Karlsruher Institut für Technologie

# Next Generation Internet

## 10. Peer-to-Peer (P2P)

INSTITUT FÜR TELEMATIK

# Überblick Kapitel 10

## I. Einführung

1. Einführung

## II. Internet-Architektur

2. Internet-Architektur
3. NAT & IPv6
4. Dienstgüte

## III. Multicast

5. Grundlagen
6. Multicast Routing
7. Multicast Transport

## IV. Flexible Dienste und Sel

8. Neuere Transportprotokolle
9. Aktive Netze
10. Peer-to-Peer

- 10.1 Motivation und Überblick
- 10.2 Unstrukturierte Overlays
- 10.3 Strukturierte Overlays
- 10.4 Verteilte Hash-Tabellen
- 10.5 Dezentrales Bootstrapping

# 10.1 Motivation und Überblick

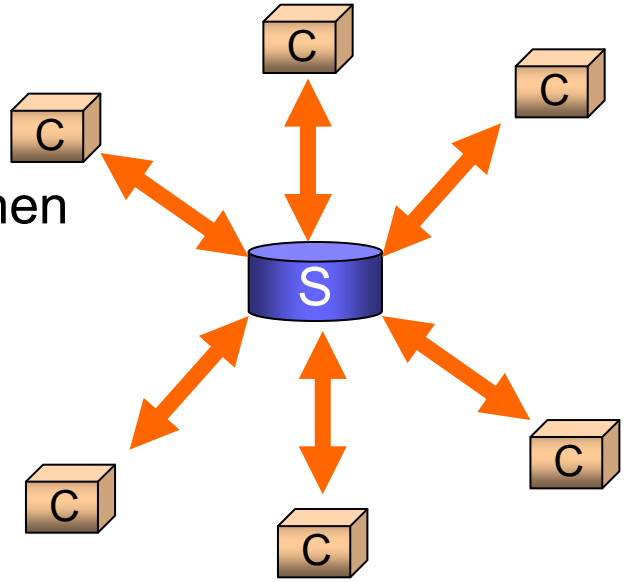
- Was ist Peer-to-Peer? – Gute Frage!
  - Verschiedene Definitionen/Erklärungen kursieren
  - File-Sharing (Bittorrent, Edonkey, Gnutella, …)
    - Hierdurch wurden Peer-to-Peer-Netze populär, aber nur eine P2P-Anwendung, vor allem oft kein reines P2P
  - “Die Zukunft des Internets”
    - eher übertrieben, denn Internet war immer P2P-orientiert (Ende-zu-Ende-Prinzip)
    - nicht alle Ansätze wirklich neu
    - Killeranwendung? (Bandbreitenbedarf, NAT- und Adress-Problematik)
- Die Einsicht, dass Client/Server nicht alles kann
  - ein Teil der Wahrheit...

# 10.1 Peer-to-Peer Paradigma?

- Ein Paradigma, das …
  - … neue Möglichkeiten für das Internet eröffnet
  - … lange diskutierte Probleme lösen kann
  - … aber auch viele Fragestellungen aufwirft
    - vor allem bezüglich Sicherheit, sowie Rechtsfragen
- Rein begrifflich: „Peer-to-Peer (P2P)“ im Gegensatz zu „Client/Server“ weist auf gleichberechtigte Partner hin
- Macht sich zu Nutze, dass die Intelligenz in den Endsystemen sitzt (Ende-zu-Ende-Argument)
- Am Netzrand ist Innovation jederzeit möglich!

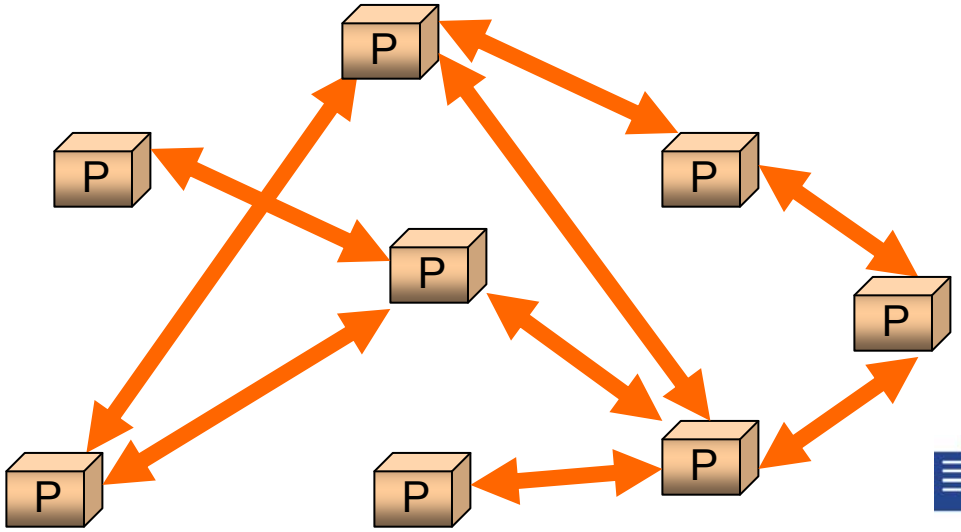
# Client/Server-Paradigma

- Traditionell: Client/Server
  - Verkehrsaufkommen
    - Konzentration am Server; Unterlast in anderen Netzteilen
    - Asymmetrischer Verkehr
    - Erhöhung der Bandbreiten nutzt nur an wenigen Stellen im Netz
    - Problem der Skalierbarkeit (Speicherplatz, Rechenleistung)
  - Information im Netz
    - World Wide Web Request/Response-Protokoll: HTTP
    - Inhalt nicht komplett von Suchmaschinen erfasst bzw. erfassbar
  - Ungenutzte Ressourcen
    - CPU, Speicherplatz, Information
  - Server ist Single-Point-of-Failure



# Definition von Peer-to-Peer-Systemen

- Definition von Clay Shirky:
  - „P2P is a class of applications that takes advantage of resources – storage, cycles, content, human presence – available at the edge of the Internet. Because accessing these decentralized resources means operating in an environment of unstable connectivity and unpredictable IP addresses, P2P nodes must operate outside the DNS system and have significant or total autonomy from central servers.“



# Definition von Peer-to-Peer-Systemen

- Peer-to-Peer-System = Verteiltes System bzw. Anwendung charakterisiert durch
  - Interaktion von (gleichberechtigten) Endsystemen (Peers)
  - Gemeinsame Nutzung von Ressourcen in Endsystemen
  - Keine zentrale Kontrolle oder Nutzung zentraler Dienste
  - Gleichberechtigte und autonome Systeme
  - Selbstorganisation des Systems

# Eigenschaften von Peer-to-Peer-Systemen

- Interaktion von Endsystemen
  - Diensterbringung durch direkte Kooperation der Endsysteme
  - Minimale Anforderungen an Infrastruktur (Netzwerk, Dienste)
  - Einfache Umsetzung
- Gemeinsame Nutzung der Ressourcen in Endsystemen
  - Umgehung des Flaschenhalses einer zentralen Realisierung
  - Redundanz durch Verteilung und/oder Replikation

# Eigenschaften von Peer-to-Peer-Systemen

- Keine Nutzung zentraler Dienste
  - Ausfallsicherheit, Skalierbarkeit
  - Heimanwender werden selbst zu Dienstanbieter
- Alle Peers sind gleichberechtigt
  - Diese Aussage trifft nicht immer zu
  - Es gibt Peers mit besonderen bzw. speziellen Aufgaben
- Besser formuliert:
  - Dynamische Aufteilung der Aufgaben zwischen Peers
  - bei gemeinsamer, verteilter Diensterbringung
- Warum?
  - Server sind “Single point of failure”, außerdem oft ungenutzte Ressourcen in Endsystemen

# Definition von Peer-to-Peer-Systemen

- Selbstorganisation des Systems
  - zentrale Eigenschaft von Peer-to-Peer-Systemen
  - Impliziert durch vorherige Eigenschaften

- Definition eines Peer-to-Peer-Systems:

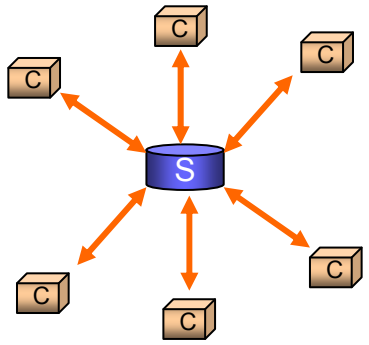
**Selbstorganisierendes System gleichberechtigter, autonomer Systeme ohne Nutzung zentraler Dienste auf der Basis eines unzuverlässigen Netzwerks.**

# Folgen der Definition (Beispiele)

- Keine echten P2P-Systeme:
  - Napster
    - Zwar Nutzung verteilter Ressourcen, aber zentraler Server
  - SETI@Home
    - Nutzung verteilter Rechenleistung, aber sonst Client-Server
- Echte P2P-Systeme:
  - Bittorrent
    - Aktuelle Filesharing-Applikation (trackerless)
  - Gnutella
    - Vollständig selbstorganisierend (leider nicht skalierbar)
  - Distributed Hash Tables – DHT
  - Aber auch IP-Routing
    - IP-Knoten als Endsysteme, Links als Nachrichtendienst

# Klassifikation von Peer-to-Peer-Systemen

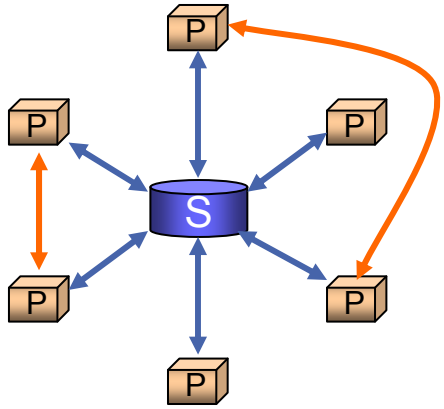
- Client-Server
  - Klassische Rollenverteilung
  - Keine Interaktion zwischen Clients




Beispiele:

- WWW
- DNS

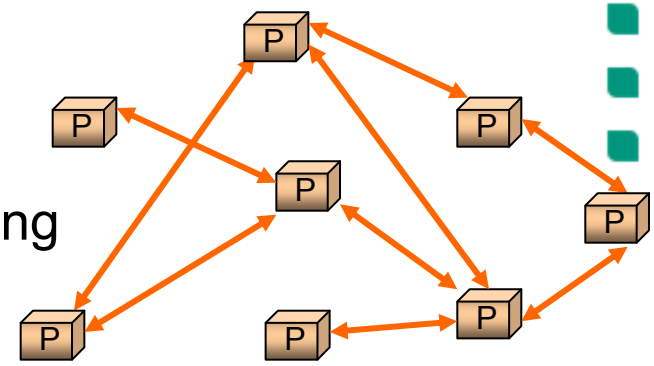
- Hybrides P2P-System
  - Gemeinsame Nutzung verteilter Ressourcen
  - Interaktion zwischen Peers
  - Einsatz von Servern zur Koordination




- Seti@Home
- Distributed.net

- Napster
- ICQ
- AIM (AOL)

- Reines P2P-System
  - Vollständige dezentrale Organisation und Nutzung der Ressourcen




- Gnutella
- Freenet
- DHT-Anwendungen (Past, i3,Ocean-Store, ...)

# Peer-to-Peer-Networking und Overlay-Netzwerke

- Peer-to-Peer-Networking ≠ Overlay-Netze
  - Definition Overlay-Netz:
    - “Zwei Anwendungen kommunizieren über einen anderen Pfad, als durch die Netzwerkschicht vorgegeben wird”
    - Logisches Netz über unterliegender Topologie
  - Eigene Wegewahl, oft eigene Adressierung
  - Organisationsform: strukturierte/unstrukturierte Overlays
  - P2P-Anwendungen benutzen meistens Overlay-Netze
    - DHTs, Gnutella, …
  - P2P-Anwendungen ohne Overlay:
    - Ad-hoc-Netze
  - Overlay-Netze, die nicht P2P sind:
    - VPNs, MPLS, DiffServ, etc.

# Peer-to-Peer (P2P)

- Wann ist eine Anwendung P2P?
  - 1. Kann die Anwendung mit dynamischen Verbindungen und temporären Netzadressen umgehen?
  - 2. Sind die beteiligten Endsysteme am Rand des Netzes größtenteils autonom?
  - Falls die Antwort auf beide Fragen „Ja“ ist, so handelt es sich um eine P2P-Anwendung. Falls die Antwort zu einer der Fragen „Nein“ ist, so ist die Anwendung nicht P2P.


[10.0.2]

# Ist P2P neu?

- P2P war die ursprüngliche Idee des Internet
  - Vernetzung gleichwertiger Teilnehmer/Endsysteme
  - Jedes Endsystem stellt Dienste bereit
  - Unzuverlässige Infrastruktur (früher waren Ausfälle problematisch – heute eher Attacken, Mobilität, DHCP)
  - Vollständige Selbstorganisation
  - Internet-Routing (BGP) arbeitet nach Peer-to-Peer-Prinzip
    - Router organisieren selbstständig Erreichbarkeit
    - Router sind autonom und weder Client noch Server
  - Internet war/ist „Overlay“ über Telefonnetz
- Beispiele
    - E-Mail
    - Usenet
      - keine zentrale Kontrolle
      - Kopieren von Dateien (Mail, News, usw.) zwischen Computern
    - DNS (P2P mit hierarchischer Organisation)

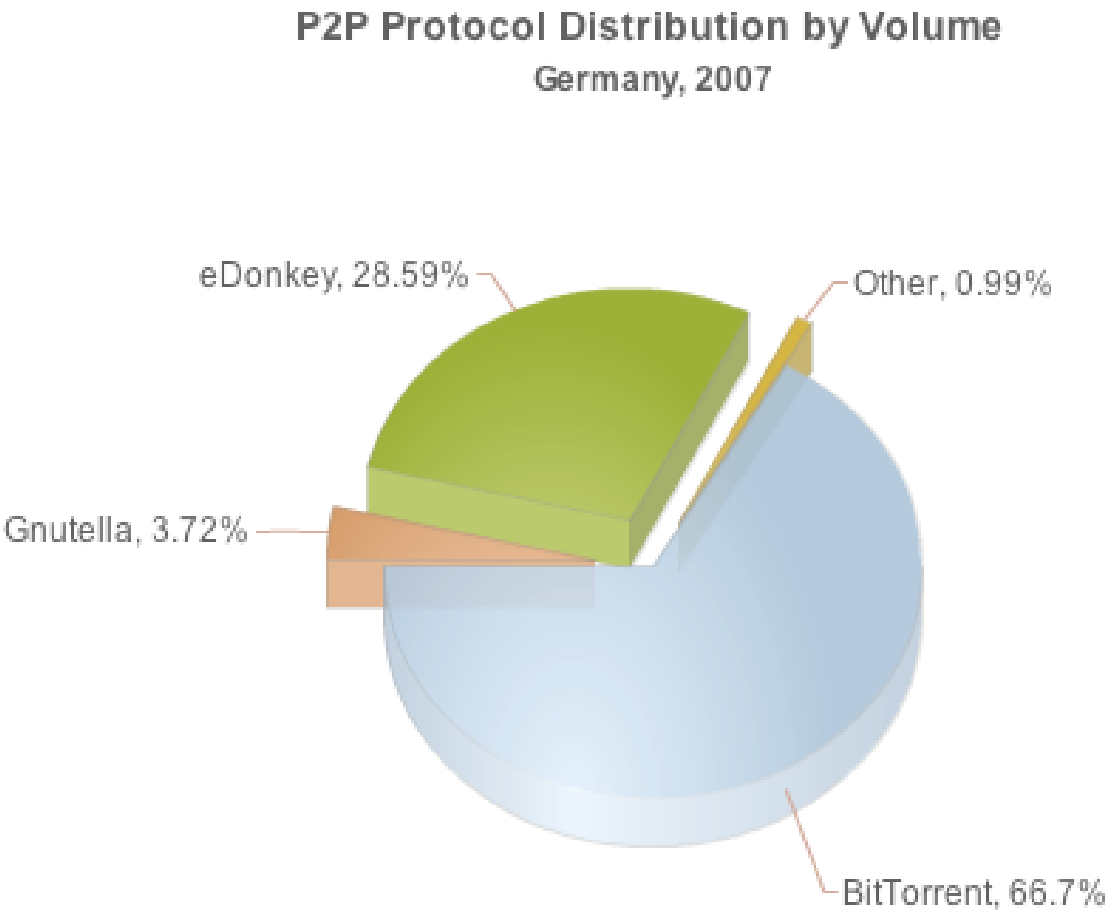
  → aber dann kam erst einmal Client/Server (Siegeszug des WWW)...

# P2P-Anwendungen

- File Sharing
  - BitTorrent
  - eDonkey (eMule)
  - Gnutella
  - FastTrack (KaZaA, Morpheus, ...)
- Distributed Computation
  - Popular Power
  - SETI@home
  - Distributed.net

- auch Instant Messaging, verteilte Verzeichnis- oder Collaborationsdienste

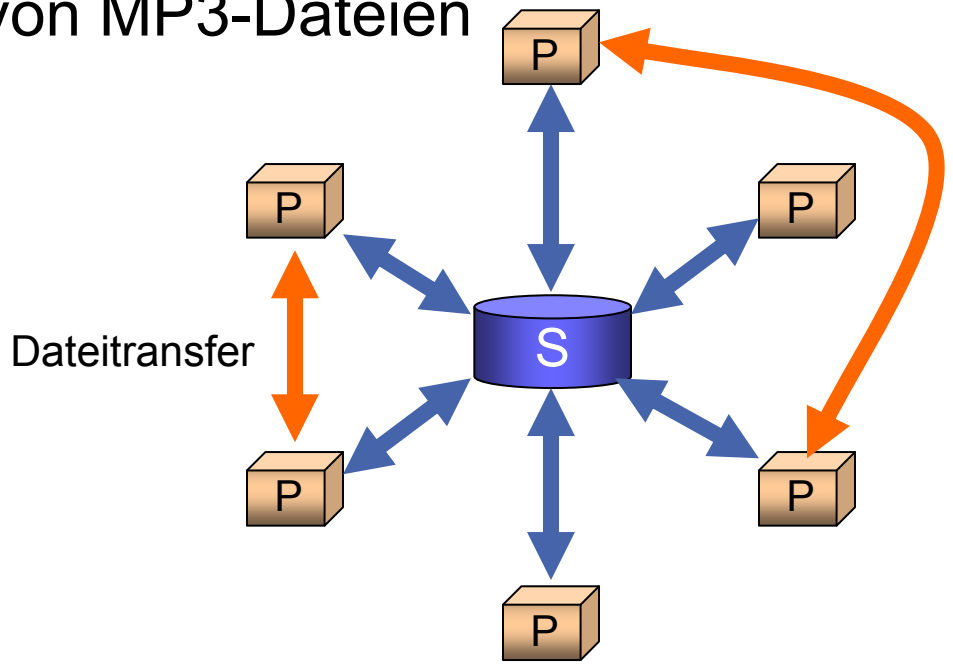
# Vergleich P2P-Anwendungen




[ipoque GmbH, 2007]

