



M Ű E G Y E T E M 1 7 8 2  
TÁVKÖZLÉSI ÉS MÉDIAINFORMATIKAI TANSZÉK  
BUDAPESTI MŰSZAKI ÉS GAZDASÁGTUDOMÁNYI EGYETEM

ELOSZTOTT HASH TÁBLÁK OVERLAY  
HÁLÓZATÁNAK MODELLEZÉSE, OPTIMALIZÁLÁSA  
ÉS TELJESÍTMÉNYELEMZÉSE

Tézisfüzet

Kersch Péter

Tudományos vezető: Szabó Róbert, Ph.D.

Budapest, 2008

# 1. Bevezetés

Az elsőként fájlmegosztó alkalmazások közt megjelenő peer-to-peer rendszerek napjainkban már számos egyéb alkalmazási területen is széles körben elterjedtek, pl. Internet telefónia (pl. Skype [1]), Internet TV (pl. SopCast [2]), grid rendszerek; és a teljes Internet forgalom több mint felét a P2P forgalom teszi ki [3]. A peer-to-peer rendszerek számos előnyös tulajdonsággal rendelkeznek, amelyek mind hozzájárultak ehhez a sikerhez: pl. a sávszélesség, tár- vagy CPU kapacitás szűk keresztmetszeteinek kiküszöbölése, telepítési és üzemeltetési költségek megtakarítása vagy a peer-to-peer felhasználók nehezebb nyomon követhetősége.

Peer-to-peer hálózatnak olyan önszervező, egyenrangú entitásokból (peer) felépülő rendszert nevezünk, amely lehetővé teszi erőforrások megosztását hálózati környezetben központi elemek felhasználása nélkül [4]. A peer-to-peer rendszerek által biztosított egyik legalapvetőbb funkcionalitás az osztott erőforrások keresése a hálózatban. Ezt két alapvetően különböző módon lehet biztosítani. Strukturálatlan P2P hálózatokban a csomópontok semmiféle információt nem tárolnak a más peereken megosztott erőforrások helyéről, ezeket elárasztással vagy véletlen bolyongáson alapuló módszerekkel lehet megtalálni. A strukturált P2P rendszerek, pl. elosztott hash táblák (angol rövidítéssel DHT-k), ezzel szemben egy elosztott index struktúrát tartanak fenn, amely lehetővé teszi az osztott erőforrások irányított keresését – jelentősen csökkentve a keresés kommunikációs költségét és garantálva a keresések sikerességét.

Egy DHT-ban – a közönséges hash táblákhoz hasonlóan – minden adatelemhez tartozik egy kulcs. A kulcsteret a DHT csomópontjai felosztják egymás közt, és minden csomópont azokat az adatelemeket tárolja, amelyeknek a kulcsa a saját kulcstér partíciójába esik. A kulcsok és a csomópontok azonosító ugyanarra a virtuális metrikus térre vannak leképezve. A kulcstér felosztása ennek a térnek a távolságmetrikájára épül: egy adatelemet az a peer tárol, amelynek az azonosítójához az adathoz tartozó kulcs a lehető legközelebb helyezkedik el. A távoli peerek által tárolt adatelemekhez egy (virtuális) overlay hálózaton keresztül lehet eljutni, amely egy gráffal írható le. Az adatok tárolása és keresése ezen overlay hálózat felett megvalósított útválasztó algoritmus felhasználásával történik.

Disszertációmban két különböző szempontból vizsgáltam a DHT-k overlay hálózatát. Az 1. tétiscsoportban egy általános matematikai modellt javasoltam az overlay struktúra és a statikus hálózatban mért útválasztási teljesítmény közti kapcsolat leírására. Ezután a 2. tétiscsoportban a DHT-k overlay hálózatának karbantartását vizsgáltam, és javasoltam egy új, aszimptotikusan optimális sztochasztikus karbantartási stratégiát.

