key (PSK)*
  - Beide Seiten sind mit gemeinsamen Geheimnis vorkonfiguriert
  - *IKE* wird genutzt um *SAs* aufzusetzen
- Variante 2: *Public Key Infrastruktur (PKI)*
  - Beiden Seiten haben Public- und Private Key + **Zertifikat**
  - *IKE* zur Authentifizierung und Aufsetzen der *SAs* (ähnlich *SSL Handshake*)
- Phase 1: Aufbau einer bi-direktionalen *IKE SA* (**keine** *IPSec SA*)
  - Verwendet *ISAKMP*, entweder im *Aggressive Mode* (1.5 RTT) oder *Main Mode* (3 RTT)
- Phase 2: Aushandlung von *IPSec SA* (ebenfalls mit *ISAKMP*), Teilnehmer signieren ihre Nachrichten

### 1.3.8 Alternative VPN Protokolle

- o **OpenVPN:** per *OpenSSL* verschlüsselte *TLS*-Verbindung (TCP/UDP), *Bridge-Mode*: Layer 2 Tunnel, *Routing-Mode*: IP-Tunnel
- o **Port Forwarding / Tunnelling mit SSH:** Tunneln von TCP-Verbindungen über *SSH* (Anwendungsschicht) - kein echtes *VPN*

## Praktikumsaufgabe 7.1

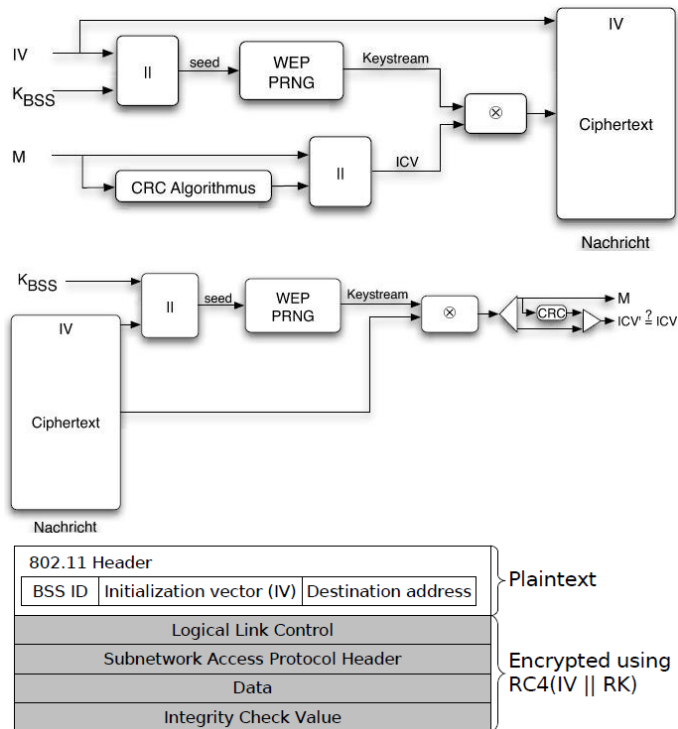


- Firmennetz ist über  $R_1$  mit Internet verbunden,  $H_1$  soll von Unterwegs Zugriff aufs Firmennetz bekommen, Absicherung der Vertraulichkeit und Integrität der Daten per **IPSec**
- Welches Verfahren (*AH* oder *ESP*)?
  - ESP, AH dient nur der Authentifizierung, danach werden **keine Daten verschlüsselt**

- Einsetzen des *Tunnel-Modus* - wo beginnt und endet der Tunnel?
  - Tunnel geht von  $R_1$  bis  $H_1$
- Ist es möglich, dem Rechner  $H_1$  eine IP-Adresse aus dem Firmen-Adressbereich zuzuteilen?
  - Ja, im Tunnel-Modus wird vor das IP-Paket, das die tatsächlichen IP-Adressen enthält, ein IPSec-Header mit Quell- und Zieladressen der Tunnelpunkte, geschaltet. Im Original-IP-Header kann  $H_1$  mit einer firmeninternen IP adressiert werden.
- Der Server sendet ein IP-Datagramm an  $H_1$  - welche IP-Adressen sind im Header des IP-Paketes als Quelle und Ziel eingetragen?
  - **Quelle:** Server-IP, **Ziel:** IP von  $H_1$  intern
- Unter welchen Umständen kann man den Inhalt des Paketes im Klartext mitlesen?
  - Verschlüsselung + IPSec-Header geschieht erst bei  $R_1$ , davor ist das Paket unverschlüsselt
- IP-Datagramm wird nun bei  $R_1$  ins Internet weitergeleitet - ändern sich Quell- und Zieladressen des Datagramms?
  - IP-Datagramm wird als Payload in neues IP-Datagramm mit IPSec-Header gepackt. Dieses enthält als Quell-Adresse den Tunnelpunkt  $R_1$  und als Ziel-Adresse den Tunnelpunkt  $H_1$

## 1.3.9 Sichere WLANs

## 802.11: Wired Equivalent Privacy (WEP)



- Schlüsselverteilung nicht Teil von WEP, Aufgaben lediglich Authentifizierung und Verschlüsselung (mit Stromchiffre RC4)
- **Schlüssel:**
  - 24-Bit Initialisierungsvektor (IV), wechselt von Rahmen zu Rahmen, wird im Klartext übertragen
  - 40-Bit (später 104-Bit) symmetrischer Schlüssel (Root Key)
- $m(i) :=$  Nachricht-Byte;  $ks(i) :=$  Schlüsselstrom-Byte;  $c(i) :=$  Cipher-Byte
- Sender:  $c(i) = ks(i) \text{ XOR } m(i)$ ; Empfänger:  $m(i) = ks(i) \text{ XOR } c(i)$
- Integrity Check Value (ICV):
  - CRC32 über zu verschlüsselnde Daten
  - Root Key und IV zur Verschlüsselung von Daten und ICV
  - schützt vor zufälligen Fehlern, nicht vor Angreifer (kein geeigneter MAC)
- **Authentifizierung:**
  - **Open System:** Alle Authentifizierungsnachrichten w/o Prüfung zulassen  
⇒ Client kann ohne Schlüssel keine korrekten Nachrichten senden
  - **Shared Key:** Client sendet Request an AccessPoint  
AP sendet 128-Byte Nonce, Client verschlüsselt Nonce mit shared key  
AP entschlüsselt Ciphertext mit IV und shared key (Ergebnis = Nonce)