# P2P-Anwendungen – Napster

- Erste „P2P“-Killer-Applikation (1999–2001)
  - Austausch von MP3-Dateien



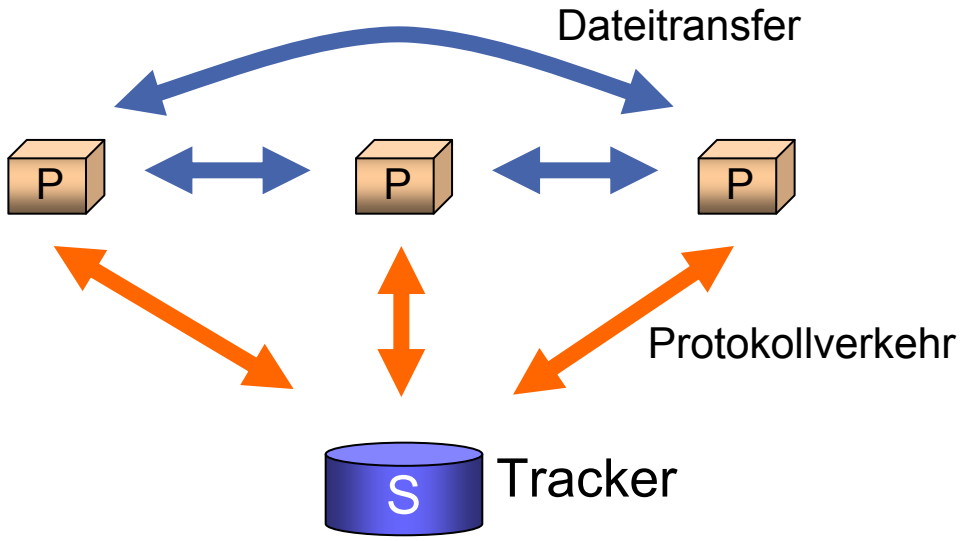

- Zentraler Verzeichnisserver – also kein echtes P2P
  - Verwaltet Adressen und Dateilisten der Peers
  - Speichert Dateien nicht selbst

# 10.2 Unstrukturiertes Overlay BitTorrent

- BitTorrent (Datensturzflut)
  - Aktuell sehr weit verbreitete File-Sharing-Anwendung (bis zu 50% am P2P-Datenaufkommen)
- Sprung in die Legalität
  - Softwareverteilung (Red Hat, Novell, Blizzard)
  - Legale Medieninhalte (Videos)
  - Aber auch noch jede Menge illegale Inhalte
- Lokalisierung einer Datei über .torrent-Datei
  - Kann z.B. auf Webseite veröffentlicht werden
  - Enthält Informationen über zugehörigen Tracker

# Tracker Mode

- Hybride Variante
  - Indexverwaltung auf zentralen Server (Tracker)
  - Tracker verantwortlich für alle Peers (Schwarm), die Interesse an einer bestimmten Datei haben
  - Konzept sehr ähnlich zu Napster, nur effizienter (Datei ist bei allen Mitgliedern des Schwarms verfügbar)



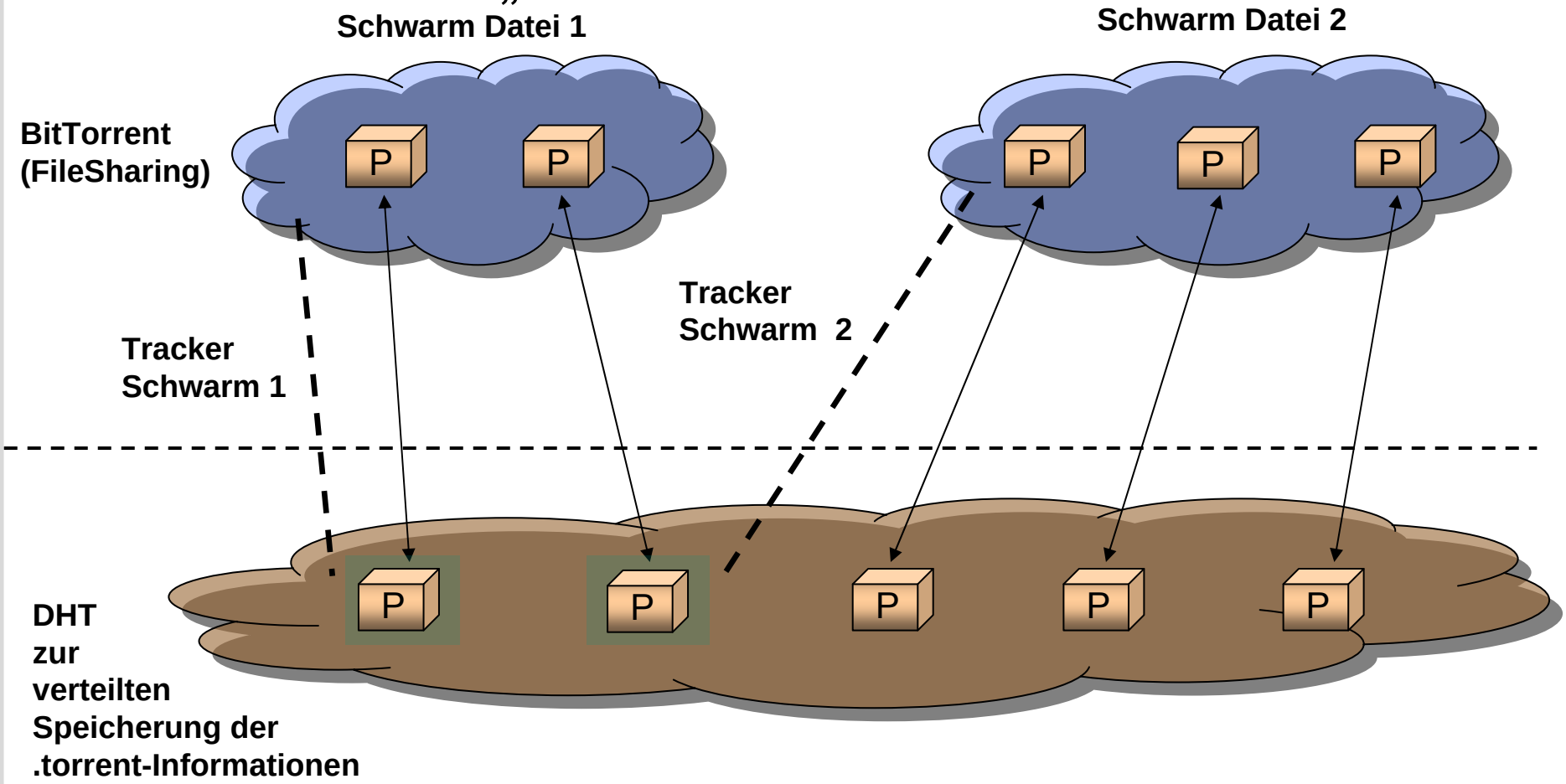
# Trackerless Mode (1)

- Erweiterung um Trackerless Mode (ab 2005)
  - Keine Abhängigkeit von Servern (Trackern)
  - Rechtlich nicht mehr leicht angreifbar

- Nutzung einer verteilten Hash-Tabelle auf Basis eines Kademlia-Overlays
  - Alle Peers bilden gemeinsames Overlay zur Speicherung und Verwaltung von .torrent-Dateien

# Trackerless Mode (2)

- Jeder Peer in „zwei“ Netzen

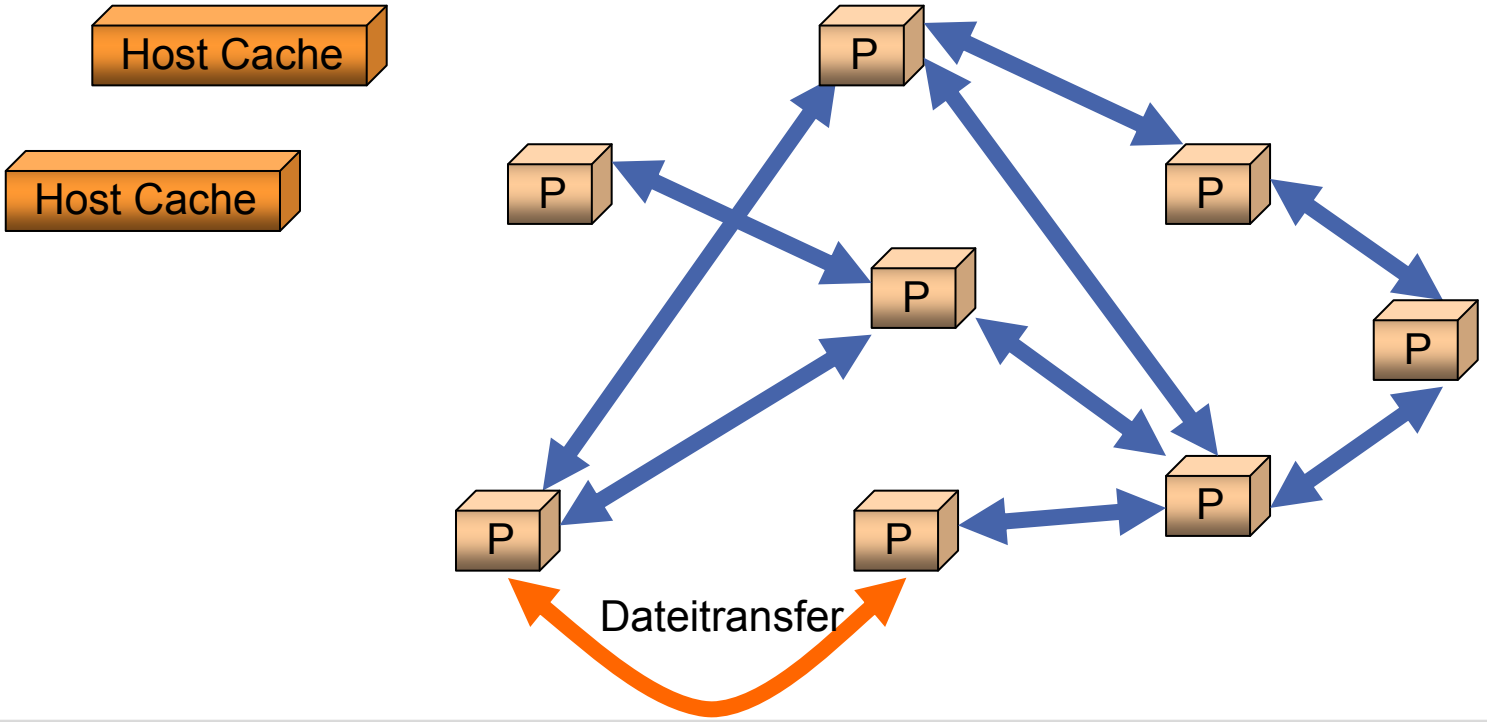


# Zusammenfassung BitTorrent

- Sehr hohe akkumulierte verfügbare Bandbreite
  - sehr hohe Skalierbarkeit
  - Hohe Robustheit
- Trotzdem hohe Effizienz
  - Jede Datei wird in Stücken von verschiedenen Peers parallel runtergeladen
  - Damit gute Auslastung trotz geringerem Upload
- Weitere Entwicklungen
  - Verschleierung (keine Drosselung durch ISPs)
  - Anonymität (TOR-Unterstützung)

# 10.2.1 Unstrukturiertes Overlay Gnutella

- Eigenschaften
  - Dezentrales Filesharing (ab 2000)
    - Host Caches stellen Einstiegspunkte in das P2P-Netz zur Verfügung
  - Unterstützt beliebige Dateiformate
  - Peers heißen hier Servents (Kombination aus Server und Client)



# Funktionsweise

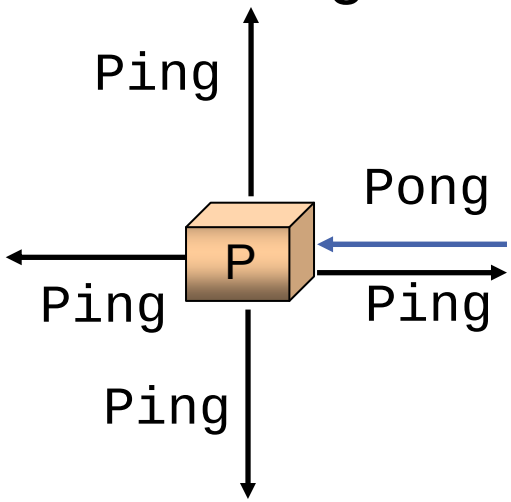
- Peers durch TCP-Verbindungen verbunden
- Anfragen werden über das Gnutella-Netz geflutet
- Erkennung von Routingschleifen durch pseudo-eindeutige Message-ID (UUID)
- Begrenzung des „Horizonts“ durch TTL
- Antworten werden auf Basis der UUID geroutet

# Protokoll: Bootstrapping

- Initiales Verbinden mit dem Gnutella-Netz (Bootstrapping)
  - Geschieht durch Verbinden mit einem beliebigen Peer innerhalb des Netzes
    - Das Auffinden eines solchen Peers ist nicht Teil des Gnutella-Protokolls
  - Host Caches stellen Listen mit Peers bereit
    - Standard-Host Caches sind im Gnutella-Servent meist vorkonfiguriert
    - Weitere Host Caches werden z.B. auf Webseiten veröffentlicht

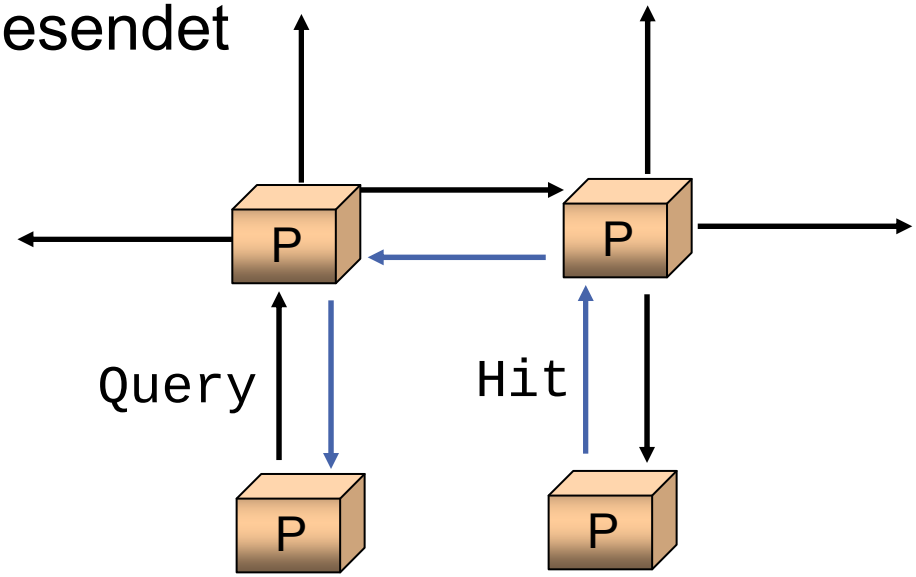
# Protokoll: Ping/Pong

- Entdecken von neuen Peers
  - Jeder Peer besitzt dynamische Liste mit Nachbarn
  - Entdecken von Nachbarn durch periodische `Ping`-Nachrichten
    - Empfänger senden daraufhin `Pong`-Nachricht zurück
  - Passives Mithören von `Ping`/`Pong`-Nachrichten



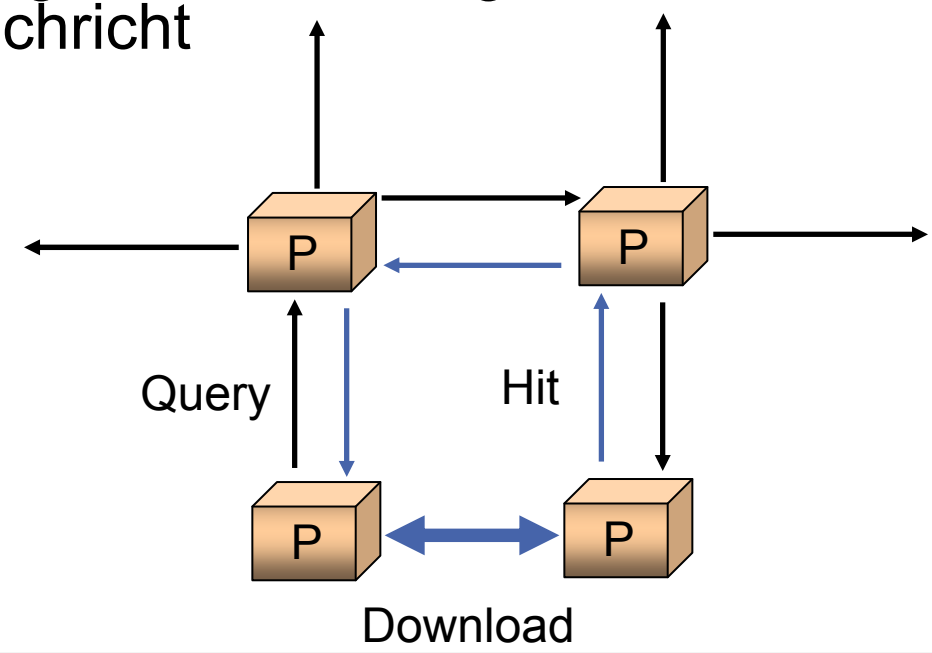
# Protokoll: Query/Hit

- Suche nach Dateien
  - Peer sendet eine `Query`-Nachricht
  - Alle Empfänger vergleichen Anfrage mit ihren lokalen Dateien
  - Bei einem Treffer wird eine `QueryHit`-Nachricht zurück gesendet



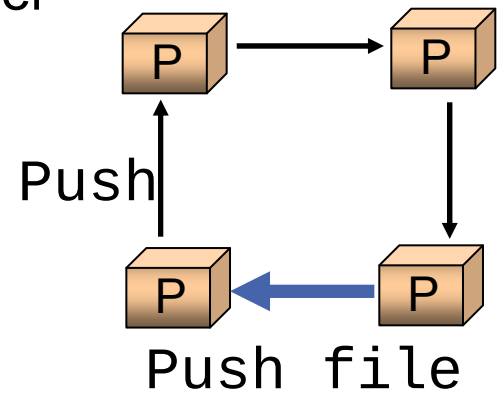
# Protokoll: Download

- Download von Dateien
  - Peer baut direkte Verbindung außerhalb des Gnutella-Netzes auf
  - Download durch „GET HTTP“-Anfrage
  - Problem: Firewalls blockieren ankommende Verbindungen → Initiierung des Downloads durch Push-Nachricht



# Protokoll: Push

- Push-Nachricht
  - Empfänger der QueryHit-Nachricht sendet über Gnutella-Netz Push-Nachricht an Peer hinter einer Firewall
  - Empfänger der Push-Nachricht initiiert Upload der angeforderten Datei
  - Funktioniert nicht, wenn sich beide Peers hinter einer Firewall befinden




- Problem: Ausnutzung für DDoS-Angriffe
  - Fälschen der Quelladresse in Push-Nachricht mit Adresse des Angriffsziels (Spoofing)
  - Versenden vieler solcher Nachrichten an mehrere Peers (Reflektoren)
  - Reflektoren versuchen nun eine Datenverbindung zum Angriffsziel aufzubauen
  - Rückverfolgung durch komplexe Weiterleitung im Gnutella-Netz sehr schwierig

