Organic Computing
Peer-to-Peer-Netzwerke

Rolf Wanka

Sommersemester 2015

rwanka@cs.fau.de

Inhalte

- Kurze Geschichte der Peer-to-Peer-Netzwerke
- Das Internet: Unter dem Overlay
- Die ersten Peer-to-Peer-Netzwerke
  - Napster
  - Gnutella
- CAN
- Chord
- Pastry
- Gradoptimierte Netzwerke
  - Viceroy
- Netzwerke mit Suchbäumen
  - Skipnet und Skip-Graphs
  - P-Grid
- Selbstorganisation
  - Pareto-Netzwerke
  - Zufallsnetzwerke
- Sicherheit in Peer-to-Peer-Netzwerken
- Anonymität
- Datenzugriff: Der schnellere Download
- Peer-to-Peer-Netzwerke in der Praxis
  - eDonkey
  - FastTrack
  - Bittorrent
- Peer-to-Peer-Verkehr
- Juristische Situation

Viceroy

A Scalable and Dynamic Emulation of the Butterfly

Dahlia Malkhi, Moni Naor, David Ratajczak

Tagungsband

21st Symposium on Principles of Distributed Computing,

PoDC 2001, S. 183 - 192.

Erreichbarer Durchmesser

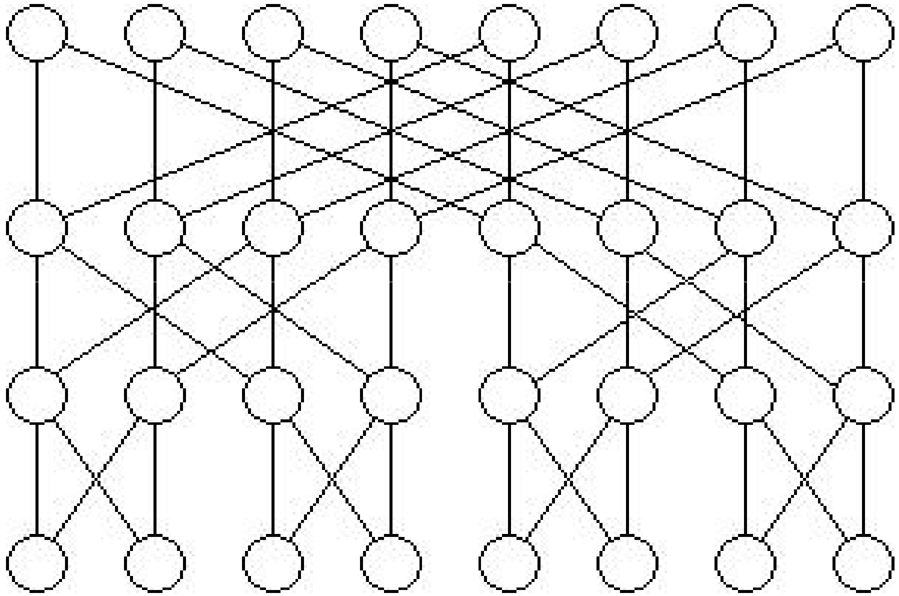
- CAN:
  - Durchmesser O($n^{1/2}$)
- Gesucht:
  - Netzwerk mit kleinem Ausgangsgrad
  - D.h. Eingangsgrad, Ausgangsgrad konstant, $O(1)$
  - Durchmesser O(log n)
- Eine mögliche Lösung:
  - Viceroy

Definition Butterfly-Graph (mit wrap-around-Kanten)

- Knoten: (i, S)
  - i ist aus $\{0,..,k\text{-}1\}$
  - S ist k-stelliger Binärstring
- Interpretation
  - $m = 2^k$ Knoten pro Ebene
  - k Ebenen
  - In der Regel werden die Knoten der k-ten Ebene zweimal gezeichnet
- Kanten: Von $(i, (b_0,..,b_i, ..., b_{k-1}))$ nach