**Probleme mit Shared Key Authentication bei WEP:**

- Angreifer kann IV, Nonce und Antwort beobachten, daraus kann er gültigen Schlüsselstrom und IV erzeugen:  
 $\text{Nonce XOR (Nonce XOR keystream)} = \text{keystream} \Rightarrow$  Angreifer kann gültige Authentifizierungsnachrichten für beliebige Nonce erstellen  
⇒ **Unsicherer als Open System**
- **Problem 1:** Nur  $2^{24}$  verschiedene Schlüssel (IV-Länge)  $\Rightarrow$  IV wird aufgrund heutiger Datenraten in weniger als einem Tag erneut verwendet  
Angreifer kann selbst Datenverkehr generieren (z.B. ARP-Requests durch mitschneiden da ARP bekannte Länge bzw. Plaintext fix)
- **Problem 2:** IV wird im Klartext übertragen  $\Rightarrow$  Angreifer kann Wiederholung leicht erkennen

**802.11i: Temporal Key Integrity Protocol (TKIP)**

- Ersatz für WEP, aber mit selber Hardware funktionsfähig, IV erweitert auf 48-Bit, neue Hash-Funktion, Personal-Mode mit pre-shared key

**802.11i: Counter Mode with Cipher Block Chaining Message Authentication Code Protocol (CCMP)**

- Verwendet AES mit 128-Bit Schlüssel und 48Bit IV (anstatt RC4)
- Teil des WPA2-Verfahrens, WPA2 würde alternativ auch TKIP erlauben (**empfohlen ist allerdings WPA2 + CCMP**)

**802.11i: WPA3**

- 128-Bit (personal mode) bzw. 192-Bit (enterprise mode) + Forward Secrecy

**Extensible Authentication Protocol (EAP)**

- Protokoll für sichere Ende-zu-Ende Authentifizierung zwischen mobilen Clients und Authentifizierungsserver über einen Access Point
- EAP-TLS: Nutzung von Zertifikaten; EAP-PEAP: Verschlüsselter Tunnel für Authentifizierung

**802.1X**

- Erweitert 802.11 durch EAP um Sicherheitsfunktionen wie: Schlüsselmanagement, Nutzeridentifikation, Tokens...

## 1.3.10 DNS Security Extensions (DNSSEC)

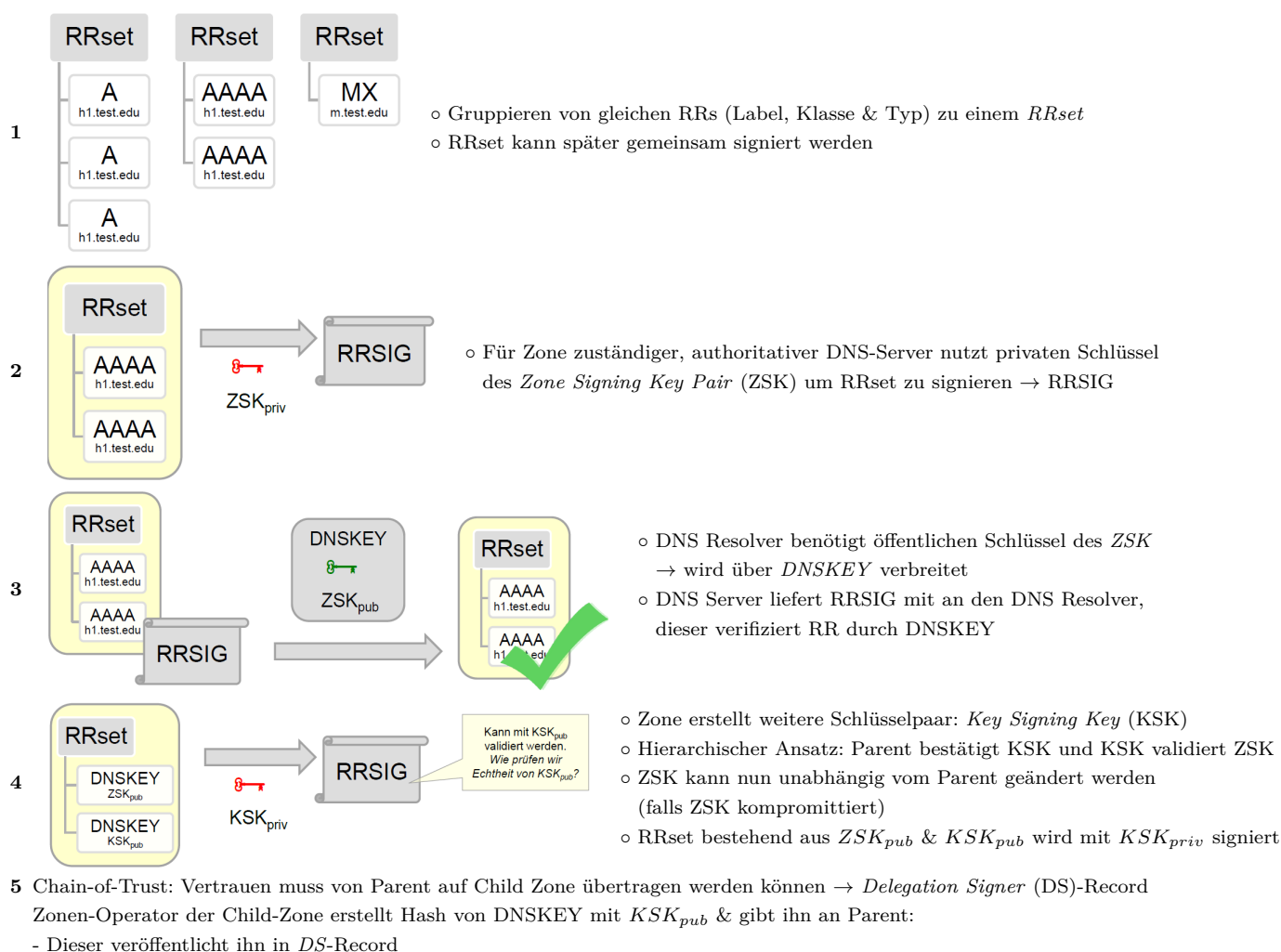
o Absicherung von Authentizität und Integrität der DNS-Informationen (**nicht** Vertraulichkeit)

⇒ Verwendung von Signaturen, umgesetzt mit asymmetrischen Kryptosystem (public & private Key):

- *Resource Record* (RR) wird mit geheimen Schlüssel unterschrieben
- DNS Client prüft mit öffentlichem Schlüssel die Authentizität und Integrität des empfangenen *RRs*
- *Chain-of-Trust*: Höhere Zone im DNS-Baum bestätigt durch Signierung die öffentlichen Schlüssel der unteren Zonen,  
→ der Anfragende muss nur obersten public key kennen (*Key Signing Key*)

o Realisierung über neue Resource Record Typen:

RR Typ	Erläuterung	
RRSIG	Digitale Signatur eines <i>Resource Record Sets</i> (RRset)	
DNSKEY	Public Signing Key, wird vom Resolver zur Prüfung digitaler Signaturen verwendet	
DS	Delegation Signer: Hash des <i>DNSKEY</i> um dessen Authentizität sicherzustellen, delegiert Vertrauen eine Ebene weiter in Chain-of-Trust	
CNSKEY, CDS	Child Zone informiert Parent: Key-Signing-Key ändern, DNSSEC an/aus	