# Skalierbarkeit

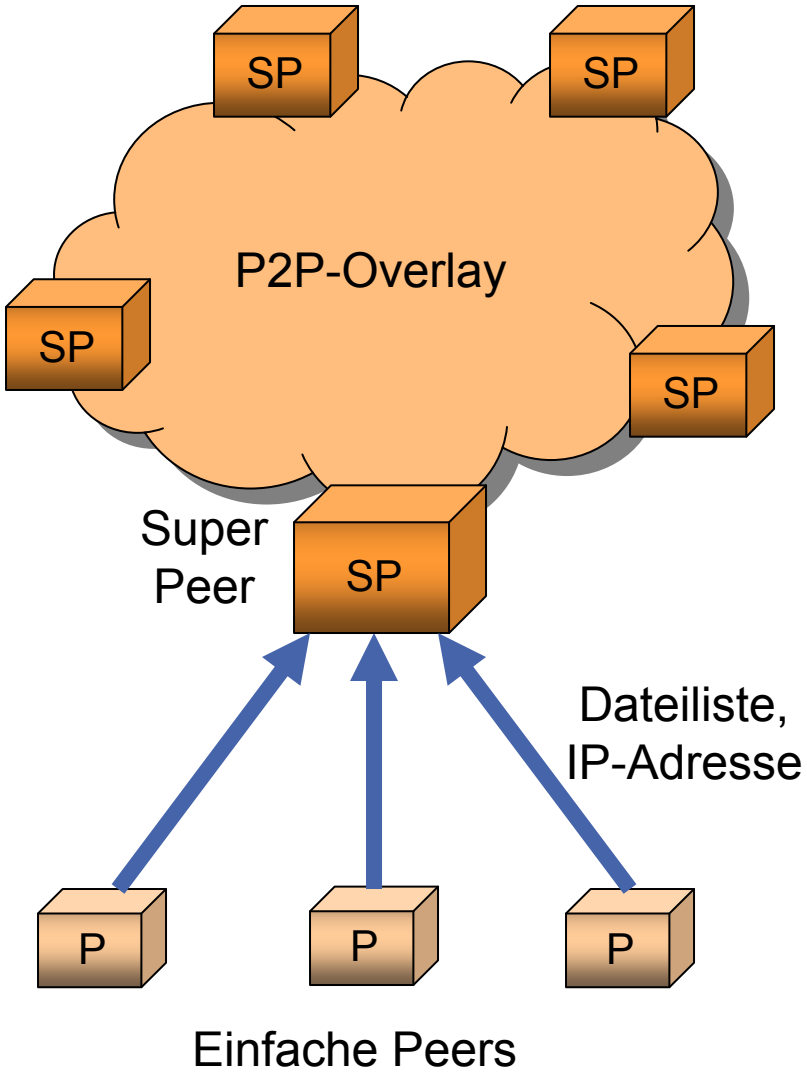
- 1. Gnutella-Generation
  - Zusammenbruch des Gnutella-Netzes im August 2000
- 2. Gnutella-Generation
  - Anzahl der Verbindungen eines Peers werden der verfügbaren Bandbreite angepasst
  - Abbruch von Verbindungen zu überlasteten Peers
  - Skalierbarkeit immer noch nicht zufriedenstellend
- 3. Gnutella-Generation
  - Einführung von Hierarchien
  - „Super-Peers“ übernehmen Netzlast für schmalbandig angebundene Peers
  - Kein reines P2P mehr
  - Architektur ähnlich wie bei FastTrack


[10.0.4, 10.2.2]

# FastTrack

- Wird benutzt von Morpheus, KaZaA, ...
- Erweiterung von Gnutella
- Super Peers
  - Einfache Peers haben nur Verbindungen zu einigen wenigen Super Peers
  - Einfache Peers teilen Super Peer ihre IP-Adresse und Dateiliste mit
  - Super Peers agieren als Proxy für einfache Peers
    - Anfragen an einfache Peers können von Super Peer beantwortet werden
    - Entlastung der einfachen Peers
  - Peers werden je nach verfügbarer Bandbreite und CPU-Leistung zu Super Peers bestimmt
    - Konfigurierbar

# FastTrack


SP
SP
P2P-Overlay
SP
SP
Super
Peer
SP
Dateiliste,
IP-Adresse
P
P
P
Einfache Peers

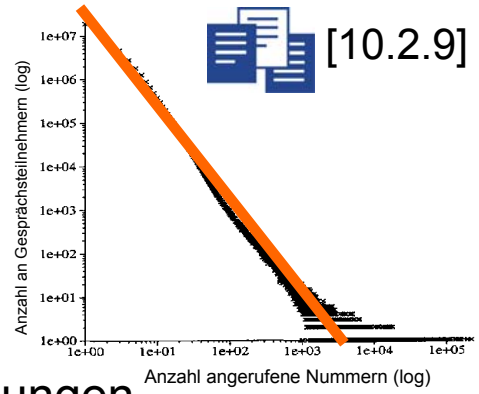
# Gnutella Analysen

- Analysen
  - fast alle Broadcast-Nachrichten erreichen fast alle Knoten  [10.0.7]
  - Mittlere Anzahl von Verbindungen pro Knoten ist gleichgeblieben, auch wenn das Netz um zwei Größenordnungen gewachsen ist
  - Topologie
    - „Power Law Netz“
    - Knoten mit vielen Verbindungen werden stark belastet
  - Viel Overhead, wenig Netzverkehr
    - Benötigte Bandbreite pro Request wächst linear mit der Netzgröße
    - Nur 36% des Verkehrs für Query-Nachrichten
    - 55% für Ping und Pong
    - 9% für Push
    - → Anpassungen des Protokolls lösen dieses Problem teilweise
- Pfadlänge und Bandbreite
  - Mittlere Pfadlänge wächst logarithmisch mit der Netzgröße  [10.0.2]
  - Benötigte Bandbreite pro Request wächst linear mit der Netzgröße
    - Nachteil von TCP-Broadcast

# Small World Netze

- Power-Law-Eigenschaft
  - Unabhängig von Netzgröße und Zeitpunkt
  - Anzahl der Knoten mit L Kanten ist proportional zu $L^{-k}$
    - $k > 0$ ist eine Netz-spezifische Konstante
  - Bedeutet: Die Mehrheit der Knoten besitzen relativ wenige Verbindungen
    Einige wenige Knoten besitzen aber sehr viele Verbindungen

[10.2.9]




- Fehlertoleranz
  - Robust gegen zufällige Ausfälle
    - Zumeist sind Knoten mit nur wenigen Verbindungen betroffen
  - Anfällig gegen gezielte Angriffe auf Knoten mit vielen Verbindungen
- Problem
  - Small World Netze garantieren nur die Existenz von kurzen Wegen zwischen beliebigen Ecken
  - Der Routingalgorithmus muss diese Wege auch finden!
  - Vor allem die wenigen Knoten mit vielen Verbindungen spielen dabei eine große Rolle

[10.2.2, 10.2.9, 10.2.15]

# Weitere Probleme

- Free Rider
  - Egoistische Teilnehmer, die Dateien herunterladen und keinen eigenen Beitrag leisten
  - Problem existiert in großen anonymen Gemeinschaften
  - Resultate von Adar/Hubermann
    - 70% der Gnutella-Teilnehmer bieten keine Dateien zum Download an
    - Fast 50% aller Anfragen werden von nur 1% der Peers beantwortet

 [10.1.7]

  - Lösungen
    - Download für einen Peer nur ermöglichen, wenn dieser auch Ressourcen teilt
      - Problem: Überprüfbarkeit, Qualität der angebotenen Inhalte
    - Micropayment

# 10.3 Strukturierte Overlay-Netze

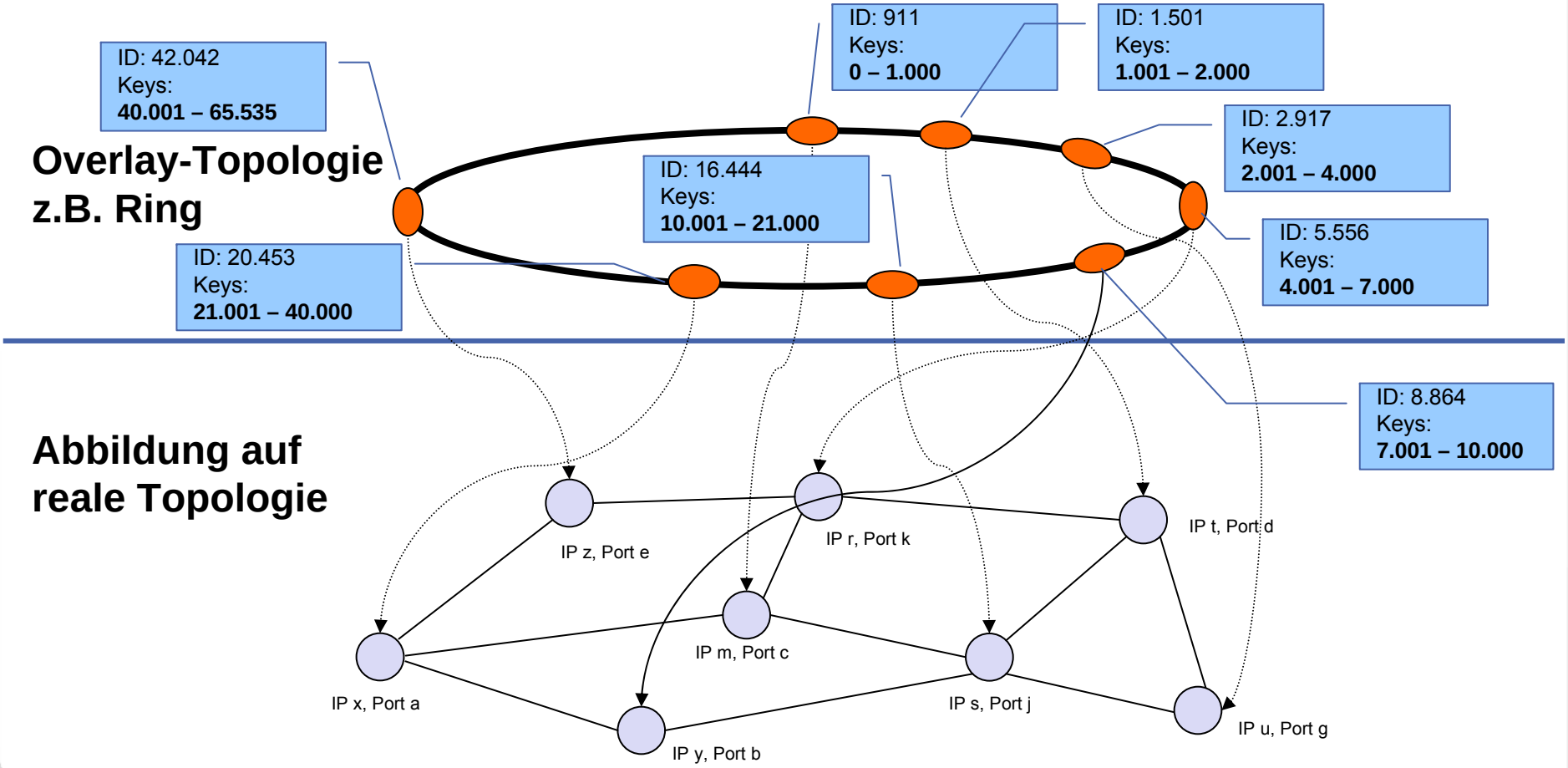
- Definitionen Overlay:
  - “Zwei Anwendungen kommunizieren über einen anderen Pfad, als durch die Netzwerkschicht vorgegeben wird”
  - Logisches Netz über unterliegender Topologie (Underlay)
  - Eigene Wegewahl, oft eigene Adressierung
- Strukturierte Overlay-Netze
  - Aufbau der Topologie folgt einer festen Regel → dadurch deterministisches Routing möglich
  - Spezifische Graphenstruktur erlaubt Objekte effizient zu lokalisieren
  - Effizient (N = Anzahl der Overlay-Knoten):
    - Austausch von höchstens $O(\log N)$ Nachrichten
    - Speicheraufwand f. Routinginformation
    - Kommunikationsaufwand f. Suche (#Nachrichten u. Latenz)
    - Wartungsaufwand f. Routingtabelle

# Key-based Routing

- Overlay-Netz
  - Overlay-Knoten: Instanz eines Overlay-Teilnehmers
    - ist einem physikalischen Knoten im Underlay zugeordnet
    - es können mehrere Overlay-Knoten in einem physikalischen Knoten existieren
    - Overlay-Knoten wird durch NodeID $\in$ ID-Space identifiziert (Knotenadresse), ID-Space z.B. $[0...2^{160}-1]$
  - Schlüsselwert (Key) K $\in$ ID-Space wird einem Knoten zugeordnet (Wurzelknoten für K)
  - Overlay-Knoten besitzt Routingtabelle
    - Eintrag: Nachbar im Overlay → physikalische Knoten-Adresse im Underlay (z.B. IP-Adresse)
  - Key-Based Routing: übermittle Nachricht an Wurzelknoten von K
    - Kann zur Lokalisierung eines Objekts dienen

# Beispiel für Overlay

- Jeder Knoten ist für mindestens einen Teil des Wertebereichs zuständig
  - Oftmals Redundanz
  - Ständige Anpassungen: Knoten fallen weg, kommen neu hinzu



# Einordnung

[10.3.11]

- Primitive von Key-Based Routing
  - `route` (Key K, Msg M, NodeHandle Hint)
    - Nachricht M an für K zuständigen Knoten ggf. via Next hop Hint
  - `forward` (Key K, Msg M, NodeHandle Hint)
  - `deliver` (Key K, Msg M)
- Key-Based Routing ist Grundlage für Anwendungen wie
  - verteilte Hash-Tabelle (DHT)
    - Realisiert Abbildung Key → Objekt
  - Dezentrale Objektlokalisierung und Routing
  - Multicast/Anycast-Dienste

→ Merke: Lokalisierung (Lookup) ≠ Suche!

# 10.3.1 Chord

- Key-Based-Routing-Verfahren
  - Probleme:
    - Zuordnung Schlüssel → Knoten
    - Für schnelles Lookup: Finde Knoten, der (Key, Value)-Paar verwaltet möglichst effizient
  - Liefert Abbildung Schlüssel K → Knoten
  - Lookup-Aufwand = Routing-Aufwand: O(log N)
  - Knoten-Komplexität = Speicher-Aufwand: O(log N)

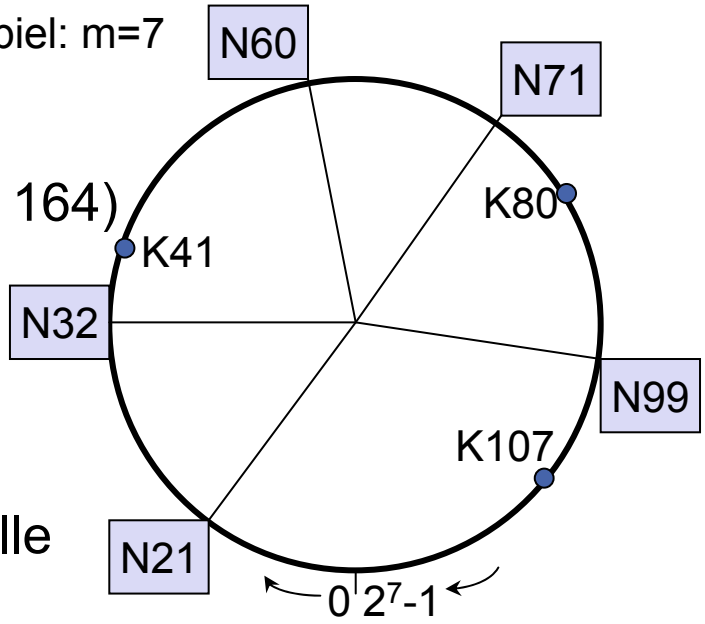

[10.3.10]

[10.5.1]

[10.3.7]

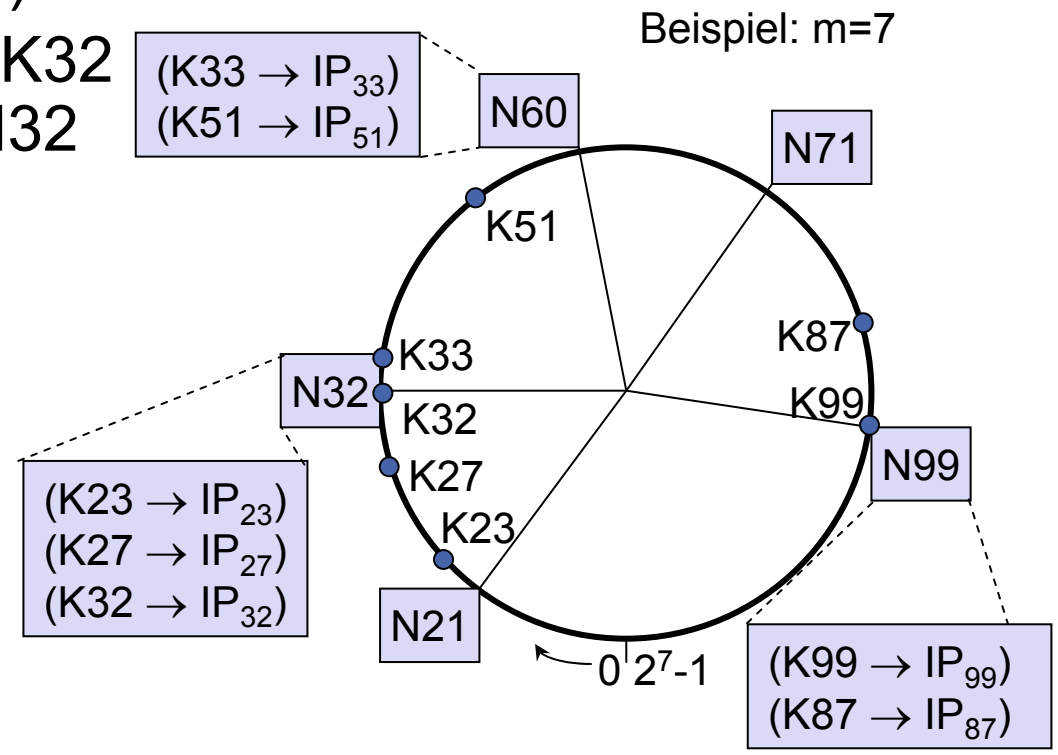
# Chord-Prinzip

- Ringförmiger Wertebereich
  - K = ID $\in$ [0..$2^m$-1]
  - Empfohlene Hash-Funktion: SHA-1 (m = 164)
- Zuordnung der Schlüssel zu Knoten?
  - Basiert auf Consistent-Hashing
    - verteilt Schlüssel gleichmäßig über alle Knoten
    - Bei Ein- bzw. Austreten eines Knotens N muss lediglich ein $O(1/N)$-Bruchteil der Schlüssel bewegt werden
    - Knoten-Adressen werden in Wertebereich abgebildet, d.h. Knoten-IDs und Keys liegen im gleichen Wertebereich
      - Knoten-ID: Nx = Hash(IP-Adresse) = Kx
      - Key-ID: Ky = Hash(String), z.B. Hash(„Matrix.avi“) = 107
      - Value: Wert zu K107 zeigt auf IP-Adresse, Port des Speicherorts (K107, (51.12.3.2, 4711))



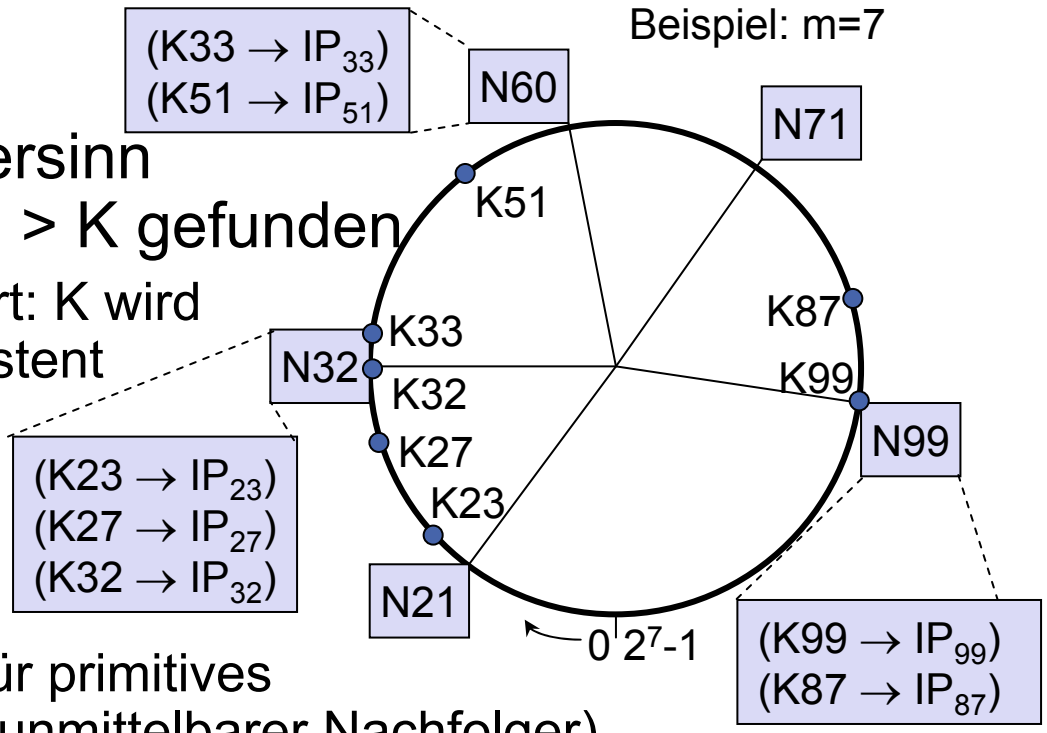
# Chord – Consistent Hashing

- Schlüsselzuordnung: Knoten verwalten Segmente des Wertebereichs $0...2^m-1$
  - Key-Value-Paare eines Segments werden im „Folge-Knoten“ (Successor) verwaltet
  - Zum Beispiel K22...K32 werden in Knoten N32 verwaltet