  $((i+1) \bmod k, (b_0,..,b_i, ..., b_{k-1}))$ und

  $((i+1) \bmod k, (b_0,..,1\text{-}b_i, ..., b_{k-1}))$
- $n = k\, 2^k$ Knoten



Eigenschaften Butterfly-Graph

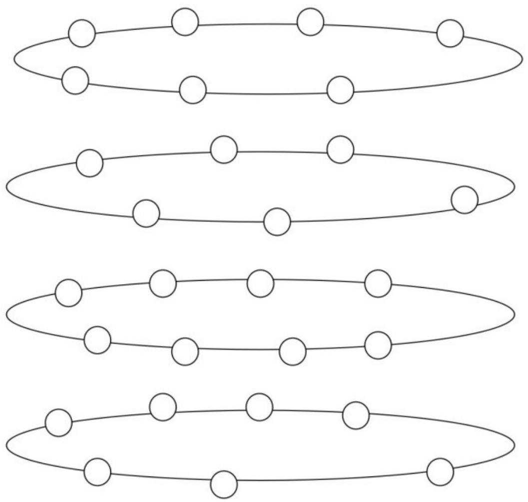
- Kleiner Grad
  - Eingangsgrad + Ausgangsgrad = 4
- Kleiner Durchmesser
  - mit log m = log n + log log n optimal
- Gute Simluationseigenschaften
  - Andere Netzwerke können sehr effizient in einen Butterfly-Graphen eingebettet werden
  - D.h. Eine Kante eines anderen Netzwerks wird durch sehr kurze Pfade im Butterfly-Graph ersetzt
- Einfache Routing-Algorithmen
  - Routing-Entscheidung in konstanter Zeit möglich
- Kaum Flaschhälse
  - Mit hoher W'keit: Kein Knoten wird beim Routing mit Nachrichten überlastet
- Hohe Fehlertoleranz
  - Ausfall von Knoten kann gut toleriert werden

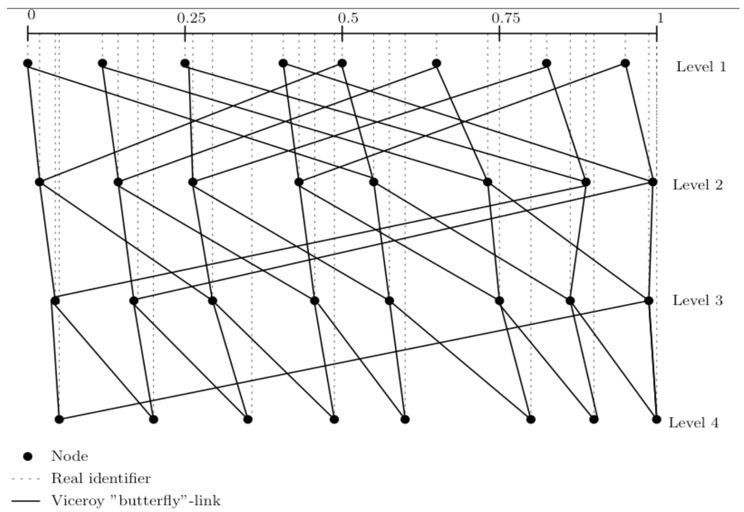
Übersicht Viceroy

- Zielsetzung
  - Skalierbarkeit
  - Bewältigung von Dynamik
  - Verteilung des *Traffic*
- *Congestion*
  - Maximale Anzahl Nachrichten, die ein Peer zu bewältigen hat
- Kosten für Peer-Aufnahme/Entfernen
  - Minimierung Anzahl Nachrichten/Zeit
- *Dilation*, Länge des Suchpfads
- Viceroy war das erste P2P-Netzwerk mit optimaler Grad/Durchmesser-Beziehung
  - Techniken lassen sich auf andere Netzwerke übertragen

Aufbau Viceroy

- Knoten in Viceroy
  - Wählen anfangs zufällig eine Ebene des Butterfly-Netzwerks
  - (Hierzu ist es notwendig, log *n* zu kennen)
- Kombination aus drei Netzwerk-Strukturen
  1. Ein Ring für alle Knoten
     - Verkettet alle Knoten
  2. Für jede Ebene ein Ring
     - mit dem Intervall [0,1)
  3. Das Butterfly-Netzwerk zwischen den Ebenen,
     - d.h. in Ebene *i* gibt es Links von (i,x) zu
       1. Nachfolger von $(i+1,x)$
       2. Nachfolger von $(i+1,x+2^{-i})$
       3. Vorgänger von $(i-1, x)$





Schätzung von log n

- Betrachte Ringnachbar auf dem „Ring für alle“

- Sei d der Abstand auf dem Ring [0,1)