## 1.3.11 DNS over TLS

o Absicherung von Vertraulichkeit

1. DNS Client (DNS Stub Resolver) baut TCP-Verbindung zu Resolver auf
2. TLS Handshake wird durchgeführt (*DNS Stub Resolver* = DNS Client, *DNS Resolver* = Server)
  - Resolver sendet TLS Zertifikat
  - DNS Stub Resolver prüft Zertifikat mit Hash des öffentlichen Schlüssels des Resolvers

3. Ab jetzt sendet DNS Stub Resolver alle DNS Anfragen über mit TLS geschützte TCP-Verbindung
  - Übertragung einer Nachricht: 2-Byte Längenangabe + Nachricht  
beim Zusammensetzen muss man wissen, wie lange die ursprüngliche Nachricht war, wenn sie in einzelne TCP-Pakete zerstückelt wurde
4. Verbindung bleibt offen bis DNS Stub Resolver sie schließt
5. Umsetzung: Als Betriebssystem-Dienst (z.B. *systemd-resolved* unter Linux) oder lokaler Forwarder der als localhost-DNS-Server im Betriebssystem eingetragen wird und Anfragen über TLS weiterleitet

### 1.3.12 DNS over HTTPS

#### Anfrage über HTTP Methode GET

```
GET /dns-query?dns=AAABAAABAAAAAA3d3dwd1eGfTcGx1A2NvbQAAQAB HTTP/2
Accept: application/dns-message
```

#### Anfrage über HTTP Methode POST

```
POST /dns-query HTTP/2
Accept: application/dns-message
Content-Type: application/dns-message
Content-Length: 33
```

```
<33 bytes represented by the following hex encoding>
00 00 01 00 00 01 00 00 00 00 00 03 77 77 77
07 65 78 61 6d 70 6c 65 03 63 6f 6d 00 00 01 00
01
```

base64 kodierte DNS Query

DNS Query (33 Byte)

- o Absicherung von Vertraulichkeit
- o Probleme: Genutzter DNS-Server ist Anwendungsspezifisch (z.B. Browser), firmeneigene DNS-Server werden umgangen
- o Internet Web-/Maildienste funktionieren nicht mehr (werden nur vom internen DNS aufgelöst)
- o DNS-Filter gegen Malware unwirksam
- o Nur wenige Firmen (Cloudflare, Google) bieten DNS-over-HTTPS  
→ Konzentration auf wenige Anbieter, Privatsphäre Gefährdung
- o Viel Overhead (Anwendungsschicht: DNS, HTTP, TLS  
Transportschicht: TCP statt UDP)
- o Blockieren schwierig da Port 443 HTTPS Standardport

DNS-over-TLS (DoT)	DNS-over-HTTPS (DoH)
DNS Nachrichten direkt über TLS-gesicherte TCP Verbindung ausgetauscht: Overhead gering (2 Byte Längenangabe)	DNS Nachrichten über HTTP Methode GET oder POST geschickt, höherer Overhead durch HTTP Nachricht und Header
DNS (Stub) Resolver vom Betriebssystem → durch Admin konfiguriert	DNS Resolver in Anwendung (Browser) konfiguriert – sofern kein Discovery-Ansatz verwendet wird
Üblicherweise TCP Verbindung über Port 853 – leicht zu in Firewall zu blockieren	Nutzung von Port 443 (wie reguläre https Anfrage) – schwer in Firewall zu blockieren

### 1.3.13 Firewall

- o Pakete mit bestimmten Ziel-Ports dürfen passieren, andere werden geblockt, z.B.:
  - *Denial of Service* (DoS) Attacken von außen abwehren
  - Zugriff auf interne Dienste blockieren
  - Zugriff aus Firmennetz auf Internetdienste beschränken
- o Typen:
  - **Stateless Packet Filters:** Entscheidung ob durchlassen oder verwerfen wird pro Paket einzeln getroffen, basiert auf Quell- oder Zieladresse, Quell- oder Zielport, Protokolltyp, TCP SYN/ACK
  - **Stateful Packet Filters:** Verfolgt Status der Protokolle (z.B. TCP), nur zum Status passende Pakete werden durchgelassen
  - **Proxy Firewall / Application Layer Firewall / Deep Packet Inspection (DPI):** Filtern Pakete basierend auf Applikationsdaten & IP/TCP/UDP-Header, ermöglicht Blockieren bestimmter Applikationen für bestimmte Nutzer
  - Konkret **Proxy Firewall:** Tunnelt interne Anfrage über separate Verbindung nach draußen und inspiziert Pakete
  - Konkret **Deep-Packet-Inspection:** Lässt Verbindung laufen und inspiziert gleichzeitig Paketinhalt

#### Stateless Firewall

Action	Source-Addr	Dest-Addr	Protocol	Source-Port	Dest-Port	Flag
allow	222.22/16	outside 222.22/16	TCP	>1023	80	any
allow	outside 222.22/16	222.22/16	TCP	80	>1023	ACK

#### Stateful Firewall

Action	Source-Addr	Dest-Addr	Protocol	Source-Port	Dest-Port	Flag	Check Conn. Prüfung Verbindungsstatus erforderlich
allow	222.22/16	outside 222.22/16	TCP	>1023	80	any	
allow	outside 222.22/16	222.22/16	TCP	80	>1023	ACK	×

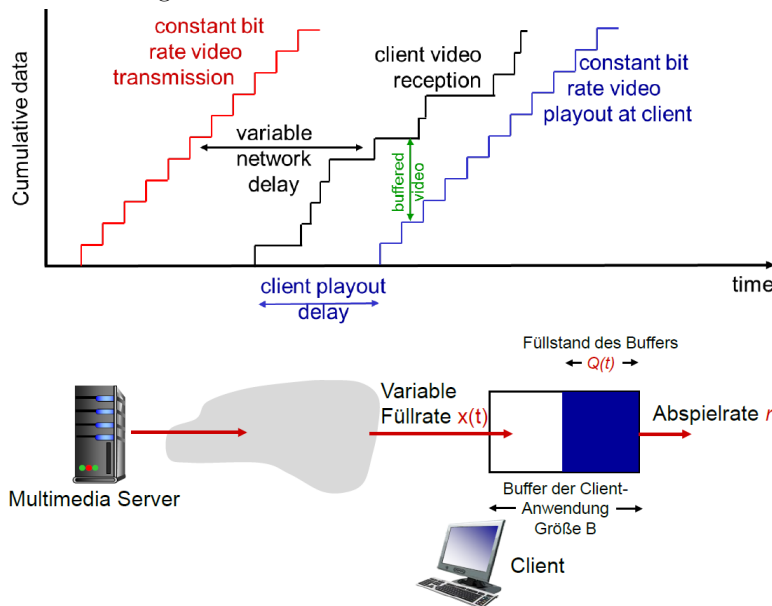
### 1.3.14 Intrusion Detection Systems (IDS)