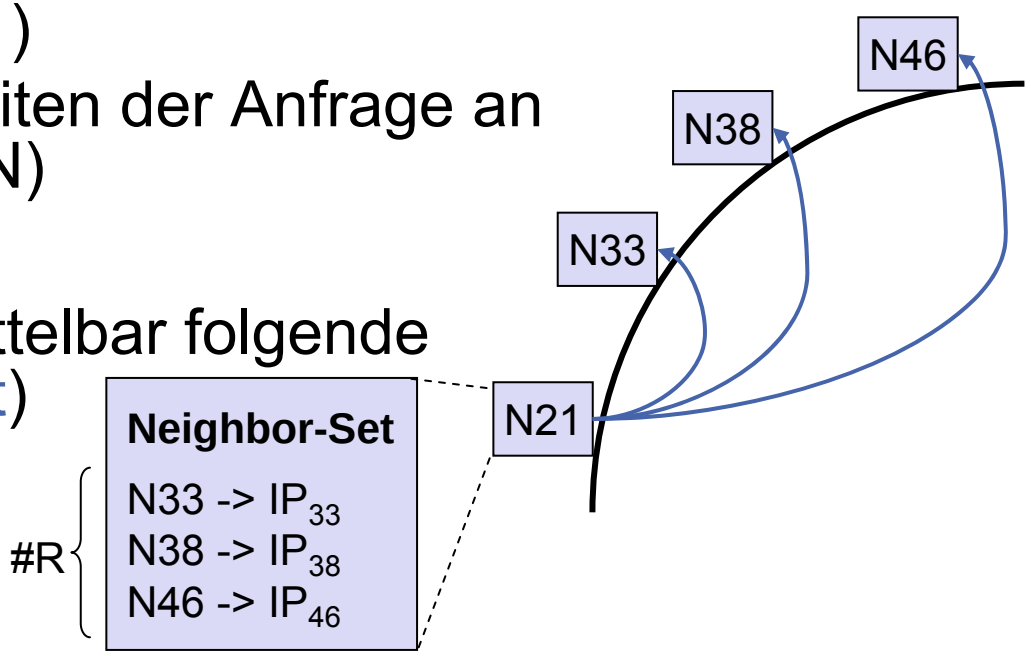
# Chord-Routing (1)

- Vorgehen
  1. Beginne Suche nach K bei beliebigem Knoten N
  2. Verwaltet Knoten N gesuchten Schlüssel K, gib Tupel (K, V) zurück
  3. Wenn nicht, leite Anfrage im Uhrzeigersinn weiter, bis Knoten N > K gefunden
     - Zuverlässige Antwort: K wird gefunden, wenn existent
     - Effizientes Weiterleiten?
     - Es muss bekannt sein, welche Knoten existieren (für primitives Routing, zumindest unmittelbarer Nachfolger)



# Routing in Chord (2)

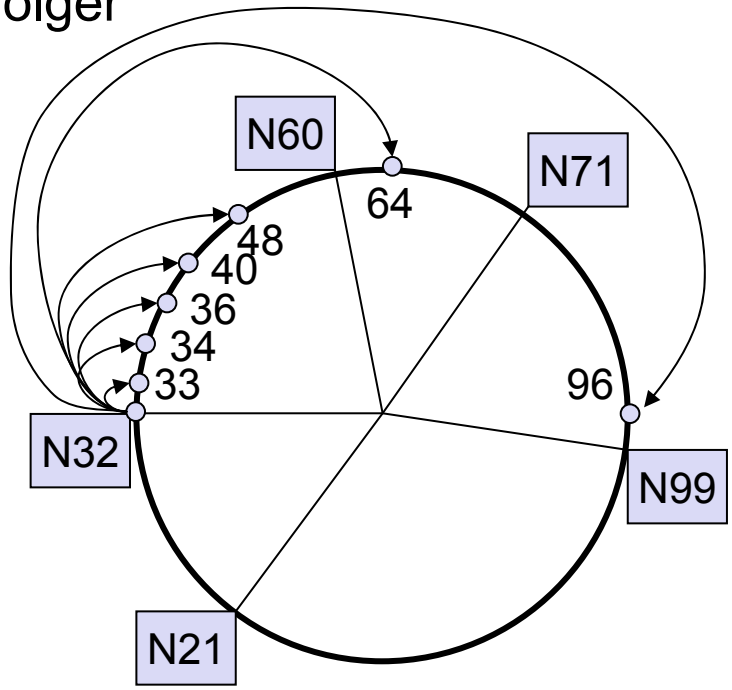
- Primitives Routing:
  - Knoten muss Nachfolger (im Uhrzeigersinn) kennen
  - Speicheraufwand O(1)
  - Sukzessives Weiterleiten der Anfrage an nächsten Knoten: O(N)
- Verbesserung:
  - Knoten kennt R unmittelbar folgende Knoten (Neighbor Set)
  - Aufwand O(N/R)
- R := N?
  - Suchaufwand: O(1)
  - Aber: Speicheraufwand O(N) und Probleme mit Aktualität der Tabelle



# Routing in Chord (3)

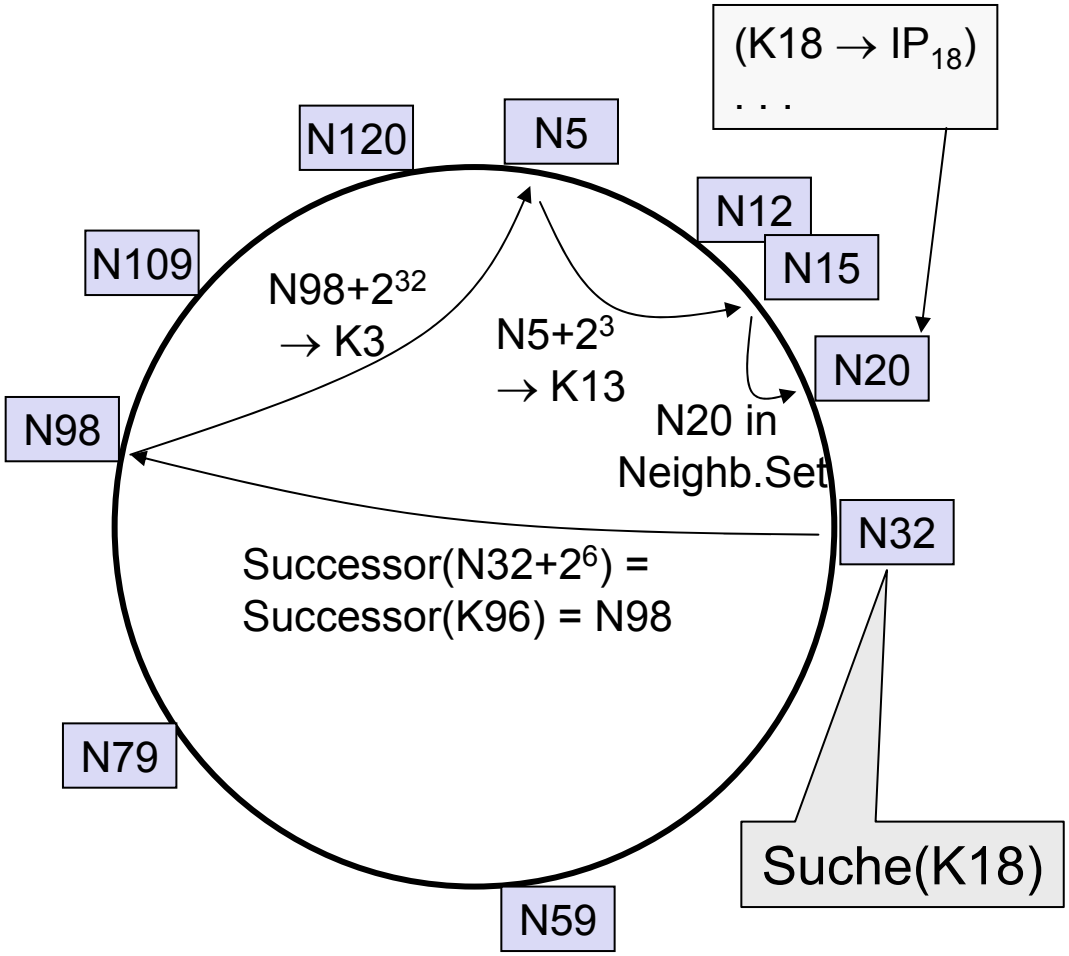
- Exponentielle Verzeigerung in Hash-Bereich
  - Knoten verweist mit m = log N Zeigern in den Wertebereich
  - Zeiger finger[i] in Knoten n verweist auf Knoten, der Schlüssel $n + 2^{i-1}$ speichert, d.h. Successor($n + 2^{i-1}$)
    - finger[1] ist immer der direkte Nachfolger
  - Routing: Falls gesuchter Key k direktem Nachfolger zugeordnet werden kann, gib finger[1] zurück, frage den Knoten von finger[i]$\in$(n,k]
    - Aufwand:
      - O(log N) Hops
      - O(log N) Verweise

| Finger-Table | | |
|---|---|---|
| i | Ziel | Zeiger |
| 1 | K33 | N60 |
| 2 | K34 | N60 |
| 3 | K36 | N60 |
| 4 | K40 | N60 |
| 5 | K48 | N60 |
| 6 | K64 | N71 |
| 7 | K96 | N99 |

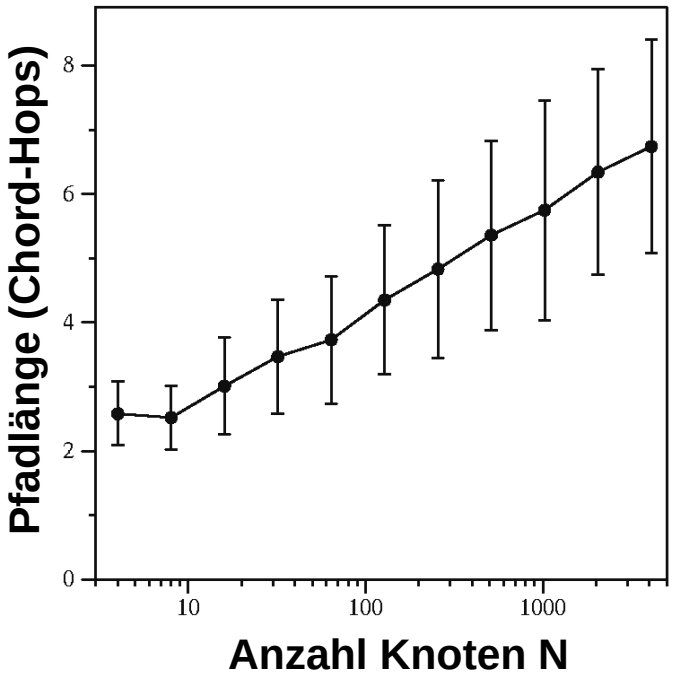


# Beispiel: Routing in Chord – Beispiel / Pfadlänge

- Suche nach K18 (m=7)




- Verlauf der Pfadlänge je Netzgröße (Simulation)
  - O(log N)




[10.5.1]

# Knotenein-/-austritte in Chord

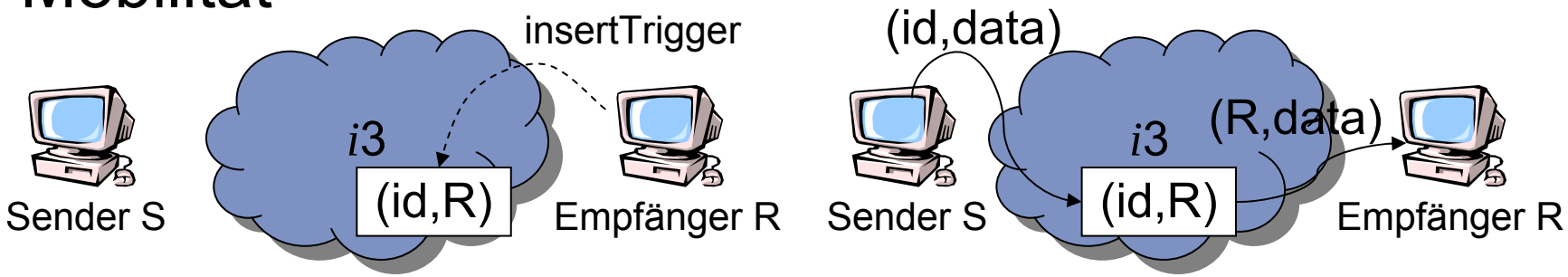
- Chord muss Finger-Table aktuell halten
  - Dazu wird periodisch ein „Stabilisierungsprotokoll“ (stabilize) ausgeführt
  - Knoten n fragt seinen Nachfolger nach dessen Vorgänger p und entscheidet dann, ob nicht besser p sein Nachfolger wäre
    - das trifft zu, falls p neu hinzugekommen ist
    - Außerdem wird der Nachfolger benachrichtigt, damit dieser seinen Verweis auf seinen Vorgänger aktualisieren kann
  - Außerdem wird noch fix_fingers ausgeführt
    - führt find_successor() für jeden Eintrag durch

# Chord - Resümee

- Komplexität
  - Suchaufwand: $O(\log N)$
  - Speicherbedarf pro Knoten: $O(\log N)$
  - $\Omega(\log^2 N)$ Stabilisationsrunden zwischen N Node Joins
- Vorteile
  - Theoretische Validierung der Komplexität
  - Auch im Fehlerfall logarithmischer Aufwand
- Nachteile
  - Keine explizite Suche nach nahen Knoten (No Proximity)
  - Sicherheit noch unzureichend berücksichtigt
  - Partitionierungsproblem nicht gelöst

# Chord-Anwendung *i*3

- Internet Indirection Infrastructure *i*3 [10.5.7]
- Rendezvous-basiertes System
  - Pakete werden an logischen Identifier geschickt
  - Empfänger gibt Interesse am Paketempfang über Trigger bekannt
  - Sender schickt Paket an ID
  - *i*3 verteilt Paket an Empfänger (ggf. mehrere)
  - Chord als Basis-Overlay
- Ermöglicht Dienste wie Multicast, Anycast, Mobilität

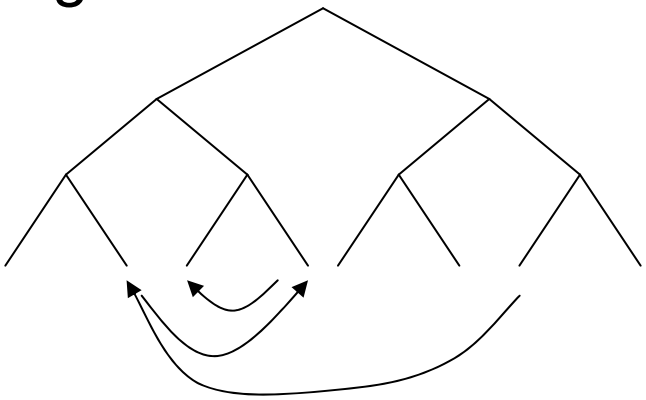


# 10.3.2 Kademlia

- Rigide Chord Struktur
  - erschwert Wiederherstellung der Konsistenz bei Knotenausfall
  - Unidirektionalität der Struktur erlaubt keine aktive Aktualisierung der Routingtabellen durch Lookups
  - Erlaubt kein Proximity-based Routing
- Kademlia
  - verwendet flexible Routingtabelle und unterstützt proximity-based Routing
  - Reduzierter Verwaltungsaufwand, robuster gegen Änderungen
  - Einträge der Routingtabelle werden durch Lookups aktualisiert
  - jeder Knoten benötigt auch nur $O(\log N)$ „Kontakte“

# Kademlia-Topologie

- Schlüssel: 160-bit gleichverteilt (Hashes)
- Fasse Wertebereich als Binärbaum auf
  - auch hier sollen weite Sprünge in die Nähe des Ziels führen, danach wird sich genauer angenähert
  - Anfrage kann an jeden Knoten im Unterbaum gestellt werden

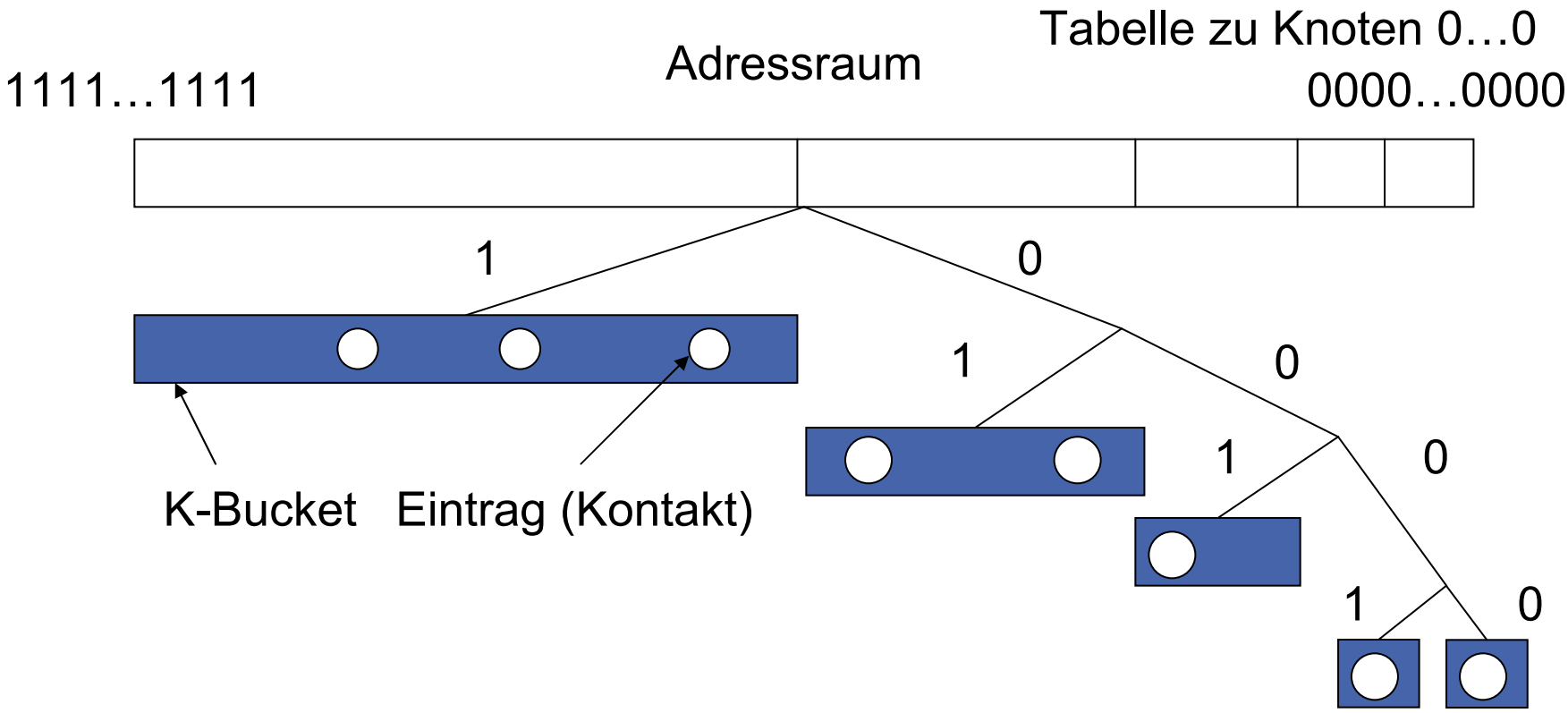


- XOR-Topologie: Metrik $d(X,Y) = X \oplus Y = d(Y,X)$
  - Unterschiede in den höherwertigen Bits fallen stärker ins Gewicht als Unterschiede in den niederwertigen Bits
  - Baum: Knoten im gleichen Unterbaum sind viel näher zusammen als Knoten in anderen Teilbäumen