- Dann gilt
  - $E[d] = 1/n$
  - $\Pr[d > c (\log n)/n] < n^{-O(1)}$
  - $\Pr[d < 1/n^{1+c}] < n^{-c}$

- Damit ist $\log(1/d)$ mit hoher Wahrscheinlichkeit eine $(1+\varepsilon)$-Approximation von log n

Einfügen eines Peers

1. Füge Knoten an zufälliger Stelle des „Rings für alle“ ein
2. Schätze log n ab durch Messen des Abstands zweier Peers
3. Wähle zufällige Ebene i uniform aus [1,..,log n] und $x \in [0,1)$
4. Suche Stelle im ViceRoy-Netzwerk durch LookUp ausgehend vom Ringnachbarn
5. Füge Peer in die Ebene i des ViceRoy-Netzwerks, indem
   - der Peer in den Ring i des Netzwerks eingefügt wird
   - die Ausgangszeiger von (i,x)
     - Nachfolge-Peer der Position $(i+1,x)$
     - Nachfolge-Peer der Position $(i+1,x+2^{-i})$
     - Vorgänger-Peer der Position $(i-1, x)$

   ausgehend von den Zeigern des Nachbarn im Ring i gesucht werden

- Laufzeit/Anzahl Nachrichten
  - Zeit von Lookup ($O(\log n)$) +
  - Finden der Nachfolger/Vorgänger ($O(\log n)$)

Suche

- Peer (i,x) erhält Suchanfrage nach (j,y)

  IF $i=j$ und $|x-y| \leq (\log n)^2/n$ THEN

      Leite Suchanfrage auf Ringnachbar der Ebene i weiter

  ELSE

      IF y weiter rechts als $x+2^i$ THEN

          Leite Suchanfrage an Nachfolger von $(i+1,x+2^{-i})$ weiter

      ELSE

          Leite Suchanfrage an Z = Nachfolger von $(i+1,x)$ weiter

          IF Nachfolger Z weiter rechts als x THEN

              Suche auf dem Ring $(i+1)$ von Z aus einen Knoten $(i+1,p)$ mit $p<x$

          ENDIF

      ENDIF

  ENDIF

Lemma

Mit hoher Wahrscheinlichkeit benötigt Suche $O(\log n)$ Zeit und Nachrichten

Eigenschaften von ViceRoy

- Ausgangsgrad konstant
- Erwarteter Eingangsgrad konstant
- Durchmesser $O(\log n)$
- Durch den Butterfly-Graphen kann die Kommunikationslast balanciert werden
  – In den Butterfly-Graphen können beliebige andere Graphen effizient eingebettet werden

Die Sache mit dem Grad

- Ausgangsgrad: 2+2+2+2 = 8
- Bei perfekter Verteilung, d.h. Abstand zum Nachbarn $\Theta(1/n)$
  - Eingangsgrad konstant
- Tatsächlich
  - Eingangsgrad: erwartet konstant
  - aber auch $\Omega(\log n / \log\log n)$ kommt mit Wahrscheinlichkeit $1-n^{-1}$ vor
- Problem:
  - Große Abstände auf dem Viceroy-Ring ziehen viele Links an
  - Kleine Abstände bombardieren die Ringnachbarn
- Lösung:
  - Ordne die Peers **nicht** durch Hashing zu
  - Verwende das Prinzip der mehrfachen Auswahl (multiple choice).

Das Prinzip der mehrfachen Auswahl

- Beim Einfügen würfelt jeder Peer $c \log n$ Positionen
- Für jede Position $p(j)$ wird die Abstand $a(j)$ zwischen potentiellen linken und rechten Nachbar gemessen
- Peer wird an einer Position $p(j)$ in der Mitte zwischen linken und rechten Nachbarn eingefügt, wo $a(j)$ maximal in der Auswahl ist

Lemma:

Mit hoher Wahrscheinlichkeit ist der Abstand zweier Peers in den $\log n$ Viceroy-Ringen nur einen konstanten Faktor größer oder kleiner als der durchschnittliche Abstand $(\log n)/n$.

Beweis der Korrektheit des Prinzips der mehrfachen Auswahl

Lemma

Nach dem Einfügen von n Peers auf einem Ring [0,1), wobei das Prinzip der mehrfachen Auswahl angewendet wird, bleiben nur Intervalle der Größe $1/(2n)$, $1/n$ und $2/n$ übrig.