- Erkennt Angriffe von außen und ermöglicht (automatisierte) Reaktion
- Überprüfen des Paketinhalts auf verdächtige Inhalte (z.B. *SQL Injection*) sowie Korrelation zwischen mehreren Paketen erkennen (*DoS*, *Port Scanning*)

## Multimedia

- Verbreitung von Multimedia-Daten (Video-Streaming, Internet-TV, VoIP) mit hohen Datenmengen so geringer Verzögerungen wie möglich
  - Streaming aufgezeichneter Inhalte:** Da gespeicherte Daten kann der Nutzer vor- & zurückspulen  
Kontinuierliche Ausgabe, Vermeidung von Wartezeiten durch Streaming
  - Streaming von Live-Audio und Video:** Inhalte liegen nicht vorab vor (**kein** Vorspulen)  
Viele Clients sehen gleiches Programm, eventuell Verteilung per *Multicast*
  - Interaktives Audio und Video:** Verzögerungen  $> 150\text{ms}$  störend  $\rightarrow$  kaum Vorpuffern möglich

### 1.4.1 Grundlagen

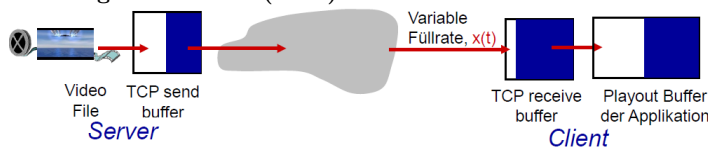


- Puffern und verzögertes Abspielen (**playout buffer/delay**)  
Kompensation von Verzögerungen (*network delay*) und Jitter (Schwankungen in der Verzögerung)
- Buffern:
  - Initiales Befüllen des Buffers bis zum Start des Abspielens ( $t_p$ )
  - Füllstand  $Q(t)$  des Buffers ändert sich über Zeit aufgrund variabler Füllrate  $x(t)$
  - mittlere Füllrate  $\bar{x} < r$ : Buffer leer sich  $\Rightarrow$  Video stockt, Rebuffering
  - mittlere Füllrate  $\bar{x} > r$ : Buffer nie komplett leer solange  $B$  ausreichend groß für Schwankungen von  $x(t)$   $\Rightarrow$  Großes  $B$  bedeutet größere Startverzögerung

### Streaming über UDP:

- Prinzipiell UDP besser als TCP da geringere Verzögerung und Multicast möglich
- Sender:** UDP-Pakete mit Datenrate des kodierten Multimedia-Datenstroms, **Client:** kleiner Buffer (2-5s), App.-Layer Fehlerbehebung
- Aber:** UDP oft nicht durch Firewalls/NAT, separate Kontrollverbindung für Stop/Pause über TCP (RTSP), Reaktion auf Änderung der Bandbreite

### Streaming über HTTP (TCP):



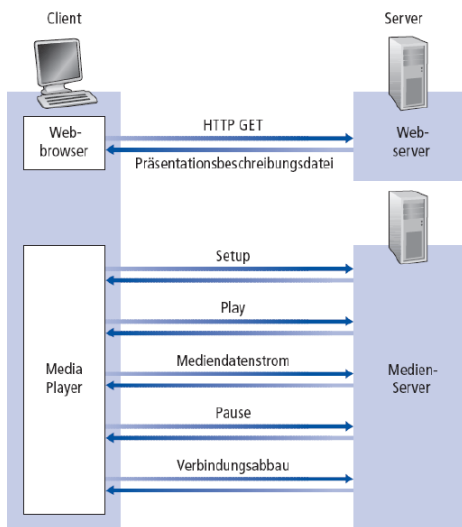
- Abruf der Multimedia-Datei per *GET*
- Senderate variiert (TCP *Congestion Control*, *Flow Control*, *Retransmissions*)
- HTTP/TCP passiert Firewalls meist ohne Probleme

### 1.4.2 Dynamic Adaptive Streaming over HTTP (DASH)

- Problem TCP-Streaming: Bandbreite variiert durch HTTP+TCP, *DASH*:
  - Aufteilen der Multimedia-Datei in *Chunks*
  - Mehrfache Kodierung jedes Chunks in unterschiedlichen Versionen mit anderer Bitrate ( $\rightarrow$  Qualitätsstufen)
  - Manifest-Datei: URLs der unterschiedlichen Versionen, wird von Media-Server an Client geschickt
  - Client wählt passende Version abhängig von Bandbreite
- Intelligenz beim Client:
  - Misst periodisch Datenrate & fordert passend kodierten *Chunk* an (Reaktion auf Bandbreiten-Schwankungen)
  - Bestimmt, *wann* welcher Chunk angefordert wird (*Buffer-Handling* demnach auch beim Client)
  - Bestimmt, von *wo* Chunk angefordert wird (z.B. der am besten erreichbare Server)



### 1.4.3 Real-Time Streaming Protocol (RTSP)



- Client-Server Protokoll auf App.-Layer zur Steuerung des Multimedia-Datenstroms (*Play, Pause, Fast-Forward*)
- Separate *Kontrollverbindung*, Mediendaten selbst per UDP oder TCP
- RTSP spezifiziert **nicht**: Kompression Audio/Video, wie Übertragen wird, Pufferverhalten
- Präsentationsbeschreibungsdatei:
 

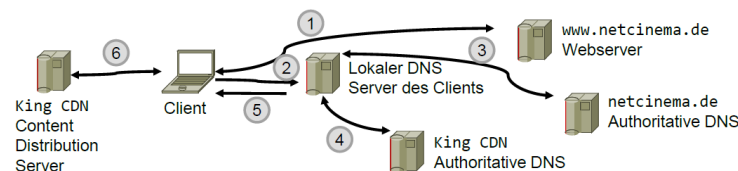
```
< title > Twister < /title > < session > < grouplanguage = enlipsync >
< switch > < tracktype = audiosrc = ' rtsp : //audio.example.com/audio.en/lofi' >
< tracktype = audiosrc = ' rts : //audio.example.com/audio.en/hifi' > < /switch >
< tracktype = ' video/jpeg' src = "rtsp : //video.example.com/twister/video >
< /group > < /session >
```

### 1.4.4 Content Distribution Networks (CDNs)

Alternative 1: Ein großer Server	Alternative 2: Content Distribution Network
<ul style="list-style-type: none"> <li>Fehleranfällig („single point of failure“)</li> <li>Gefahr der Netzüberlast vor Ort</li> <li>Lange Wege zu entfernten Nutzern</li> </ul>	<ul style="list-style-type: none"> <li>Kopien der Inhalte auf mehreren geographisch verteilten („Replica-“)Servern</li> <li>Privates CDN: Inhaltsanbieter betreibt CDN</li> <li>Third-Party CDN: Anderer Anbieter betreibt CDN</li> </ul>
<b>NICHT SKALIERBAR</b>	Beispiel-Anbieter: Akamai, Amazon, NTT Europe