## 2. Kutatási célkitűzések

Az első strukturált peer-to-peer rendszerek publikálása óta nagyon sok elosztott hash tábla javaslat született [5, 6, 7, 8, 9, 10, 11]. Bár architektúrális és algoritmikus részleteikben ezek a DHT javaslatok jelentősen különbözhetnek egymástól, a keresési mechanizmus a legtöbb esetben lényegében ugyanazokon az alapokon nyugszik. Számos szimulációkra épülő tanulmány létezik a különböző DHT útválasztási megoldások teljesítményének összehasonlítására statikus és dinamikus hálózati környezetben [12, 13]. Egyes DHT-k esetében részletes analitikus modellek is rendelkezésre állnak, azonban ezek általában egy konkrét DHT megvalósítást tudnak csak leírni. Végül a DHT útválasztás bizonyos vonatkozásait általános analitikus modellek is lefedik, pl. a DHT útválasztás statikus hibátűrő képességét [14] vagy a keresési stratégia, a keresési párhuzamosság és a replikáció hatását a keresési teljesítményre [15]. Azonban legjobb tudomásom szerint nem létezik általános matematikai modell az overlay struktúra és az útválasztás teljesítménye közti kapcsolat leírására statikus hálózati környezetben. *Ezt a hiányt hivatott pótolni az 1. téziscsoport, amelyben egy általános sztochasztikus modellt dolgoztam ki a DHT-k overlay hálózatának és útválasztási mechanizmusának leírására.*

A legtöbb P2P rendszer természeténél fogva gyorsan változik: folyamatosan távoznak el és lépnek be új peerek a hálózatba. Ezt az állandó ki- és becsatlakozási folyamatot a P2P terminológiában *churn*-nek nevezzük [16]. Ennek a dinamizmusnak a kezeléséhez számos architektúrális komponenst kell egy DHT-ban megvalósítani, pl. másolatok karbantartása, hibátűrő overlay struktúra [11, 12, 14], churn-tűrő keresési stratégiák [15, 17], overlay karbantartási mechanizmusok [8, 10]. *A 2. téziscsoport célja, hogy egy új sztochasztikus megközelítésben vizsgálja az overlay karbantartást, és minimalizálja az overlay karbantartási költséget churn esetén.*

## 3. Módszertan

Az 1. téziscsoportban elsősorban matematikai analízist használtam. Az overlay útválasztás általános modellezéséhez logaritmikusan transzformáltam a távolságokat a DHT metrikus terében. Az így kapott transzformált nézetben a sztochasztikus folyamatok, azon belül is a felújításelmélet eszköztárát használtam mind a hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlásának, mind pedig magának az útválasztási folyamatnak a leírására. A különböző eloszlás paraméterek zárt alakban történő meghatározásához a *Mathematica* szoftvert használtam.

Az így kapott matematikai modellt használtam a 2. téziscsoportban egy új, sztochasztikus hosszú-távú kapcsolat karbantartó algoritmus kidolgozása során. A javasolt

karbantartó algoritmus teljesítményét egy lineáris egyenletrendszer és egy Markov-lánc modell felhasználásával vizsgáltam. Az analitikus eredményeket ezen felül kiterjedt szimulációs vizsgálatokkal is ellenőriztem egészen 128 ezer csomópontból álló hálózat méreteig. Hogy ilyen nagy hálózatok esetén is tudjak szimulációkat futtatni a skálázhatóság elemzéséhez, a javasolt algoritmust egy ciklus-alapú szimulátorban valósítottam meg, és figyelmen kívül hagytam a szállítási réteg részleteit.

### 3.1. Modellezési feltételezések és jelölések

A DHT-k overlay hálózatának leírásához a [18]-ban ismertetett terminológiát és referencia modellt használtam. A metrikus térnek, amelyre a DHT-t alkotó csomópontok azonosítói le vannak képezve, fontos szerepe van a DHT útválasztás elemzése során. A modellezés során egy egy dimenziós metrikus teret használtam, amelyet egy gyűrű kerületén definiált  $[0,1)$  intervallumra képeztem le (lásd 1. ábra). Ebben a metrikus térben két csomópont közti távolságot a gyűrű kerülete mentén óramutató járásával megegyező irányban mért távolságukként definiáltam<sup>1</sup>, formálisan:  $d(x, y) = y - x + I_{x > y}$ .