# Kademlia Datenstrukturen

- Kontakt: (Knoten-ID, IP+UDP Port)
- k-Bucket
  - Container für höchstens k Kontakte (z.B. k=20)
  - Kontakte werden nach LRU-Strategie eingetragen, u.a. Absender von empfangenen Anfragen
- Routing-Tabelle
  - Baum aus k-Buckets
  - Jeder Bucket ist für einen Wertebereich zuständig
- Node Join
  - Kopiert Kontakte eines bereits aktiven Knotens
  - Suche nach eigener ID, $O(\log N)$
- Node Leave: nichts zu tun

# Routingtabelle K-Bucket Baum

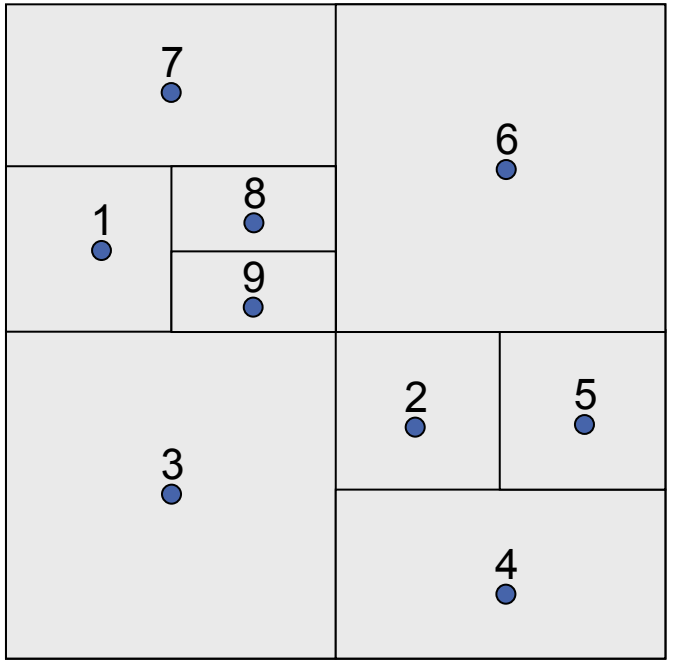


# Kademlia Lookup

- Suche nach $k$ Knoten, die dem Ziel $T$ am nächsten sind
- $n.find\_node(T)$ gibt alle Kontakte $N$ zurück, die sich im ersten nicht leeren $k$-Bucket befinden, der sich am nächsten zum Ziel befindet
- $n_0$ (Anfragender Knoten),
  $N_1 = n_0.find\_node(T)$,
  $N_2 = n_1.find\_node(T)$, …usw. so lange bis keine neuen Kontakte mehr zurückgeliefert werden
- $n_i$ ist irgendein Kontakt aus $N_i$

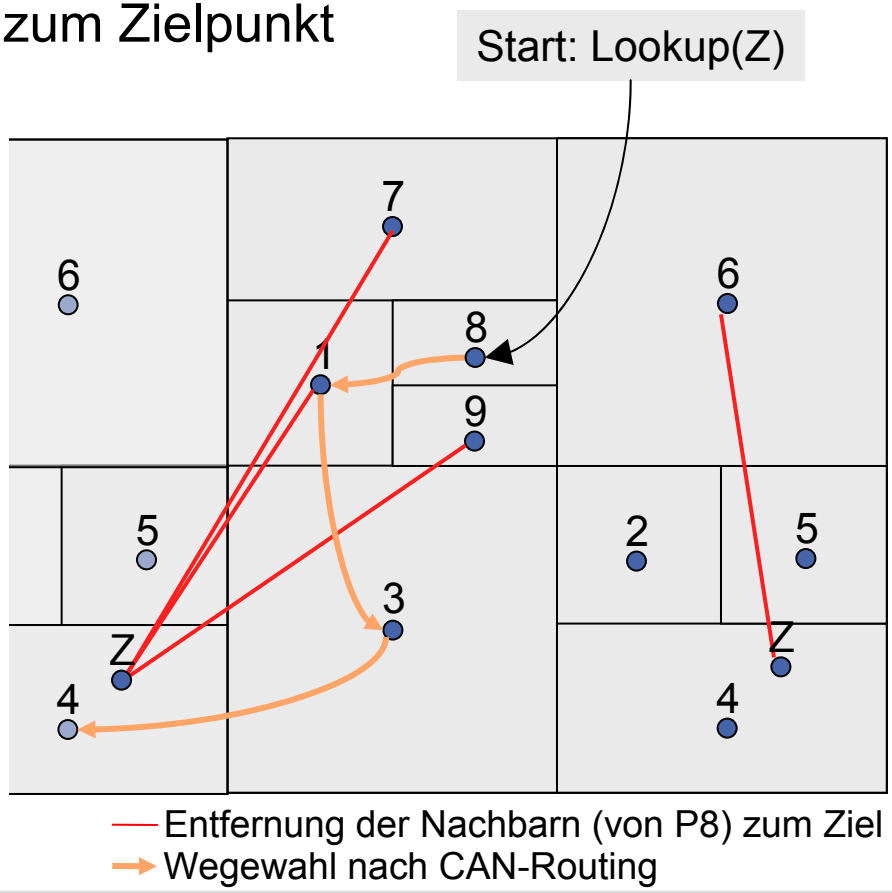
# 10.3.3 CAN – Content Addressable Network

- Verteilte Hash-Tabelle mit Aufwand $O(\frac{D}{4} N^{\frac{1}{D}})$
- Hash-Wert entspricht Punkt in D-dimensionalem Raum
  - bspw. H(„Matrix.avi“) → (0.7, 0.2)
  - DHT verwaltet (key, value)
- Ein Overlay-Knoten verwaltet eine Partition des Raums
  - Knoten 4 verwaltet alle Hash-Werte im Bereich $x \in [0.5, 1], y \in [0, 0.25]$
  - Angrenzende Bereiche heißen „Nachbarn“
    - 6, 2, 4, 3 Nachbarn von 5 (1 nicht!)
    - „Wrap around“ an DHT-Grenzen
    - Erwartete Anzahl Nachbarn: $O(2 \cdot D)$



# Routing in CAN

- Wie komme ich von P8 nach Z?
  - Route entlang des kürzesten Pfades im D-dimensionalen Raum
  - Genauer:
    Nachbar mit kürzestem Abstand zum Zielpunkt ist nächster Hop!
    - Abstand zum Ziel sinkt kontinuierlich
    - Aufwand: $O(\frac{D}{4} N^{\frac{1}{D}})$ Hops in der DHT
- Beispiel:
  - P8: Lookup(Z)
  - Welcher Nachbar von P8 ist am nächsten zu Z?
    - Route zu P1
  - Im nächsten Schritt zu P3
  - Und dann zu Z

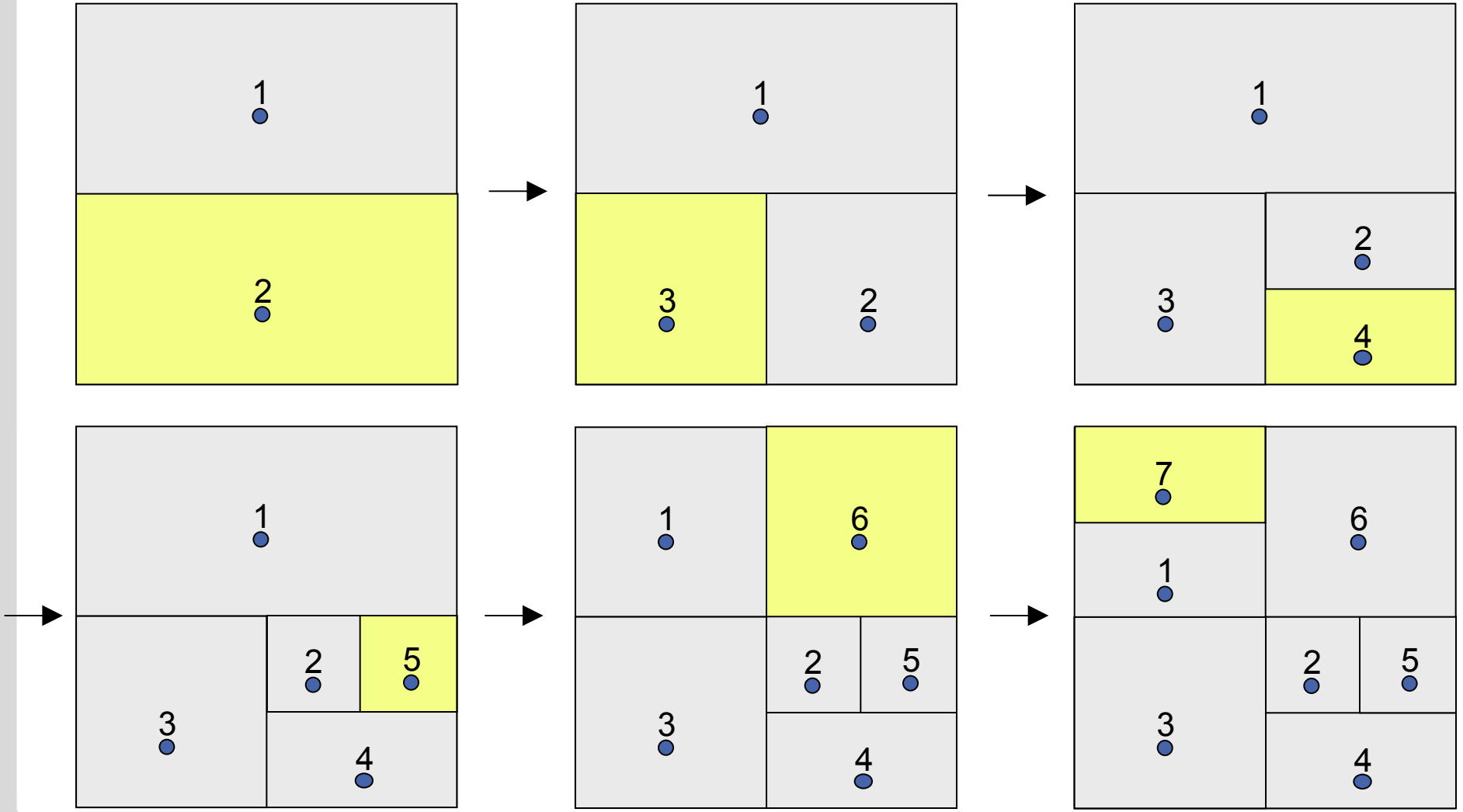


# Aufbau eines CAN (1)

- Einfügen eines Knotens X
- Suche einen CAN-Knoten als Einstieg in DHT
- Wähle einen zufälligen Punkt im D-dimensionalen Raum
- Route JOIN-Nachricht zu diesem Punkt
  bzw. zu Knoten K, der diesen Punkt verwaltet
- Teile die Region dieses Knotens K in zwei Hälften
  - Dimension zur Teilung wird gemäß Ordnung ausgewählt
    - Bspw. x, y, z, x, y, z, ... bei D=3
  - Verwaltete (Key, Value)-Paare der neuen Region von X werden von
    Knoten K an X übergeben
  - Neuer Knoten „erbt“ seine Nachbarn vom alten Knoten
  - Nachbarn frischen ihre Nachbar-Informationen auf
    Gesamter Aufwand: O(D) – unabhängig von N (!)

# Aufbau eines CAN (2)

- Beispiel: Einfügen von P2, ..., P7



# Entfernen eines Knotens aus CAN

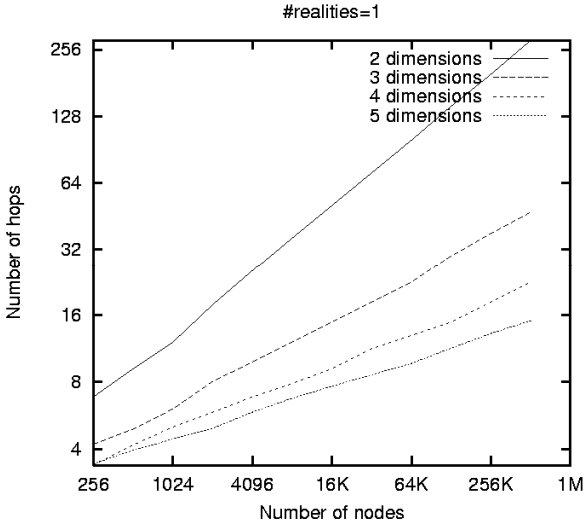
- Verlassen eines Knotens K aus dem CAN
  - Region und verwaltete (Key,Value)-Paare gehen an Nachbar über
    - Idealfall: Regionen können gemäß Teilung verschmelzen
    - Falls nicht: verwaltet kleinster Nachbar (nach Anzahl der Schlüssel) beide Regionen (kein Verschmelzen!)
  - Bei Abmelden eines Knotens: ordentliche Übergabe
  - Bei Ausfall eines Knotens: TAKEOVER-Prozedur
    - Ausbleiben der periodischen Update-Infos bei Nachbarn
    - Relativ zur Größe der Region starten Nachbar Timer (vgl. ARP)
    - (Kleinster) Nachbar signalisiert TAKEOVER den anderen Nachbarn und übernimmt die Region
  - Restrukturierung im Hintergrund

# Verbesserungen zur Leistungssteigerung bei CAN

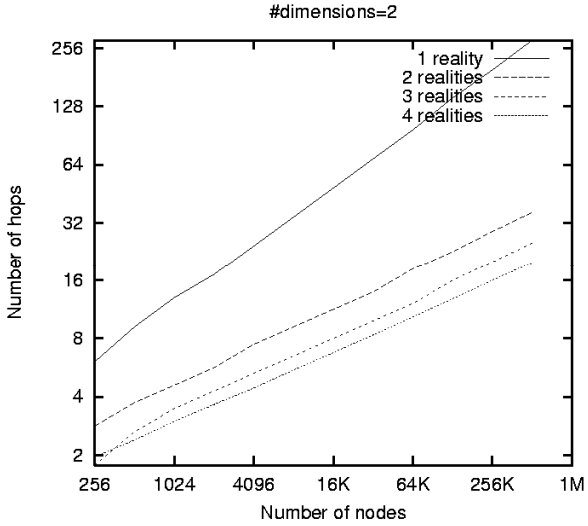
- Komplexität von CAN:
  - Zustandsinformationen pro Knoten : $O(D)$ (unabhängig von N)!
  - Routing: $O(DN^{\frac{1}{D}})$ Hops (im Overlay!) (Tendenz linear)!
    - Problem: Overlay-Hop != Hop in IP-Topologie
    - Ziel: Ähnliche Verzögerung zw. Hops im Overlay wie im IP-Netz
- Verbesserungen:
  - Mehr Dimensionen:
    - Erhöhte Anzahl der Nachbarn D
  - Mehrere Koordinatensysteme (Realities)
    - Mehrere DHTs gleichzeitig
    - Punkt (x,y,z) wird auf mehreren Knoten gespeichert → Redundanz

# Mehr Dimensionen ↔ Parallele Koordinatensysteme

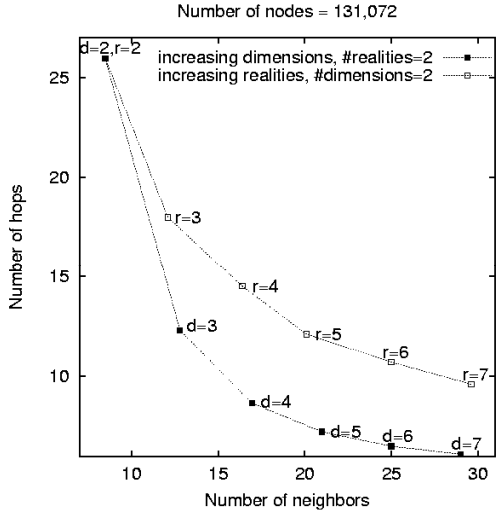
- Mehr Dimensionen
  - Mehr Nachbarn
  - Mehr Routingmöglichkeiten
  - Mehr Statusinformationen O(2D)
- Mehrere Koordinatensysteme (r)
  - r Möglichkeiten für Routing
  - Statusinformationen O(r·D)
- r-fache Redundanz!




*Steigerung der Dimensionen*




*Steigerung der Realities*




*Vergleich*

- Fazit: Mehr Dimensionen führt zu kürzeren Pfaden im Overlay

(...aber mehr Koordinatensysteme steigern die Redundanz)

[10.6.1]

# Weitere Verbesserungen von CAN

- Bessere Routing Metriken
  - Messen der Laufzeit zu Nachbarn
  - Auswahl des Nachbarn mit dem größten Fortschritt/Laufzeit
- Überlappende Regionen
  - Mehr Redundanz
  - Schnellere Routen, weil Anzahl der Zonen sinkt
- Mehrere Hash-Funktionen
  - Redundanz
- Gleichmäßigere Teilung von Regionen
  - Zielzone prüft beim Einfügen, ob nicht ein Nachbar größer ist und sich besser zur Teilung eignet
- Berücksichtigung der Topologie bei CAN-Wachstum

# Komplexität strukturierter Overlays

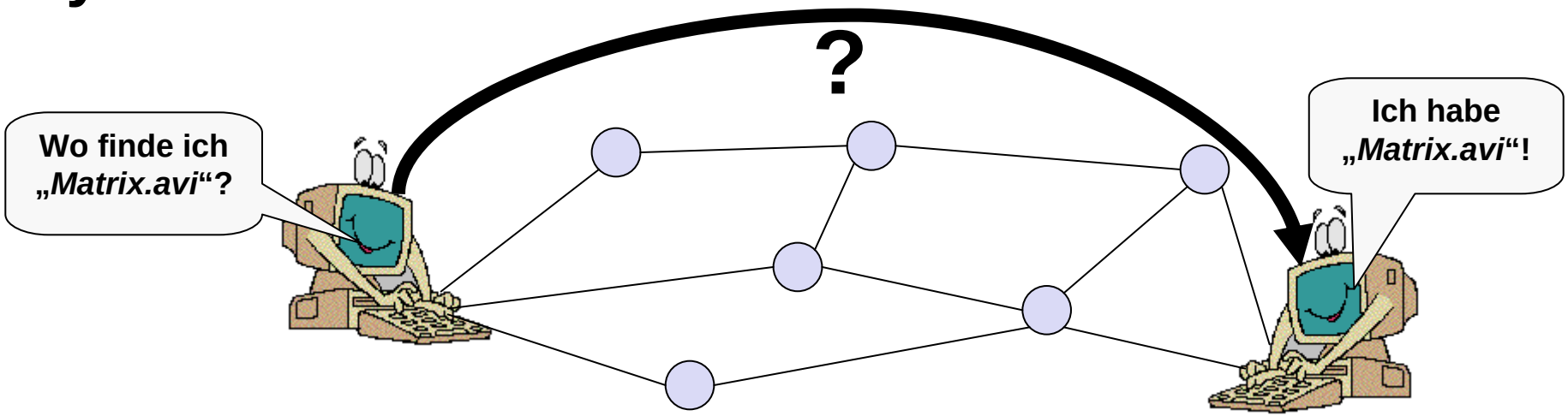
| | CAN | Chord | Pastry | Tapestry |
|---|---|---|---|---|
| Zustände pro Knoten | $O$(D) | $O$(log N) | $O$(log N) | $O$(log N) |
| Pfadlänge (Routing) | $O(\frac{D}{4} N^{\frac{1}{D}})$ | $O$(log N) | $O$(log N) | $O$(log N) |
| Knoten hinzufügen | $O(DN^{\frac{1}{D}})$ | $O$(log² N) | $O$(log N) | $O$(log N) |
| Knoten entfernen | ? | $O$(log² N) | ? | ? |

# 10.4 Verteilte Hash-Tabellen

- Was sind verteilte Hash-Tabellen (Distributed Hash Tables – DHTs)?
  - Einsatzgebiete? – Wofür DHTs?
  - Komplexität? – Wie effizient/robust sind DHTs?