- Enter Deep:**
  - Große Anzahl Cluster innerhalb der Zugangsnetze der ISPs
  - Nah beim Endnutzer (geringe Latenz, wenig Hops)
  - Verfolgt Akamai (> 1700 Cluster an verschiedenen Orten)
- Bring Home:**
  - Geringere Anzahl Cluster, verbunden über privates Hochgeschwindigkeitsnetz
  - Nahe der *Points-of-Presence* von Tier-1 ISPs
  - Leichter zu verwalten aber etwas mehr Hops zum Nutzer

- Nutzer surft auf *www.netcinema.de*
  - Klickt auf Video *video.netcinema.de/4711abc*  
→ Client sendet *DNS-Request* and *video.netcinema.de*
  - Lokaler DNS leitet Anfrage an für *netcinema.de* zuständigen DNS  
→ erkennt Video-Anfrage (nutzt *CDN*)  
→ liefert keine IP, sondern Hostname aus CDN (z.B. *a42.kingcdn.de*)
  - Lokaler DNS sendet Anfrage an *a42.kingcdn.de* an dafür zuständigen DNS-Server (Teil des *CDN*)  
→ Entscheidung, welcher Content-Distribution Server liefern soll  
→ IP des Distribution Server nahe dem User
  - Lokaler DNS leitet IP an Client weiter
  - Client ruft Video per HTTP GET ab  
mit *DASH* liefert Server *Manifest*-Datei, Client wählt dynamisch
- CDNs auch per *HTTP-Weiterleitung* möglich, bei DNS-Ansatz sieht Client aber die verborgene DNS-Struktur nicht!
- Passender *Content Distribution Cluster* bestimmen durch: Geographische Lage, geringste Verzögerung (*Hops*), *IP-Anycast* (Server mit kürzester Route antwortet), oder Client ermittelt den Besten via *pings*)
- Kankan* in China wählt Peer-to-Peer (ähnlich *BitTorrent*) Ansatz für CDN (Hash-Tabelle zum Auffinden der Inhalte)



### 1.4.5 Voice over IP (VoIP)

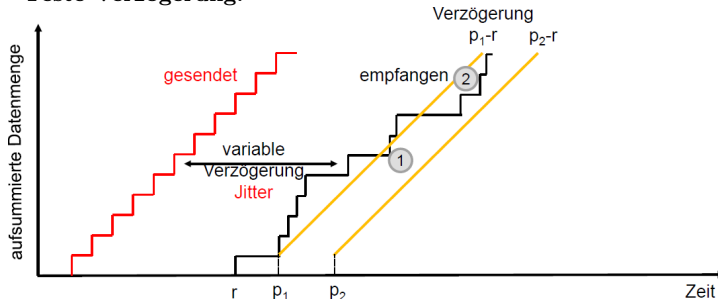
- Digitalisierung der Sprache mit 8000 Bytes/s (64 kbit/s) (*Nyquist-Shannon-Abtasttheorem* ⇒ Rekonstruktion von max. 4kHz)  
*Abtastung*: Alle 8000Hz eine Messung, *Quantisierung*: Analoger Messwert in 8-bit Digitalwert überführen
- Digitalisierte Sprache per UDP von 160Bytes alle 20ms senden



o Herausforderungen:

- **Paketverluste:** UDP Segmente gehen verloren (1 - 20% je nach Kodierung vertretbar)
- **Ende-zu-Ende Verzögerung:** < 150ms: nicht störend, > 400ms: sehr störend, Teilnehmer *fallen sich ins Wort*
- **Jitter:** Pakete haben unterschiedliche Verzögerung (Empfänger kann nicht jedes empfangene sofort abspielen)
  - Zeitstempel vor jedem gesendeten Block (zu 160 Bytes) einfügen
  - Feste- oder adaptive Verzögerung des Abspielens (*playout delay*)

**Feste Verzögerung:**



Nur geringe Verzögerung  $q = p_1 - r$ : Aussetzer bei (1)

Bei größerer Verzögerung  $q = p_2 - r$ : kein Aussetzer bei (2)

**Abspielverzögerung  $q$**

- o Empfänger spielt Daten mit Verzögerung  $q$  ab (Zeit  $t \rightarrow$  Abspielen bei  $t + q$ )
- o Paketverlust wenn Paket nach  $t + q$  ankommt
- o **Tradeoff:** Großes  $q$ : wenig Paketverlust, Kleines  $q$ : interaktiver, weniger Verzögerung

**Adaption der Abspielverzögerung**

- o Anpassen der Abspielverzögerung bei Perioden der Stille im Gespräch (Schätzung der Verzögerung mit Hilfe der Zeitstempel)

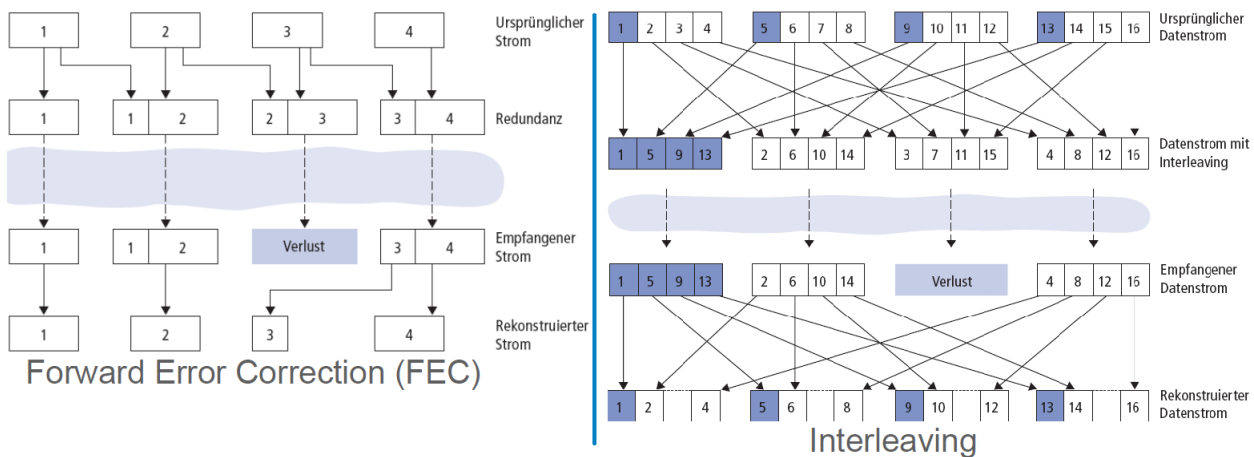
→ Exponentiell gewichteter, gleitender Mittelwert:  $d_i = (1 - \alpha)d_{i-1} + \alpha(r_i - t_i)$  mit