Egy csomópont kapcsolatai két különböző kategóriába sorolhatók: rövid-távú kapcsolatok az  $N_S$  legközelebbi csomóponthoz (óramutató járásával megegyező irányban) és hosszú-távú kapcsolatok távolabbi csomópontokhoz. Ezeket a csomópontokat rövid-távú illetve hosszú-távú peereknek neveztem. A 1. ábra az  $A$  csomópont rövid-távú ( $S_1, S_2, S_3$ ) és hosszú-távú ( $L_0, L_1, L_2, L_3$ ) kapcsolatait mutatja.

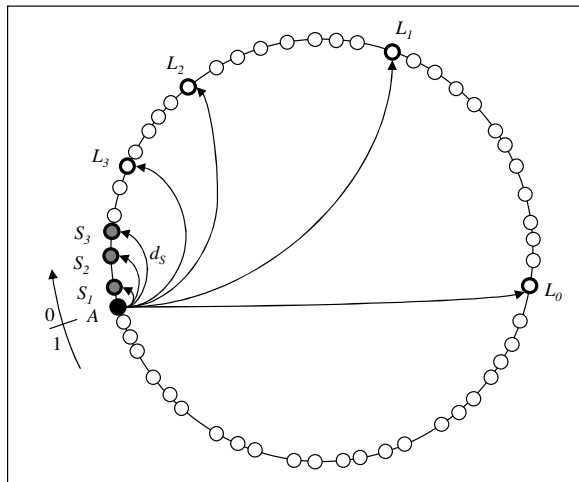
Feltételeztem, hogy az útválasztás egy mohó algoritmus szerint történik: egy csomópont egy keresési kérést a DHT metrikus terében a célcsomóponthoz legközelebbi peernek továbbítja.

A legtöbb DHT (Chord [5], Pastry [6], Symphony [9], Accordion [10] stb.) overlay hálózata és útválasztása leírható (vagy közelíthető) a fenti modellel (pl. A Pastry-ben az útválasztás összetettebb folyamat, de ugyanarra a mohó algoritmusra épül). Azonban létezik néhány kivétel is: a több-dimenziós metrikus teret használó DHT-k (pl. a CAN [7]) vagy a nem Euklideszi metrikus teret használó DHT-k (pl. a Kademia [8]). Az 1. téziscsoportban részletesen is elemzek két szélsőséges overlay családot:

**1. definíció** (Valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay, angol rövidítéssel PPLRO). Egy DHT overlay-t akkor nevezünk valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-nek, ha a hosszú-távú kapcsolatok kiválasztása nem determinisztikus, és csupán a következő eloszlásbeli kritériumot kell teljesíteni: annak a valószínűsége, hogy egy hosszú-távú kapcsolat kiépül egy másik csomópont felé, fordítottan arányos a csomóponttól mért

---

<sup>1</sup>Ez a definíció egyben azt is jelenti, hogy a DHT metrikus tere csupán kvázi-metrikus tér, mivel nem teljesülnek a szimmetria feltételek. A modell kétirányú kiterjesztésével (ahol a távolság a gyűrű kerülete mentén mért legrövidebb távolság) viszont már valódi metrikus teret kapunk.



1. ábra. Általános modell DHT-k overlay hálózatának leírására (példa)

távolság  $d$ -ik hatványával, ahol  $d$  a DHT metrikus térének dimenziója<sup>2</sup> [19]. Egy csomópont becsatlakozása során ilyen távolságeloszlás szerint épülnek ki a csomópont kezdeti hosszú-távú kapcsolatai.

**2. definíció** (Determinisztikus hatványtörvény-alapú overlay, angol rövidítéssel DPLRO). Egy egy dimenziós DHT metrikus tér felett kiépülő overlay-t akkor nevezünk determinisztikus hatványtörvény-alapú overlay-nek, ha a hosszú-távú peerek távolságát a következő hatványsor határozza meg:  $d_i = \frac{q}{c^i}$ , ahol  $c$  és  $q$  állandók és  $c > 1$  valamint  $0 < q \leq 1$ . Egyirányú overlay-ek esetén az  $i$ -ik hosszú-távú peer a legközelebbi olyan csomópont, amely  $d_i$ -nél távolabb van, míg kétirányú overlay-ek esetén az  $i$ -ik hosszú-távú peer az a csomópont, amely a  $d_i$  távolságra elhelyezkedő ponthoz a legközelebb helyezkedik el a térben.