- Geeignete Overlay-Netze
  - Pastry – Rice, Microsoft [10.4.1]
  - Chord – UC Berkeley, MIT [10.5.1]
  - Kademlia – U of NY [MaMa02]
  - CAN – UC Berkeley, ICSI/ICIR [10.6.1]
  - (Tapestry – UC Berkeley) [10.7.1]

# Informationssuche in Peer-to-Peer-Systemen

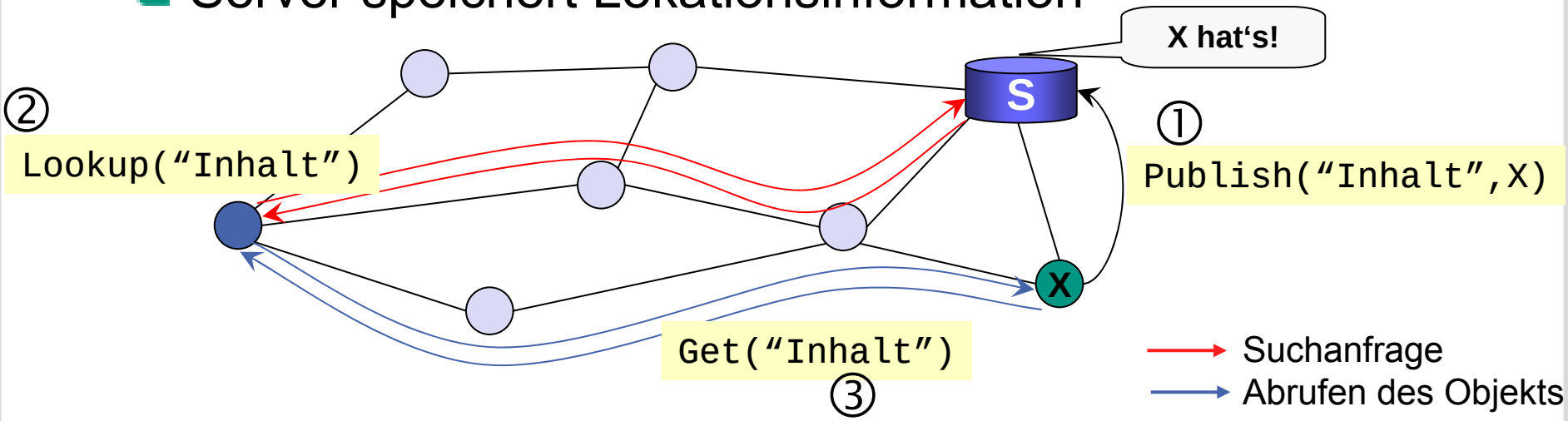



Wesentliches Problem in allen Peer-to-Peer-Systemen?

- Auffinden eines Datums im verteilten System
  - Wo soll Datum gespeichert werden?
    - `Publish(“Inhalt”, ...)`
  - Wie findet Anfrage den Speicherort?
    - `Lookup(“Inhalt”)`
- Geringer Aufwand: Kommunikation, Speicher
- Robust gegen Ausfälle und häufige Änderungen

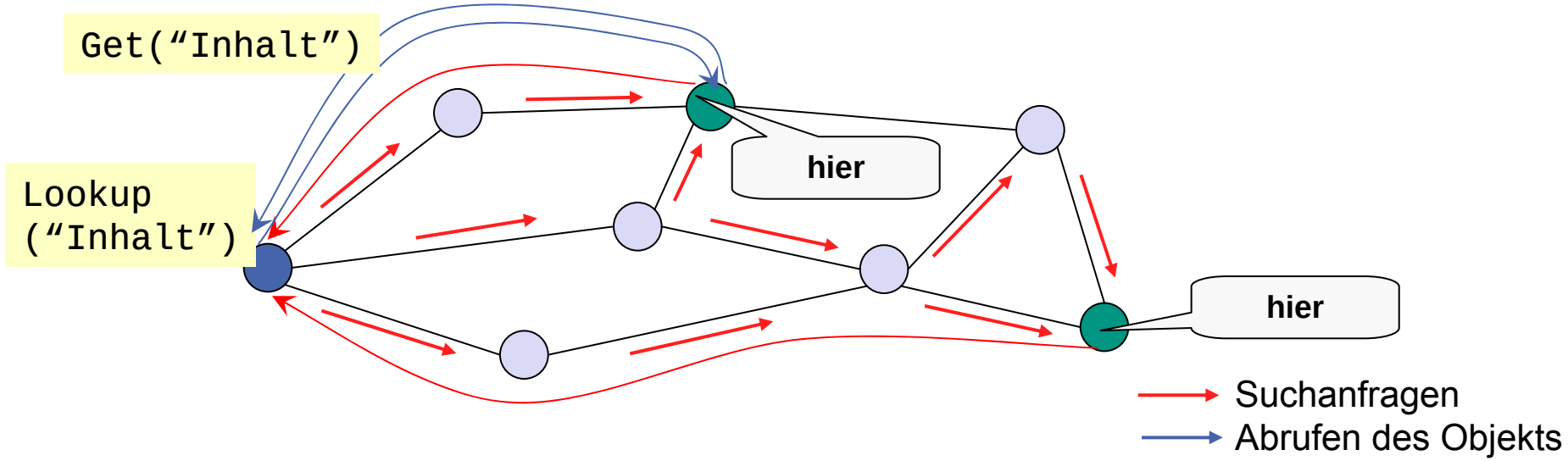
# Auffinden von Inhalten: zentraler Server

- Einfachste Strategie: Client-Server
  - Server speichert Lokationsinformation



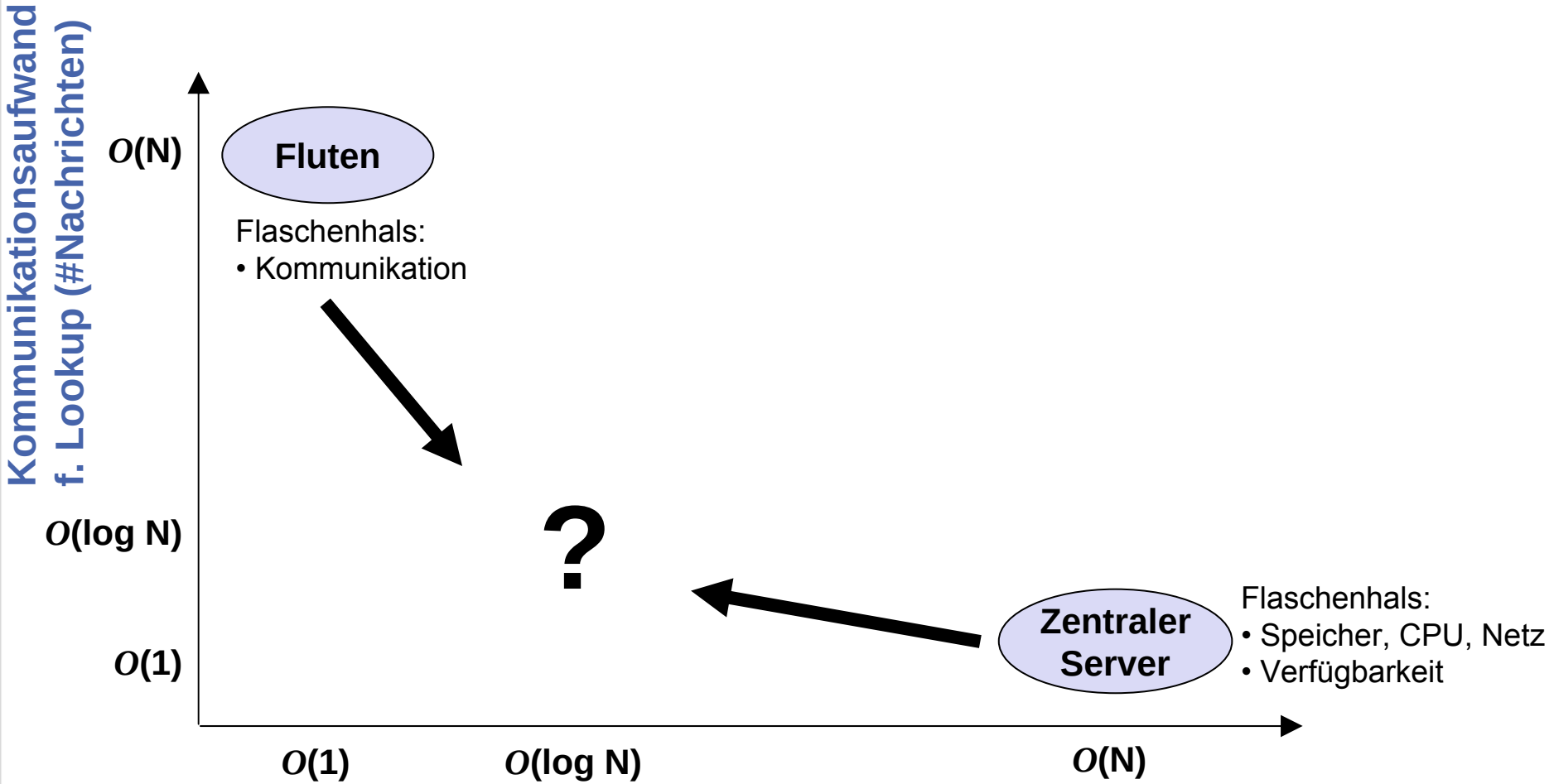

- Alle bereits genannten Probleme:
  - Skalierbarkeit (O(N) Speicheraufwand), Aktualität der Daten, Single-Point-of Failure, Kosten der Realisierung, etc.
  - Trotzdem:
    - Bestes Prinzip für einfache Anwendungen

# Auffinden von Inhalten: Breitensuche/Fluten

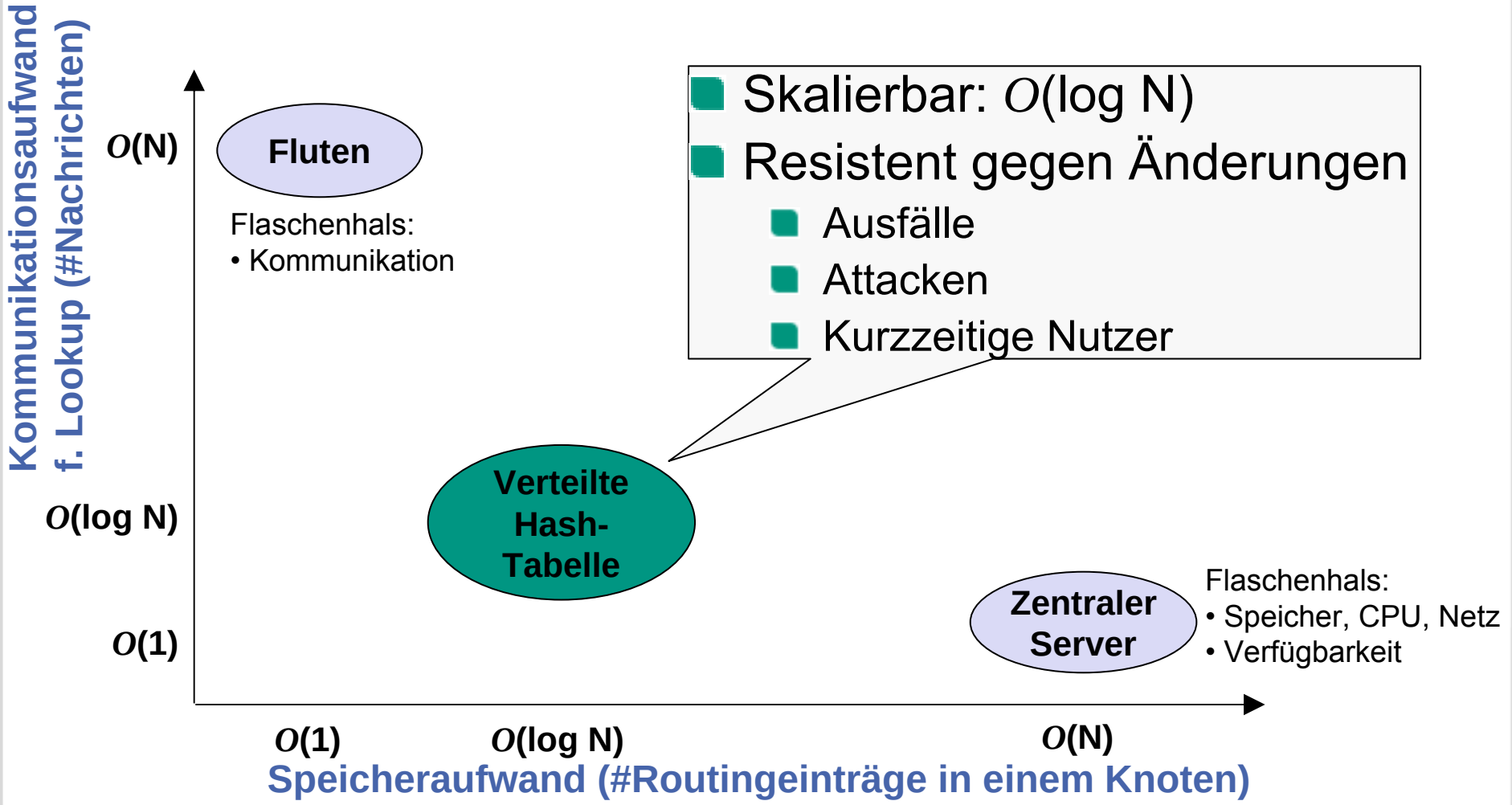



- Breitensuche (Fluten, wie bei Gnutella)
  - Hohe Anzahl an Nachrichten
  - Skaliert nicht
    - Netzbelastung
    - Kommunikationsaufwand

# Auffinden v. Inhalten – Such- vs. Speicheraufwand



# Auffinden v. Inhalten - Such- vs. Speicheraufwand

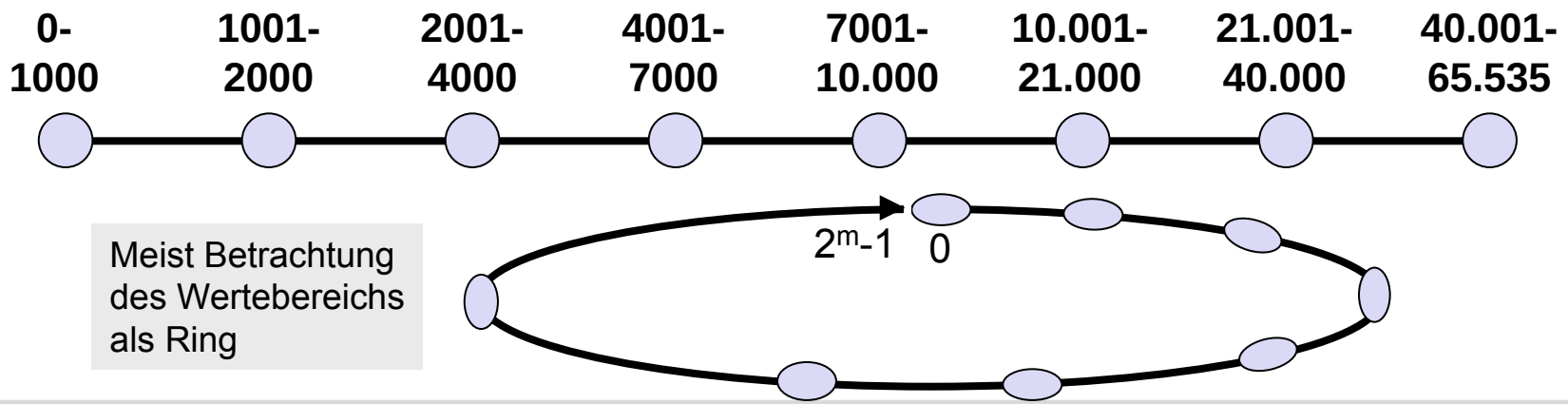


# Prinzip verteilter Hash-Tabellen

- Idee verteilter Hash-Tabellen
  - Verteile Daten (Inhalte) über alle Knoten
    - bzw. Information über tatsächl. Lokation eines Inhalts (Indirektion)
  - Bei Anforderung eines Datums frage Knoten, der Inhalt (Info) speichert
- Herausforderungen:
  - Gleichmäßige Verteilung der Inhalte auf Knotenmenge
    - Effizientes Auffinden von Inhalten
  - Ständige Anpassung durch Ausfall, Beitritt und Austritt von Knoten → Selbstorganisation
    - Vergabe von Zuständigkeiten an neue Knoten
    - Übernahme und Neuverteilung von Zuständigkeiten bei Ausfall, Austritt

# Prinzip verteilter Hash-Tabellen – Abbildung

- Schritt 1:
  - Abbildung des Inhalts auf linearen Wertebereich
    - Inhalt wird auf Identifikator (ID bzw. Schlüssel) aus diesem Wertebereich abgebildet, meist:
      ID $\in [0, \ldots, 2^m\text{-}1] >> N_{max}$
      ($N_{max}$: Anzahl der maximal zu speichernden Objekte)
    - Meistens Abbildung des Inhalts in Wertebereich durch Hashfunktion H, z.B. H(Zeichenkette) modulo $2^m$:
      H(„`/movie/Matrix/divx/en`“) → 2313
- Verteilung des Wertebereichs über DHT-Knoten



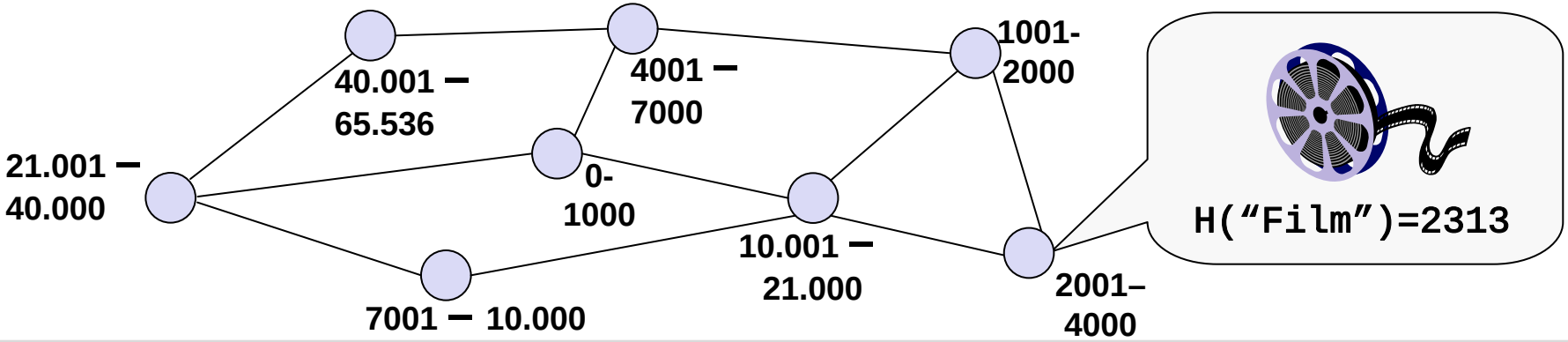

Meist Betrachtung des Wertebereichs als Ring

# Speicherung der Inhalte in DHTs (1)

Wie werden „Inhalte“ in Knoten gespeichert?