$d_i$  := Schätzung nach Paket  $i$ ,  $\alpha$  := Konstante < 1,  $r_i$  := Empfangszeitpunkt Paket  $i$ ,  $t_i$  := Zeitstempel Paket  $i$  (Sendezeitpunkt)

→ Standardabweichung  $v_i = (1 - \beta)v_{i-1} + \beta|r_i - t_i - d_i|$

→ zu Beginn der Redeperiode Berechnung Abspielzeitpunkt  $p_i = t_i + d_i + K \cdot v_i$  mit  $K$  := positive Ganzzahl-Konstante

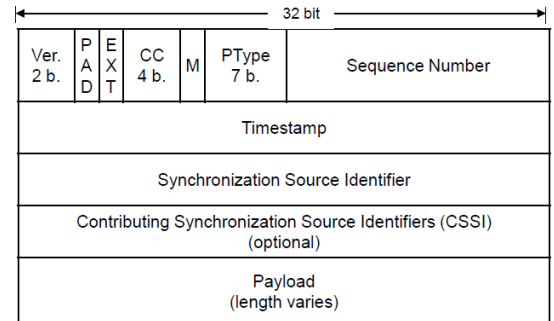
⇒ Nur so lange verzögern, wie nötig



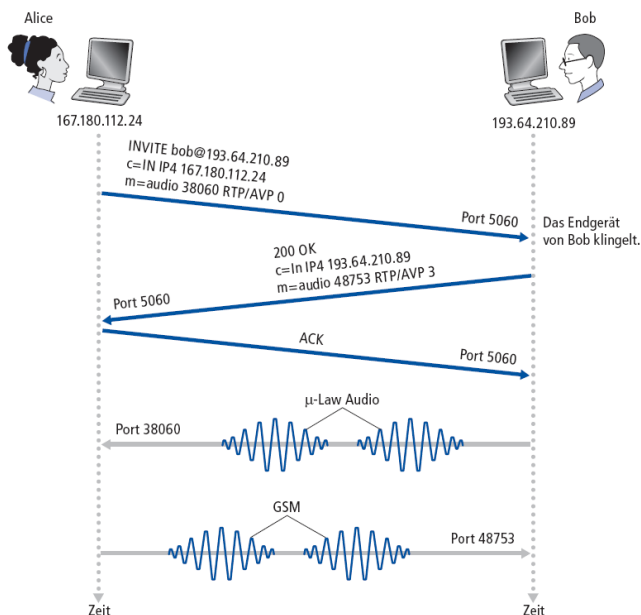
- o **Forward Error Correction:** Einfügen redundanter Informationen in Nutzdaten, zur Korrektur von Fehlern/Verlusten
- o **Interleaving:** Umordnen & Verzahnen des Datenstroms, Verlust eines Paketes führt zu vielen kleinen (tolerierbaren) Lücken und nicht zu einer großen (auffälligen) Lücke
- o **Verschleierung (Error Concealment):** Empfänger generiert Audio-Daten zum Füllen der Lücke (*Interpolation*, Wiederholung des vorherigen Paketes)

### 1.4.6 Real-Time Protocol (RTP)

- Standardisiertes Paketformat für Multimedia/VoIP
- Unabhängig von Art der übertragenen Daten (MP3, H.263, etc.)
- RTP Payload wird über UDP Segmente übertragen (Unicast & Multicast)
- Vorteile als Entwickler sind vorhandene Bibliotheken/Tools und Zusammenarbeit unterschiedlicher RTP-Anwendungen
- Header**
  - RTP-Version** mit 2 Bit
  - Padding-Bit** gibt an, ob hinter Nutzdaten noch Padding eingefügt ist
  - Extension-Bit** gibt an, ob hinter RTP-Header noch Extension-Header folgt
  - CSSI-Count**: Anzahl CSSI-Werte
  - Marker-Bit**: Art des Payloads
  - Payload-Type**: PCM = 0; GSM = 3; H.261 = 31; MPEG2 = 33...
  - Sequence Number** wird für jedes gesendete RTP-Paket erhöht (Empfänger erkennt Reordering/Verluste)
  - Timestamp** gibt Zeitpunkt der Aufnahme des 1. Bytes an
  - Synch. Source Identifier** ist eindeutiger Zufallswert, der Quelle der Daten identifiziert
  - Contr. Synch. Source Identifiers (CSSI)** ist Angabe der Quellen der Multimediadaten
- Beispiel**: Abtastung Sprachsignal mit 8kHz ( $\rightarrow$  alle  $125\mu s$  ein 8-Bit Wert), Anwendung sammelt kodierte Audiodaten in *Chunks*
  - z.B. alle 20ms einen Chunk zu 160 Bytes
  - RTP-Header hat Payload-Type 0
  - Timestamp startet bei 0 und wird für jedes Paket um 160 erhöht (Einheit ist Sampling-Periode, d.h. im Beispiel  $125\mu s$ )
  - Der Header bildet zusammen mit Chunk das RTP-Paket, das als UDP-Segment verpackt und versendet wird.



### 1.4.7 Session Initiation Protocol (SIP)



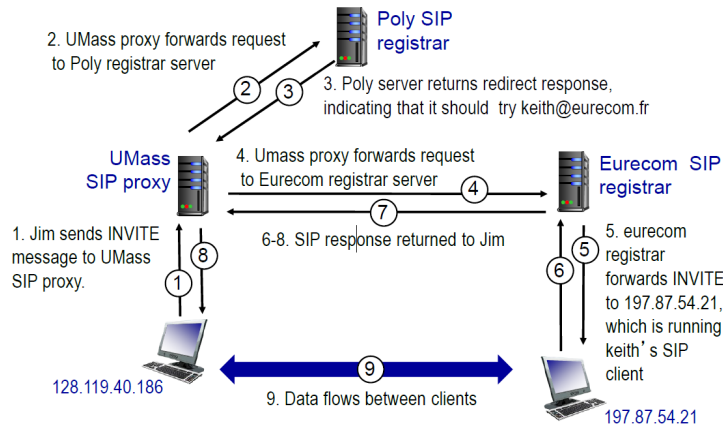
- Mechanismus zum **Auf-/Abbau von Kommunikationssitzungen**
  - Benachrichtigen des Angerufenen und Aushandeln der Kodierung der Multimedia-Inhalte
- Mechanismus zur **Feststellung der IP-Adresse** des Angerufenen
  - Dynamisch per DHCP oder Anrufer nutzt unterschiedliche Geräte mit unterschiedlichen IPs
- Mechanismus zum **Verbindungsmanagement**
  - Änderungen der Kodierung, Hinzufügen neuer Multimedia-Streams und neuer Nutzer, Anrufweiterleitung
- Verbindungsaufbau:
  - INVITE-Message** per *well-known* Port 5060 über UDP oder TCP
    - Enthält Informationen des Anrufers und des Angerufenen, zur gewünschten Kodierung und zum gewünschten Port
  - SIP-Response** enthält Status-Code, Kodierung und Port
  - SIP-Acknowledgement**
    - Anschließend Audio-Verbindung über RTP-Protokoll über separate Verbindung zwischen ausgehandelten Ports (willkürlich 38060 und 48753)
- Syntax ähnlich HTTP - menschenlesbar, mit Ressource, Version, Methode
 

```
INVITE sip:08413708048@fritz.box:5060 SIP/2.0
Via: SIP/2.0/UDP 192.168.56.1:52953
From: sip:623@fritz.box;tag=aab36c6cb0dbbc46898c473859b
To: sip:08413708048@fritz.box
Call-ID: c92f5ab1b9ed4a25bc450368f60bd240
CSeq: 16918 INVITE
Allow: PRACK, INVITE, ACK, BYE, CANCEL, UPDATE, (...)
Content-Type: application/sdp
Content-Length: 459
...
```