A determinisztikus hatványtörvény-alapú overlay a Chord [5] overlay hálózatának az általánosításának tekinthető (a Chord esetében  $c = 2$  és  $q = 1$ ).

A fenti egyirányú overlay és útválasztási modell könnyen kiterjeszthető a kétirányú overlay-ekre és útválasztásra. Egy kétirányú overlay-ben mind a rövid- mind pedig a hosszú-távú kapcsolatok kétirányúak. A másik fontos különbség a DHT metrikus térének távolság metrikája: a gyűrű ábrázolást használva két csomópont távolsága a köztük lévő rövidebb távolság a gyűrű kerülete mentén, formálisan:  $d_b(x, y) = \min [d(x, y), d(y, x)]$ . Ennek köszönhetően távolságok szempontjából minden csomópont két szimmetrikus partícióra bonthatja a DHT metrikus terét. A kapcsolatok kiépítése a két partícióban külön-külön egymástól függetlenül történik az overlay

<sup>2</sup>A disszertációmban csak egy dimenziós DHT metrikus terekkel foglalkozom

egyirányú megfelelőjének távolságeloszlása szerint. Egy kétirányú overlay-ben a mo-  
hó útválasztás is kétirányú lesz; a kéréseket mindkét irányba lehet továbbítani, attól  
függően, hogy melyik peer található a legközelebb a cél csomóponthoz. Az 1. tézis-  
csoportban egyirányú overlay-ekkel kapcsolatos eredményeket ismertetek, míg a 2. té-  
ziscsoportban alkalmazom és kiterjesztem ezeket az eredményeket kétirányú overlay-  
ekre.

A csomópontok azonosítónak eloszlása a DHT metrikus térben szintén befolyásol-  
hatja az útválasztással kapcsolatos analitikus eredményeket az overlay-ben. A disszer-  
tációmban feltételeztem, hogy a csomópontok véletlenszerűen, egymástól függetlenül  
és egyenletes eloszlást követve<sup>3</sup> választanak maguknak azonosítót (ez a legtöbb valós  
esetben ésszerű feltételezés). Ez azt eredményezi, hogy a gyűrűn egymást követő azo-  
nosítók közti távolság exponenciális eloszlás követ. Néhány esetben (ezeket mindig  
külön jeleztem), feltételeztem, hogy a hálózat csomópontjainak azonosító pontosan  
azonos méretű partíciókra osztják a DHT metrikus terét. Ez nyilván nem relisztik-  
us, viszont jelentősen leegyszerűsíti a matematikai elemzést. Ezekben az esetekben  
a kapott eredményeket összehasonlítottam szimulációs eredményekkel is, ahol vélet-  
lenszerűen, egyenletes eloszlást szerint voltak kiválasztva az azonosítók.

Végül a hosszú-távú kapcsolatok kiválasztásának modellezése során feltételeztem,  
hogy a DHT metrikus térben bármilyen távolságra lehet egy peer csomópontot ta-  
lálni. Ez véges számú csomópontból álló rendszer esetén nem reális. A valóságban az  
adott ponthoz legközelebbi valós csomóponthoz épül ki egy kapcsolat. Az ebből adó-  
dó hiba az elméleti és valós távolságok közt fordítottan arányos a rendszerben lévő  
csomópontok számával, azaz nagy hálózatok esetén (disszertációm elsősorban ezekre  
összpontosít) elhanyagolható.

## 4. Új eredmények

### 4.1. Elosztott hash táblák overlay struktúrájának és útválasz- tásának sztochasztikus modellezése

Bár a nagyszámú DHT javaslatok első ránézésre erősen különbözhetnek egymástól,  
az útválasztás a legtöbb DHT overlay hálózatában ugyanazokra a közös alapokra  
épül: az overlay strukturális hasonlóságára a Kleinberg-féle „kis világ” navigációs mo-  
dellhez [19]. Ezeknek a közös alapoknak a jobb megértése érdekében analitikusan  
vizsgáltam az overlay hálózat struktúráját és az útválasztási folyamatot, és javasoltam  
egy általános sztochasztikus modellt, amelynek felhasználásával analitikusan leírható

---

<sup>3</sup>Szigorúan véve az azonosító tér diszkrét bármely valós rendszerben. Azonban ezeknek a diszk-  
rét tereknek az elemszáma általában olyan nagy ( $2^{128} - 2^{256}$ ), hogy ezek a terek a gyakorlatban  
folytonosnak tekinthetők.