1. Teil: *Mit hoher W'keit gibt es kein Intervall länger als 2/n:*

Beweis folgt aus folgenden Lemma:

Lemma **

Sei das längste Intervall c/n (c kann von n abhängen).
Dann sind nach Einfügen von $2n/c$ Peers alle Intervalle kürzer als $c/(2n)$ mit hoher W'keit.

Wendet man dieses Lemma für $c=n/2, n/4, ..., 4$ an, folgt der erste Teil des Lemmas

Beweis der Korrektheit des Prinzips der mehrfachen Auswahl

Lemma

Nach Einfügen von *n* Peers auf einem Ring [0,1), wobei das Prinzip der mehrfachen Auswahl angewendet wird, bleiben nur Intervalle der Größe 1/(2*n*), 1/*n* und 2/*n* übrig.

Beweis

2. Teil: Keine Intervalle kleiner als 1/(2*n*) entstehen
   Die Gesamtlänge der Intervalle der Größe 1/(2*n*) ist vor jedem Einfügen höchstens *n*/2

   Ein solches Intervall wird mit Wahrscheinlichkeit höchstens 1/2 gewählt

   Die Wahrscheinlichkeit, dass unter *c* log *n* Intervallen nur solche gewählt werden, ist

$$2^{-c \log n} = n^{-c}$$

   Damit wird für *c*>1 mit polynomiell kleiner Wahrscheinlichkeit ein Intervall der Länge 1/(4*m*) weiter unterteilt.

Chernov-Schranke

- Bernoulli-Experiment
  - Entweder 0 mit Wahrscheinlichkeit 1-*p*
  - Oder 1 mit Wahrscheinlichkeit *p*

Theorem 3 Chernoff-Schranke
Seien $x_1, \ldots, x_n$ *unabhängige Bernoulli-Experimente mit* $\mathrm{P}[x_i = 1] = p$ *und* $\mathrm{P}[x_i = 0] = 1 - p$. *Sei* $S_n = \sum_{i=1}^{n} x_i$. $\mathbf{E}[S_n] = p\,n$

1. *Dann gilt für jedes* $c \in [0, 1]$:

$$\mathrm{P}[S_n \geq (1+c)\mathbf{E}[S_n]] \leq e^{-\frac{c^2}{3}pn} .$$

2. *Für* $c \in [0, 1]$:

$$\mathrm{P}[S_n \leq (1-c)\mathbf{E}[S_n]] \leq e^{-\frac{c^2}{2}pn} .$$

Beweis von Lemma (△△)

Sei das längste Intervall c/n (c kann von n abhängen). Dann sind nach Einfügen von $2n/c$ Peers alle Intervalle kürzer als $c/(2n)$ mit hoher W'keit.

- Betrachte ein Intervall der Länge c/n
- Mit W'keit c/n wird ein solches Intervall von einem Peer getroffen
- Angenommen es werden für jeden Peer $t \log n$ Intervalle untersucht
- Die erwartete Anzahl von Treffern in diesem Intervall ist also

$$E[X] = \frac{c}{n} \cdot \frac{2n}{c} \cdot t \log n = 2t \log n$$

- Die Chernov-Schranke liefert dann:

$$P[X \leq (1-\delta)E[X]] \leq n^{-\delta^2 t}$$

- Ist $\delta^2 t \geq 2$, werden alle diese Intervalle mindestens $2(1-\delta)t \log n$ -mal getroffen
- Jedesmal, wenn ein Intervall geteilt wird, gab es $t \log n$ (zusätzliche) Treffer
- Wir wählen $2(1-\delta) \geq 1$
- Dann wird jedes Intervall (mit hoher W'keit) der Länge c/n geteilt.

Resumee ViceRoy

- Butterfly-Graph
  - für Routing sehr gut geeignet
  - viele erprobte, gute Algorithmen bekannt

- Erstes Peer-to-Peer-Netzwerk mit konstantem Ein- und Ausgangsgrad

- Aber:
  - Mehrfache Ringstruktur relativ kompliziert
  - Durch das Prinzip der mehrfachen Auswahl ist der Aufwand zum Einfügen $O((\log n)^2)$
  - Das Prinzip der mehrfachen Auswahl kann auch bei DeBrujin-Netzwerken angewendet werden
    - Diese sind wesentlich einfacher
    - Haben die gleichen Netzwerkeigenschaften

Ende