## SIP Adressen

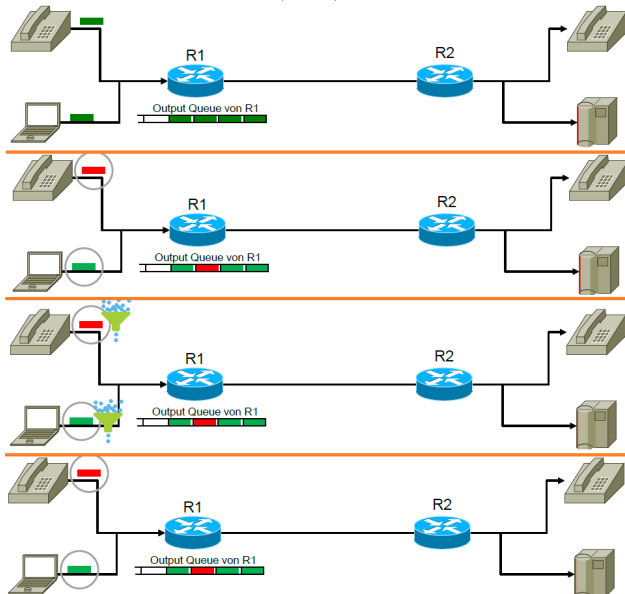
- o Direkte Angabe der IP-Adresse: *sip:bob@193.64.210.89*
- o Angabe einer eindeutigen Identifikation, die aufgelöst werden kann z.B. E-Mail: *sip:bob@domain.de* oder Telefonnummer
- o SIP-Adressen können in Webseiten eingebettet werden

## Auffinden der Nutzer



- o Wie gelangt die *INVITE*-Nachricht zum Nutzer, wenn dessen IP nicht bekannt (*jim@umass.edu* → *keith@poly.edu*)?
- o Nachricht geht zuerst an **SIP Proxy**
  - Lokaler Ansprechpartner, dessen SIP Response aktuelle IP-Adresse enthält
- o *SIP-Proxy* fragt nach bei **SIP Registrar**
  - Jede SIP-Applikation meldet sich bei Start über *SIP REGISTER* bei seinem Registrar:  
REGISTER sip:fritz.box:5060 SIP/2.0  
...  
From: <sip:623@fritz.box>;tag=c194fd67348a4b8b7  
To: <sip:623@fritz.box>  
...  
Expires: 300
  - Registrar kennt daher immer aktuelle IP-Adresse zum Gerät

## 1.4.8 Quality of Service (QoS)



- o Netzwerkunterstützung für Multimedia, **Beispielszenario:**

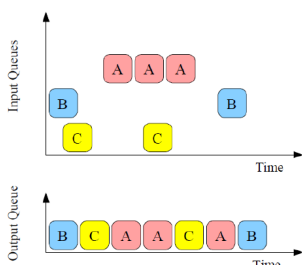
- starker Traffic von Notebook an Server
- Datenverkehr über Leitung  $R_1 \rightarrow R_2$
- Output-Queue von  $R_1$  füllt sich ⇒ Audio-Aussetzer über VoIP-Telefon
- Markierung von Paketen an den Enden des Netzwerkes
  - Router kann unterschiedliche *Traffic Classes* unterscheiden
  - Paketbehandlung im Router hängt von Markierung (= Klasse) ab
- Umgang mit Applikationen, die sich nicht an die Regeln halten
  - z.B. VoIP Telefon mit höherer Rate als vorgesehen
  - Überwachung (*Policing*) der einzelnen Klassen
  - Isolierung und Schutz der einzelnen Traffic-Klassen
- Feste Zuordnung der Bandbreite wäre ineffizient
  - Trotz Isolation der Klassen sollen nicht genutzte Ressourcen von anderen Klassen verwendet werden können

## Scheduling

- o Auswahl des nächsten zu sendenden Paketes (z.B. *QoS Scheduler* in  $R_1$ )
- o Möglichkeiten bei voller Queue vorzugehen:
  - **Tail-Drop:** neu angekommenes Paket verwerfen
  - **Priority:** Paket mit geringster Priorität verwerfen
  - **Random:** Zufälliges Paket verwerfen

## First-In First-Out (FIFO):

Beispiel: Einfaches FIFO



- o **Einfaches FIFO**
  - Pakete in Reihenfolge des Empfangs versenden
  - Zeitlich zuerst Empfangenes Paket wird auch zuerst versendet
- o **Priority Queues**
  - Mehrere Klassen mit unterschiedlichen Prioritäten
  - Separate Warteschlangen (*Queues*) für jede Priorität
  - Paket aus befüllter Queue mit höchster Priorität wird gesendet
  - Pakete gleicher Priorität werden nach FIFO gescheduled

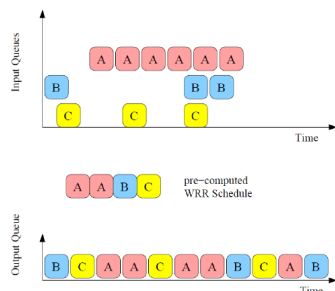
**Generalized Processor Sharing (GPS):**

- **Modell eines idealen Schedulers**

- Jedem Datenstrom wird Gewicht  $w_i$  mit  $0 \leq w_i \leq 1$  zugeordnet
- Summe aller Gewichte ist 1:  $\sum_i w_i = 1$
- Jedem Datenstrom wird Ressourcenanteil entsprechend seines Gewichtes zugeordnet
- Nutzt ein Datenstrom seine Ressourcen nicht, so werden sie auf andere aufgeteilt: *work conserving*
- Theoretisches Modell - kann in real paketbasierten Netz nur angenähert werden da zu einem Zeitpunkt nur ein Paket gesendet werden kann