és összehasonlítható DHT-k egy nagy csoportja.

**1. téziscsoport.** [J2, J3, B1] Sztochasztikus módszerek és a távolságok logaritmikus transzformációjának felhasználásával elemeztem a DHT-k overlay struktúráját és útválasztását. Az overlay struktúra leírására javasoltam egy paraméter halmazt, amellyel egységesen jellemezhető a DHT-k egy nagy csoportja. Továbbá zárt felső korlátokat adtam az útválasztási lépésszám várható értékére statikus hálózatban a hálózat méretének illetve a javasolt overlay paramétereknek a függvényében.

## Hosszú-távú kapcsolatok eloszlásának vizsgálata

**1.1. tézis.** [J2, J3, B1] Javasoltam egy logaritmikusan transzformált nézetet, amelyben egy csomópont hosszú-távú kapcsolatai lineáris vagy közel lineáris sorozatot alkotnak. Azonosítottam DHT-k egy nagy csoportját, amelyekben ez a sorozat leírható vagy közelíthető egy végtelen felújítási folyamatból vett véletlen mintával. A hosszú-távú kapcsolatok eloszlásának jellemzésére ezekben a DHT-kban bevezettem egy  $\lambda$  hosszú-távú kapcsolatsűrűség paramétert és egy  $c_v$  hosszú-távú kapcsolatsűrűség szórásstényezőt.  $O(\log n)$  állapotterű DHT-k esetén ezek a paraméterek a hálózat méretétől függetlenül jellemzik az overlay hálózatot.

**3. definíció** (Logaritmikusan transzformált nézet). Legyen  $(\mathcal{I}, d)$  a DHT metrikus tere, amelyben egy  $x_0$  és egy  $x_1$  csomópont közti távolság  $d(x_0, x_1)$ . Ekkor  $x_0$  és  $x_1$  távolsága az  $x_0$  csomópont transzformált nézetében a következőképpen van definiálva:

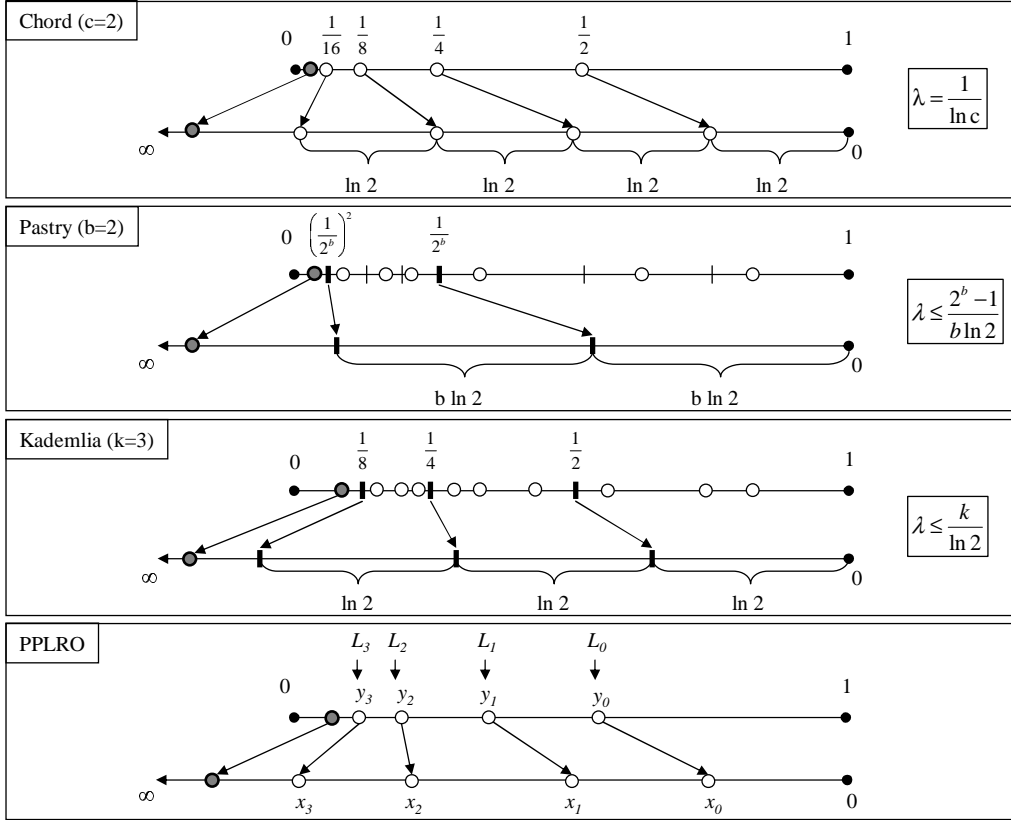
$$d'(x_0, x_i) = -\ln [d(x_0, x_i)]. \quad (1)$$