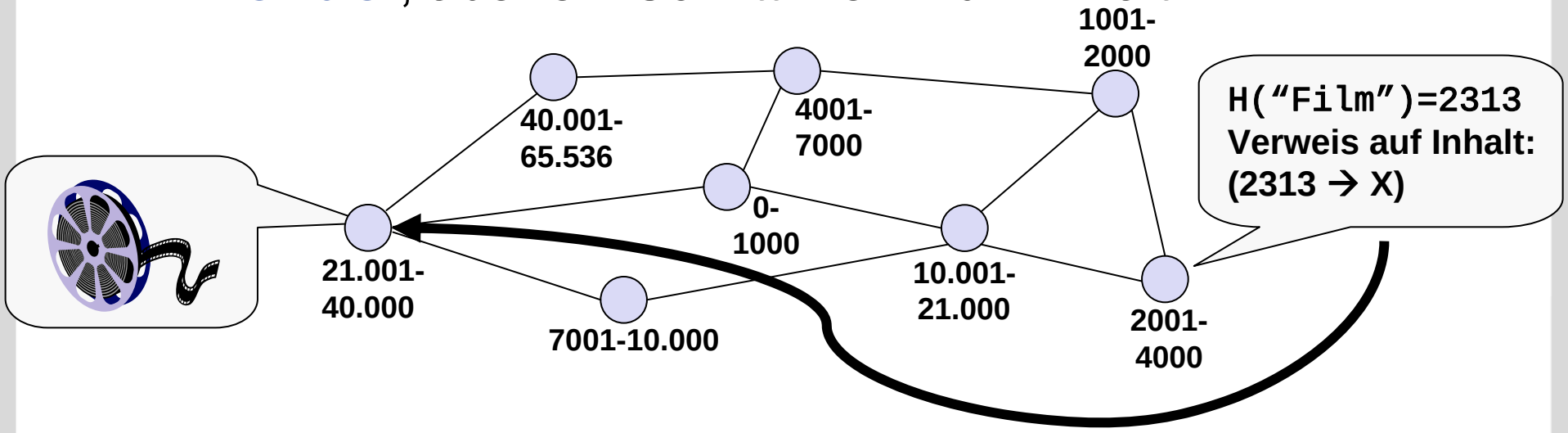
- Kann von DHT-Basisfunktionalität getrennt werden
- Annahme: H(“`Inhalt`”) ist Abbildung in Wertebereich
- Abbildung Wertebereich → Knoten notwendig (meist H(Underlay-ID) → ID), z.B. Underlay-ID=(IP-Adresse, Port)

- Direkt:
  - Inhalt wird in Knoten H(“`Inhalt`”) gespeichert → unflexibel für große Inhalte



# Speicherung der Inhalte in DHTs (2)

- Indirekt:
  - Knoten in DHT speichern Tupel `(Key,Value)`
    - Key = Hash(„`/movie/Matrix/divx/en`“) → 2313
    - Value: meist reale Adresse, an der Inhalt gespeichert wird: (IP, Port) = (129.13.15.3, 4711)
  - Flexibler, aber ein Schritt mehr zum Inhalt

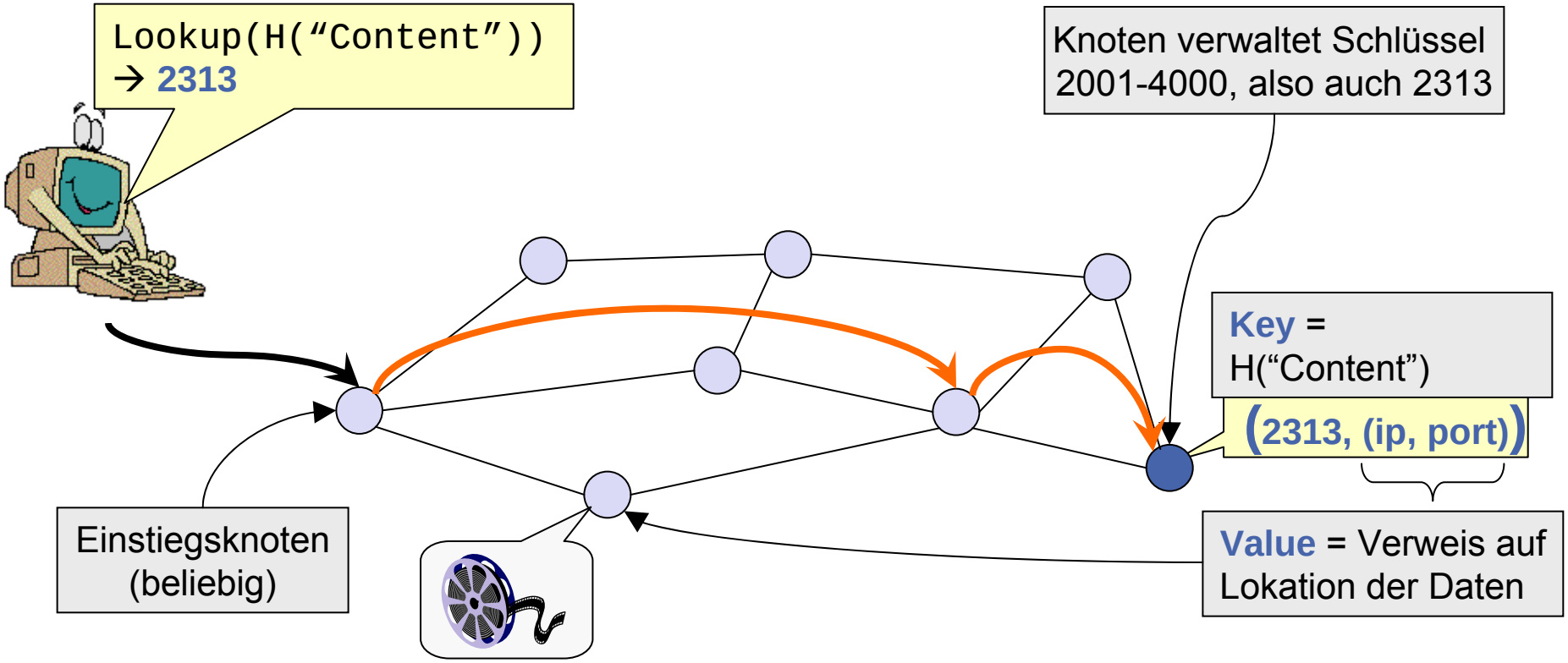


# Verteilte Hash-Tabellen – Auffinden des Inhalts

- Schritt 2:
  Auffinden des Inhalts (Inhaltsbasierte Suche – Content based Routing)
  - Achtung: keine Suche wie z.B. Finde alle Daten, die bestimmtes Stichwort enthalten
- Ziel: geringer, skalierbarer Aufwand
  - $O(1)$ bei zentraler Hash-Tabelle
    - Aber: Verwaltung zentraler Hash-Tabelle zu umfangreich (→Server!)
  - Angestrebter Aufwand bei verteilter Hash-Tabelle
    - $O(\log N)$: Hops zum Auffinden eines Objekts
    - $O(\log N)$: Anzahl der Schlüssel und Routing-Infos pro Knoten

# Auffinden des Inhalts (2)

- Suche nach Schlüssel
  - Einstieg bei beliebigem Knoten
  - Routing zu gesuchtem Inhalt (Key)



# DHT-Aktualisierung: Bei- und Austritt von Knoten

- Beitritt eines neuen Knotens
  - Zuteilung eines bestimmten zu verwaltenden Hash-Bereichs
  - Kopieren der (Key,Value)-Tupel des Hash-Bereichs (meist mit Redundanz)
  - Einbindung in Routing-Strukturen
- Austritt eines Knotens
  - Aufteilung des verwalteten Hash-Bereichs auf “Nachbar”-Knoten
  - Kopieren der (Key,Value)-Tupel auf zuständige Knoten
  - Ausgliederung aus Routing-Strukturen
- Ausfall eines Knotens
  - Nutzung redundanter (Key,Value)-Tupel (bei Ausfall des Tupel-Knotens)
  - Nutzung redundanter/alternativer Routing-Wege
  - Key-Value meist erreichbar, wenn mindestens eine Kopie erreichbar

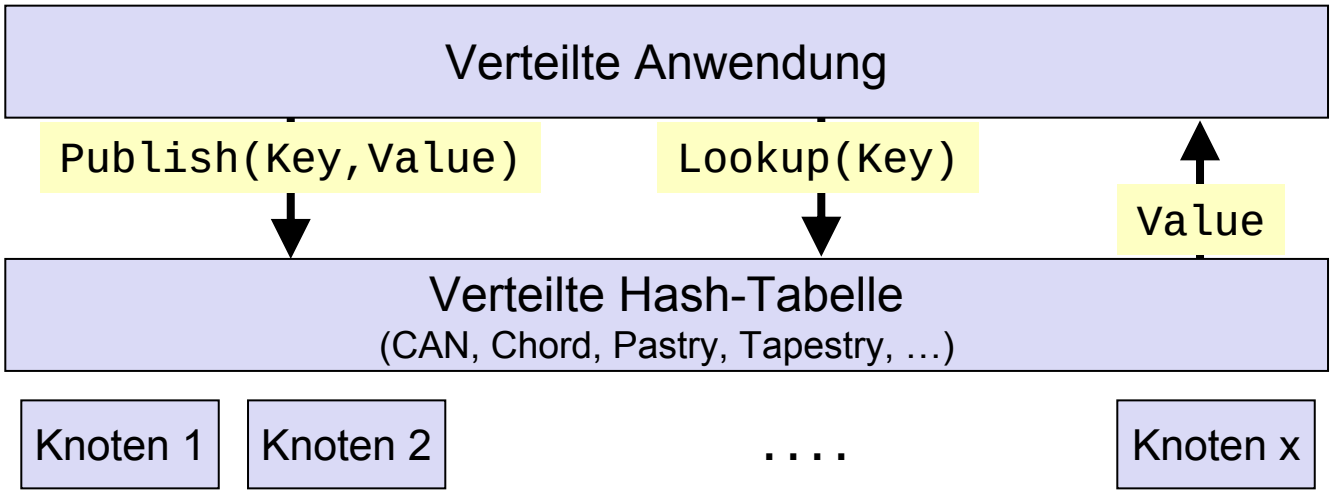
# Single Hop DHT?

Ansatz:

- Jeder Knoten besitzt vollständige Routingtabelle
  - Auffinden von Knoten in einem Schritt
    → nur eine Nachricht, geringe Latenz
  - hoher Speicheraufwand (praktisch kaum ein Problem) für jeden Knoten ein Eintrag
  - hoher Wartungsaufwand:
    - jeder Knoten muss über Änderungen informiert werden
    - hoher Bandbreitenbedarf
    - Stabilität?
- D1HT  [MoAm06]
  - 99% der Lookups in einem Hop
  - intelligenter Broadcast: jeder Peer schickt höchstens $log_2(n)$ Nachrichten in einem Status-Update-Intervall
  - Kontrollverkehr braucht bis zu 20kbit/s in System mit $n=10^6$ Knoten (mittlere Verweilzeit eines Peers 60min)

# Schnittstelle DHT

- Generische Schnittstelle von DHTs
  - Einstellen der Information (z.B. Lokation eines Inhalts)
    - `Publish(Key,Value)`
  - Abrufen der Information (Suche nach Inhalt)
    - `Lookup(Key)`
  - Antwort:
    - Value
- DHT-Ansätze austauschbar (bzgl. Schnittstelle)



# Resümee: Verteilte Hash-Tabellen (1)

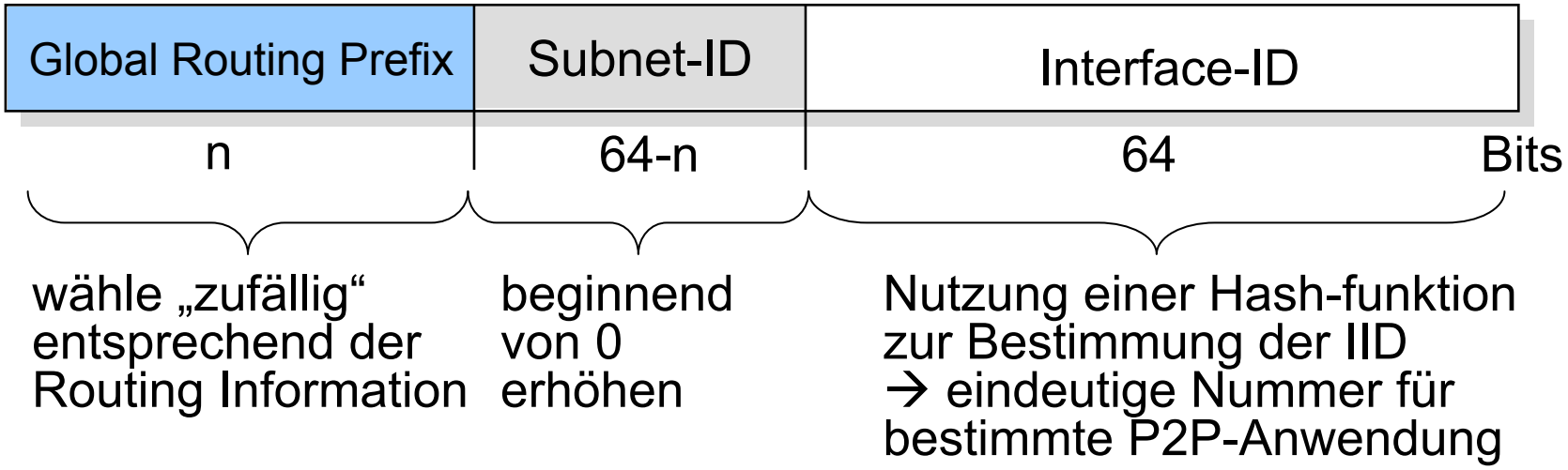
- Resümee: Eigenschaften DHTs
  - Schlüssel werden gleichmäßig über Knoten der DHT verteilt (oft mit Redundanz)
    - Keine Flaschenhälse
    - Erlauben stetiges Wachstum der Anzahl gespeicherter Schlüssel
    - Tolerieren Ausfälle von Knoten
    - Überleben gezielte Attacken
  - Selbstorganisierend
  - Einfache und günstige Umsetzung
  - Unterstützen breites Feld von Anwendungen
    - Schlüssel hat keine semantische Bedeutung
    - Wert ist anwendungsabhängig

# Resümee: Verteilte Hash-Tabellen (2)

- Geringer Such- und Speicheraufwand
  - $O$(log N) bei Chord (und Pastry)
    - CAN tendiert zu linearem Aufwand bei Lookup
    - Aber nur $O$(D) Speicheraufwand
  - Chord und Pastry sehr ähnlich
    - Pastry evtl. besser bei Lokalität
- Probleme:
  - Sicherheit
    - DoS Attacken gegen einzelne Knoten werden verkraftet
    - Sybil Attack: Angreifer versucht viele Knoten einzugliedern
    - Problem: Übernahme eines Knotens, gezielte Falschinformationen
    - Partitionierung: Problem bei manchen DHTs
  - echtes, dezentrales Bootstrapping?

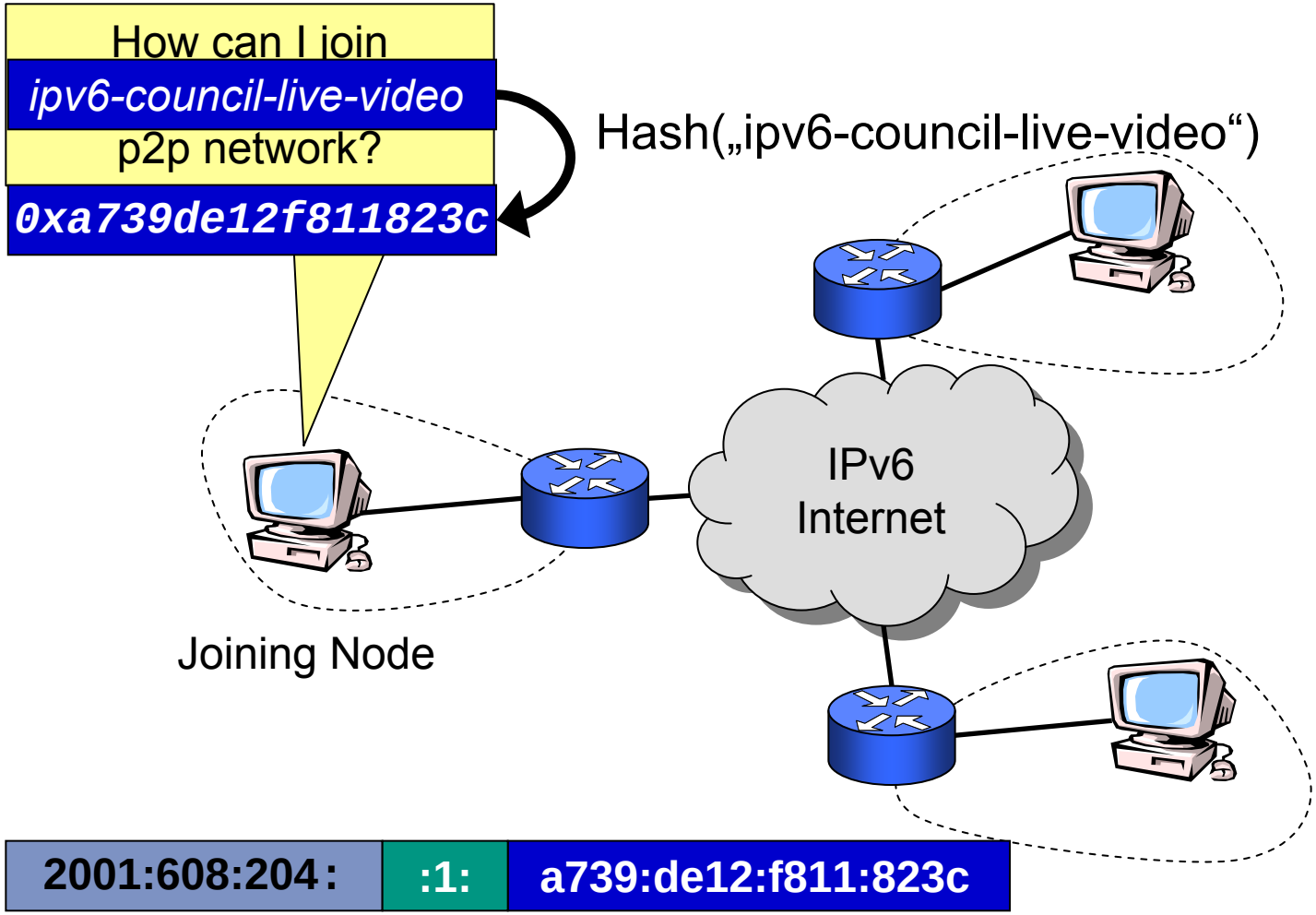
# 10.5 Dezentrales Bootstrapping mit IPv6

- Gewinner des intern. IPv6 Ideenwettbewerbs 2009
- Zielgerichtete, zufällige Adresswahl für IPv6
  - Ausnutzung des großen IPv6-Adressraums
  - Netzwerkteil der Adresse wir zufällig probiert