**Weighted Round Robin (WRR):**

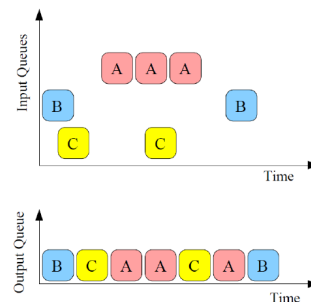
Beispiel: Weighted Round Robin  
mit  $w_A=0,5$ ;  $w_B=0,25$ ;  $w_C=0,25$



- Vorberechnung einer sich periodisch wiederholenden Zuteilung von Ressourcen an die Klassen/Datenströme
- Klassen kommen entsprechend ihrer Gewichte häufiger bzw. weniger häufig in WRR Schedule vor
- Zyklisches Prüfen der Klassen nach WRR Schedule → kann nun Paket senden
- Klasse, die nichts zu senden hat, wird übersprungen

**Weighted Fair Queuing (WFQ):**

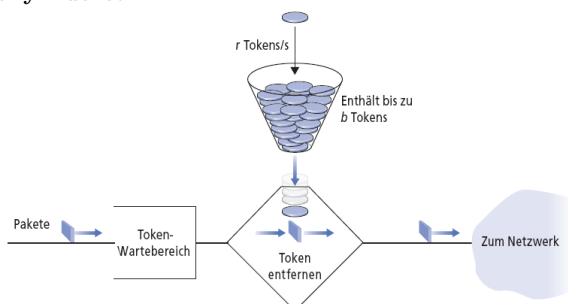
Beispiel: Weighted Fair Queuing  
mit  $w_A=0,5$ ;  $w_B=0,25$ ;  $w_C=0,25$



- Verallgemeinerung von WRR und paketbasierte Approximation von GPS
- Im Gegensatz zu WRR keine Vorberechnung der Schedule sondern stellt sicher, dass Klasse  $i$ , die im Intervall senden wollte, mindestens Bruchteil  $\frac{w_i}{\sum_j w_j}$  der Ressourcen erhält

**Policing Mechanismen:**

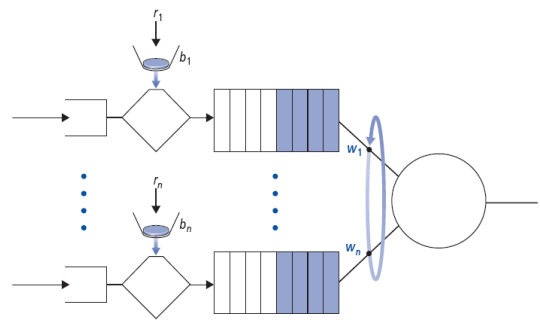
- Ziel ist Überwachung einer Klasse und Regeln der Raten, mit der diese Pakete einspeist
- Kriterien sind
  - **Durchschnittliche Rate:** Pakete pro Zeitintervall
  - **Maximale Rate** als oberes Limit
  - **Burst-Größe:** maximale Anzahl von Paketen, die innerhalb eines sehr kurzen Zeitraumes (ohne Pause) gesendet werden dürfen

**Leaky Bucket:**

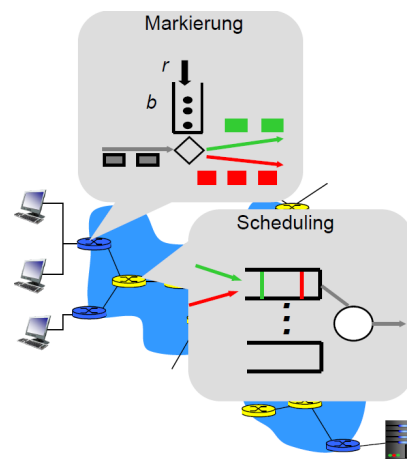
- Virtuelle Token werden mit fester Rate  $r$  generiert  
→ Limitiert *Durchschnittliche Rate*
- Jedes Paket benötigt genau einen Token zum Versand
- Token Bucket kann bis zu  $b$  Tokens aufnehmen → Limitiert *Burst-Größe*
- Insgesamt wird garantiert, dass innerhalb eines Zeitintervalls der Länge  $t$  die Anzahl der ins Netzwerk eingespeisten Pakete  $\leq r \cdot t + b$  ist

**Leaky Bucket kombiniert mit WFQ:**

- *Leaky Bucket* limitiert Anzahl der in Warteschlange eingespeisten Pakete
- *WFQ* garantiert für jede Klasse eine bestimmte Mindestrate
- Ergibt beweisbare Maximalverzögerung → **Quality of Service Garantie**

**1.4.9 Differentiated Services (DiffServ)**

- Architektur zur Bereitstellung qualitativer Dienstklassen, ohne Zusage quantitativer Parameter
- Skalierbar:
  - **Einfache Funktion im Kernnetz:** per Hop Verhalten (*Per-Hop Behaviour - PHB*) des Routers basierend auf Paketmarkierungen
  - **Komplexe Funktionen am Rand des Netzes** (*Edge Router*) mit Paketklassifikation, Markierung und Traffic Policing



- **Edge Router** mit *Leaky Bucket*
  - Traffic Management pro Datenstrom (Quelle-Ziel Verbindung)
  - Markiert Pakete (*in-profile/out-profile*)
- **Core Router** mit *WFQ*:
  - Traffic Management pro Klasse (→ Markierung) sowie Buffering/Scheduling
  - Stellt relative *QoS* unter den Klassen sicher

- Markierung vom Paketen (Klassenzugehörigkeit) erfolgt in **IP-Header** im *Type of Service (TOS)* Feld (IPv4) bzw. im *Traffic Class (TC)* Feld (IPv6) mit Eintragung eines *Differentiated Services Code Point (DSCP)* als **6-Bit Wert**
- Zwei Unterschiedliche **Per Hop Behaviours**:
  - **Expedited Forwarding:** Verkehrsrate einer Klasse entspricht oder übersteigt voreingestellte Rate am Router
  - **Assured Forwarding:** 4 Verkehrsklassen, jeweils 3 Kategorien für Verwerfen bei Überlast, mit garantiert minimaler Bandbreite

**1.4.10 Integrated Services (IntServ)**

- Garantiert Datenrate/Dienstgüte, die erfordern:
  - **Ressourcenreservierung:** Zuteilung der benötigten Ressourcen bei Verbindungsaufbau von Datenstrom
  - **Call Admission:** Abweisung eines Datenstroms bei Anforderung von nicht mehr verfügbaren Ressourcen
  - **Verbindungsaufbausignalisierung** (Call Setup): Ressourcen werden entlang des Pfades (d.h. bei jedem Router) von Quelle zu Ziel reserviert (per Hop Allokierung) → Resource Reservation Protocol (*RSVP*)