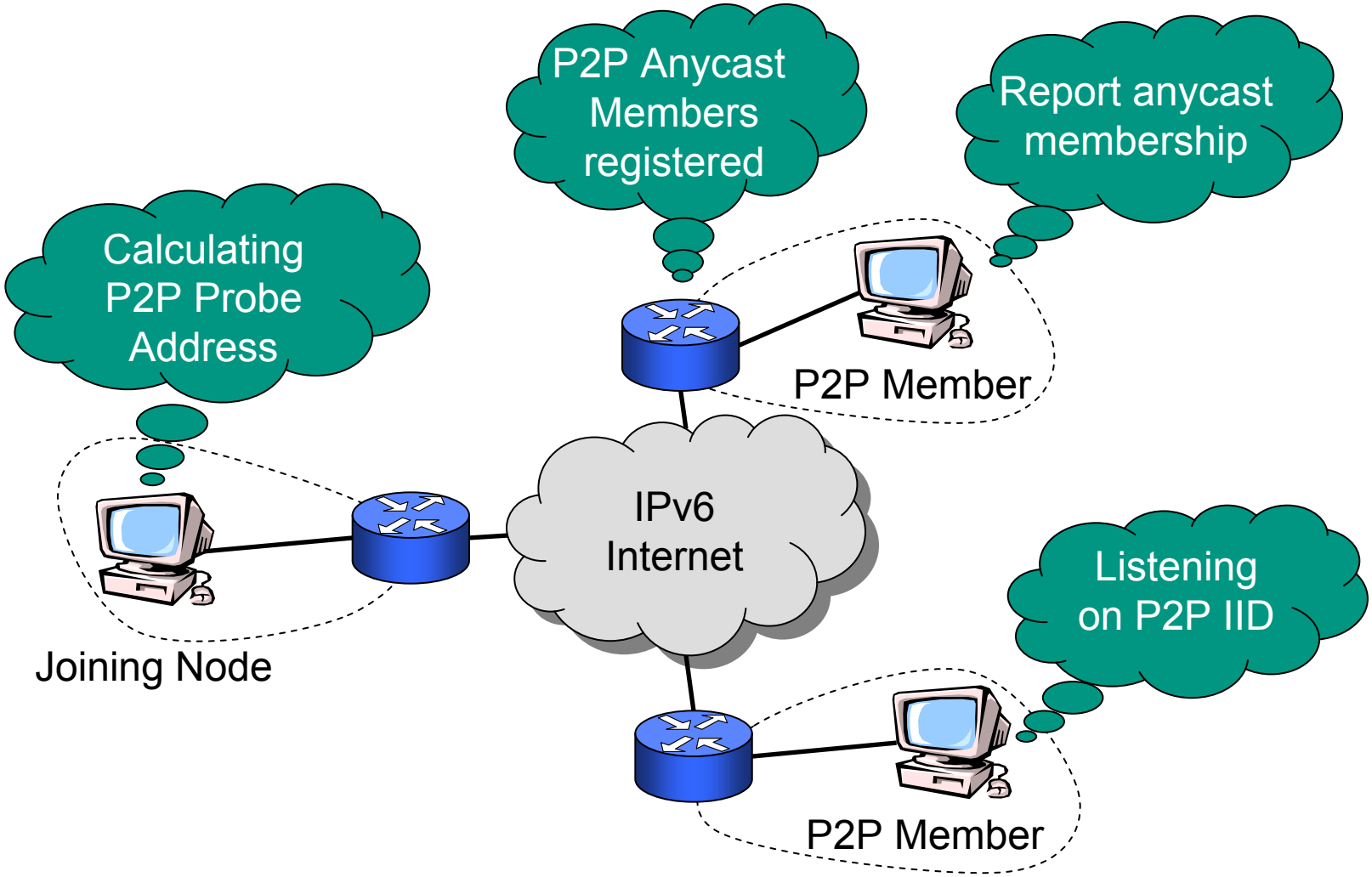



- Integrierte Peers registrieren die Adresse als
  - Unicast Adresse (einfacher Ansatz), oder
  - Anycast Adresse (fortgeschrittener Ansatz)

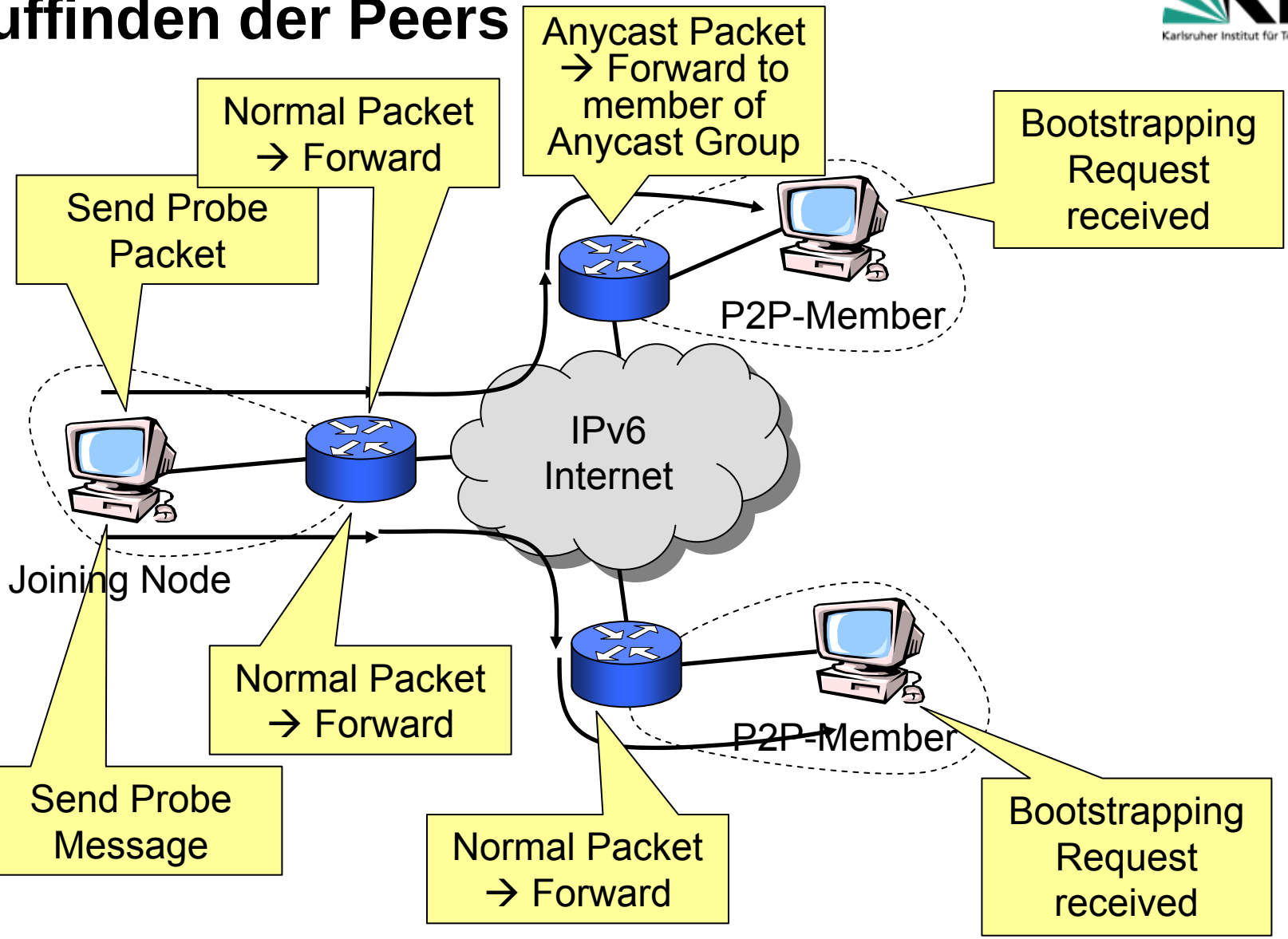
# Erzeugung der Ziel-Adresse



# Registrierung von Adressen



# Auffinden der Peers



# 10.6 Übungen

10.1 Was kennzeichnet P2P-Anwendungen?

10.2 Warum war Napster keine reine P2P-Anwendung?

10.3 Warum skaliert Gnutella nicht?

10.4 Was sind die Hauptunterschiede zwischen BitTorrent und Gnutella?

10.5 Woher weiß ein Chord-Knoten, welche anderen q Knoten existieren?

10.6 Wie bekommt ein Chord-Knoten eine ID zugeordnet?

10.7 Wie wird ein Knotenausfall in Chord behandelt?

# 10.7 Referenzen und weiterführende Literatur

- **P2P Allgemein**


[10.0.0] Ralf Steinmetz, Klaus Wehrle (Eds): Peer-to-Peer Systems and Applications, LNCS 3854, Springer 2005

[10.0.1] B. Moore, J. Hebeler; P2P – Building secure, scalable and managable networks; McGraw Hill, 2001

[10.0.2] Andy Oram (Ed.); Peer-to-Peer: Harnessing the Benefits of a Disruptive Technology, O'Reilly, 2001

[10.0.3] Bo Leuf: Peer to Peer: Collaboration and Sharing over the Internet, Addison Wesley, 2002

[10.0.4] Frode Kileng; Peer-to-Peer file sharing technologies – Napster, Gnutella and beyond, R&D Report 18/2001, 2001

[10.0.5] Stefan Saroiu, P. Krishna Gummadi, Steven D. Gribble: A Measurement Study of Peer-to-Peer File Sharing Systems, Technical Report, UW-CSE-01-06-02, 2002

[10.0.6] Dejan S. Milojicic et al.: Peer-to-Peer Comupting, Technical Report, HP Laboratories Palo Alto, HPL-2002-57, 2002


- [10.0.7] IEEE Internet Computing, Januar/Feburar 2002

# Literatur

## Gnutella


[10.1.1] Gnutella.com Webseite: http://www.gnutella.com

[10.1.2] Gnutelliums Webseite: http://www.gnutelliums.com

[10.1.2] Clip2 Distributed Search Services: The Gnutella Protocol Specification v0.4

[10.1.3] Matei Ripeanu, Adriana Iamnitchi, Ian Foster: Mapping the Gnutella Network, IEEE Internet Computing, Januar/Feburar 2002

[10.1.4] Igor Ivkovic: Improving Gnutella Protocol: Protocol Analysis And Reserach Proposal, September 2001

[10.1.5] K. Aberer, M. Punceva, M. Hauswirth, R. Schmidt: Improving Data Access in P2P Systems, IEEE Internet Computing, Januar/Feburar 2002

[10.1.6] K. Truelove, A. Chasin: Morpheus Out of the Underworld, http://www.openp2p.com, 2001

[10.1.7] Adar, Hubermann; Free Riding on Gnutella, http://www.firstmonday.uk/issues/issue5_10/adar/index.html

# Literatur

- Small World


[10.2.1] Reka Albert, Albert-Laszlo Barabasi: Statistical mechanics of complex networks, Reviews of Modern Physics, Vol. 74, 2002

[10.2.2] Lada A. Adamic, Rajan M. Lukose, Amit R. Puniyani, Bernardo A. Huberman: Search in Power-Law Networks, Physical Review E, Volume 64

[10.2.3] Lada A. Adamic, Rajan M. Lukose, Bernardo A. Huberman: Local Search in Unstructured Networks, Wiley-VCH Verlag Berlin

[10.2.4] Qin Lv, Sylvia Ratnasamy, Scott Shenker: Can Heterogeneity Make Gnutella Scalable?, 2002

[10.2.5] Beverly Yang, Hector Gercia-Molina: Improving Search in Peer-to-Peer Networks, 2001

[10.2.6] Beom Jun Kim, Chang No Yoon, Seung Kee Han, Hawoong Jeong: Path finding strategies in scale-free networks, Physical Review E, Vol. 65, 2002

[10.2.7] Qin Lv, Pei Cao, Edith Cohen, Kai Li, Scott Shenker: Search and Replication in Unstructured Peer-to-Peer Networks, 2001

[10.2.8] Reka Albert, Hawoong Jeong, Albert-Laszlo Barabasi: The Internet‘s Achilles‘ Heel: Error and attack tolerance of complex networks, 2000

# Literatur


[10.2.9] William Aiello, Fan Chung, Linyuan Lu: A Random Graph Model for Massive Graphs, 32nd Annual Symposium on Theory of Computing, 2000

[10.2.10] Edith Cohen, Scott Shenker: Replication Strategies in Unstructured Peer-to-Peer Networks, ACM SIGCOMM, Pittsburgh, 2002

[10.2.11] Duncan J. Watts, Steven H. Strogartz: Collective dynamics of small-world networks, Nature Vol. 393, 1998

[10.2.12] Albert-Laszlo Barabasi, Reka Albert: Emergence of Scaling in Random Networks, Science Vol. 286, 1999

[10.2.13] Michalis Faloutsos, Petros Faloutsos, Christos Faloutsos: On Power-Law Relationship of the Internet Topology, ACM SIGCOMM, 1999

[10.2.14] Cooperative Association for Internet Data Analysis: http://www.caida.org

[10.2.15] R. Albert, H. Jeong, A.-L. Barabasi: Diameter of the World-Wide Web, Nature, Vol. 401, September 1999

# Literatur

- DHTs allgemein


[10.3.1] R. Albert, A. Barabasi: „Statistical mechanics of complex networks“, Reviews of Modern Physics, Vol. 74, 2002

[10.3.2] L.A. Adamic, R.M. Lukose, A.R. Puniyani, B.A. Huberman: „Search in Power-Law Networks“, Physical Review E, Volume 64

[10.3.3] A. Rao, K. Lakshminarayanan, S. Surana, R. Karp, I. Stoica: “Load Balancing in Structured P2P Systems”, 2nd International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '03), Berkeley, Feb. 2003.

[10.3.4] H. Balakrishnan, S. Shenker, M. Walfish: “Semantic-Free Referencing in Linked Distributed Systems”, 2nd International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '03), Berkeley, CA, February 2003.

[10.3.5] T. Ottmann, P. Widmayer: „Algorithmen und Datenstrukturen“, Spektrum Akademischer Verlag, 2. Auflage, 2002

[10.3.6] H. Balakrishnan, M.F. Kaashoek, D. Karger, R. Morris, I. Stoica: „Looking up Data in P2P Systems“, Communications of ACM, Vol. 43, No.2, Feb. 2003

# Literatur


[10.3.7] K. Hildrun, J. Kubiatowicz, S. Rao, B. Zhao: „Distributed Object Location in a Dynamic Network“, Proc. of 14th ACM Symp. On Parallel Algorithms and Architectures (SPAA), August 2002

[10.3.8] C. Plaxton, R. Rajaraman, A. Richa: „Accessing nearby copies of replicated objects in a distributed environment“, Proc. of ACM Symp. On Parallel Algorithms and Architectures, June 1997

[10.3.9] S. Ratnasamy, S. Shenker, I. Stoica: „Routing Algorithms for DHTs: Some Open Questions“, 1st International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '02), Cambridge, February 2002

[10.3.10] D. Karger, E. Lehmann, F. Leighton, et.al.: „Consistent hashing and random trees“, Proc. Of 29th Annual ACM Symposium on Theory of Computing, El Paso, Mai 1997

[10.3.11] F. Dabek and B. Zhao and P. Druschel and I. Stoica: „Towards a common API for structured peer-to-peer overlays “, Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '03), Berkeley, CA, February 2003.

# Literatur

- Chord (Mehr Literatur zu Chord http://www.pdos.lcs.mit.edu/chord/)


[10.5.1] I. Stoica, R. Morris, D. Karger, M.F. Kaashoek, H. Balakrishnan: "Chord: A Scalable Peer-to-peer Lookup Service for Internet Applications", Proc. of ACM SIGCOMM'01, San Diego, September 2001.

[10.5.2] F. Dabek, E. Brunskill, M.F. Kaashoek, D. Karger, R. Morris, I. Stoica, H. Balakrishnan: „Building Peer-to-Peer Systems With Chord, a Distributed Lookup Service“, Proc. of the 8th Workshop on Hot Topics in Operating Systems (HotOS-VIII), Mai 2001

[10.5.3] D. Liben-Nowell, H. Balakrishnan, D. Karger: “Observations on the Dynamic Evolution of Peer-to-Peer Networks”, Proc. of the 1st Intern. Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '02), Cambridge, März, 2002

[10.5.4] E. Sit, R.T. Morris: “Security Considerations for Peer-to-Peer Distributed Hash Tables”, Proc. of the 1st Intern. Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS '02), Cambridge, März, 2002

[10.5.5] D. Liben-Nowell, H. Balakrishnan, D. Karger: “Analysis of the Evolution of Peer-to-Peer Systems“, Proc. of ACM Conf. on Principles of Distributed Computing (PODC), Monterey, Juli 2002

[10.5.6] D.R. Karger, M. Ruhl: „Finding Nearest Neighbors in Growth-restricted Metrics“, ACM Symposium on Theory of Computing (STOC '02), Montréal, Mai 2002

[10.5.7] Stoica, I. Adkins, D. Shelley Zhuang Shenker, S. Surana, S., Internet indirection infrastructure, IEEE/ACM Transactions on Networking, Volume: 12 , Issue: 2, April 2004, pp.205 – 218; s.a. http://i3.cs.berkeley.edu/

# Literatur

- Pastry


[10.4.1] A. Rowstron and P. Druschel, "Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems". IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms, Heidelberg, November, 2001

[10.4.2] R. Mahajan, M. Castro and A. Rowstron, "Controlling the Cost of Reliability in Peer-to-peer Overlays", IPTPS'03, Berkeley, CA, February 2003.

[10.4.3] M. Castro, P. Druschel, A-M. Kermarrec and A. Rowstron, "One ring to rule them all: Service discovery and binding in structured peer-to-peer overlay networks", SIGOPS European Workshop, France, September, 2002.

[10.4.4] M. Castro, P. Druschel, Y. C. Hu and A. Rowstron, "Exploiting network proximity in peer-to-peer overlay networks", Proc. Of Intern. Workshop on Future Directions in Distributed Computing, Bertinoro, Italy, June, 2002.

[10.4.5] M. Castro, P. Druschel, A. Ganesh, A. Rowstron, and D. S. Wallach: "Security for structured peer-to-peer overlay networks". Proc. of the 5th Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI'02), Boston, Dezember 2002


Mehr Literatur zu Pastry unter http://research.microsoft.com/~antr/Pastry/pubs.htm

# Literatur


- CAN
  - [10.6.1] S. Ratnasami, P. Francis, M. Handley, R. Karp, S. Shenker: „A Scalable Content-Addressable Network“, Proc. ACM SIGCOMM 2002, San Diego
  - [10.6.2] S. Ratnasami: „A Scalable Content-Addressable Network”, Ph.D. Thesis, UC Berkeley, Oktober 2002
  - [10.6.3] S. Ratnasami, M. Handley, R. Karp, S. Shenker: “Application-level Multicast using Content-Addressable Networks”, Proc. of NGC 2001.
- Weitere DHT-Modelle
  - [10.7.1] B.Y. Zhao, J. Kubiatowicz, A. Joseph: „Tapestry: An Infrastructure for Fault-tolerant Wide-Area Location and Routing“, Technical Report, UC Berkeley
  - [10.7.2] B. Silaghi, B. Bhattacharjee, P. Keleher: „Query Routing in the TerraDir Distributed Directory“, Proc. of SPIE ITCOM’02
  - [10.7.3] I. Clarke, O. Sandberg, B. Wiley, T. Hong: „Freenet: A distributed anonymous information storage and retrieval system“, Proc. of ICSI Workshop on Design Issues in Anonymity and Unobservability, Berkeley, Juni, 2000
  - [10.7.4] Freenet Homepage; http://freenetproject.org/

[MaMa02] P. Maymounkov and D. Mazieres. Kademlia: A peer-to-peer information system based on the XOR metric. In Proceedings of IPTPS02, Cambridge, USA, March 2002. http://www.cs.rice.edu/Conferences/IPTPS02/

[MoAm06] L. Monnerat, C. Amorim: D1HT: A Distributed One Hop Hash Table, Proceedings of IEEE IPDPS, April 2006