Egy  $x_0$  bázis-csomópont transzformált nézetével  $x_0$  és más csomópontok közti távolságok jellemezhetők a DHT-ban. A transzformált nézet egy  $[0, \infty]$  félegyenes mentén ábrázolható a következőképpen: az  $x_0$  bázis-csomópont  $\infty$ -ben, más  $x_i$  csomópontok (pl. a bázis csomópont peerjei, vagy egy keresési folyamat cél-csomópontja) pedig a 0-ás ponttól  $d'(x_0, x_i)$  távolságra helyezkednek el.

A 2. ábra a hosszú-távú kapcsolatok sorozatának linearitását demonstrálja egy csomópont transzformált nézetében különböző DHT megvalósítások esetén: Chord [5], Pastry [6] Kademia [8]<sup>4</sup> és valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek (pl. Symphony [9] vagy Accordion [10]). Valamennyi DHT esetében a felső szakasz a DHT valós metrikus terében ábrázolja egy csomópont hosszú-távú peerjeit (az egyszerűbb megjelenítés érdekében a gyűrű topológia ki lett egyenesítve), míg az alsó félegyenes az adott csomópont transzformált nézetében ábrázolja ugyanezt. A valós metrikus térben az ábrázolt csomópont a 0 pontban, a transzformált nézetben pedig  $+\infty$ -ben

---

<sup>4</sup>Pastry esetében a  $b$  paraméter az útválasztási táblában szereplő számok bithosszát, Kademia esetében a  $k$  paraméter a vödörméretet jelöli



2. ábra. Néhány jól ismert DHT útválasztó táblájának összehasonlítása.

helyezkedik el. Végül a hosszú-távú kapcsolatok a transzformált nézetben a  $[0, -\ln d_S)$  tartományt foglalják el, ahol  $d_S$  a csomópont legtávolabbi rövid-távú peerjétől mért távolság (a 2. ábrán szürke kör jelöli).

Bár a hosszú-távú kapcsolatok eloszlása különböző a fenti DHT megvalósítások mindegyikénél, a 2. ábra jól mutatja, hogy a hosszú-távú kapcsolatok tartományát a transzformált nézetben fel lehet osztani egyenlő,  $\Delta x$  hosszúságú partíciókra úgy, hogy a hosszú-távú kapcsolatok  $N_L(\Delta x)$  száma ugyanaz legyen minden partícióban (determinisztikusan vagy várható értékben). Erre a megfigyelésre építve bevezettem egy  $\lambda_{\Delta x}$  hosszú-távú kapcsolatsűrűség paramétert:

$$\lambda_{\Delta x} = \frac{E[N_L(\Delta x)]}{\Delta x}. \quad (2)$$

$O(\log n)$  állapotterű DHT-k esetén ez a  $\lambda_{\Delta x}$  paraméter a hálózat méretétől függetlenül jellemzi a hosszú-távú kapcsolatok eloszlását egy DHT overlay hálózatában. A partíciók  $\Delta x$  hossza általában nem választható meg tetszőlegesen. Ahhoz, hogy



a kapcsolatsűrűség a hosszú-távú kapcsolatok teljes tartományában ugyanaz legyen, szükség lehet a  $\Delta x$  paraméter DHT megvalósítástól függő speciális megválasztására (lásd 2. ábra).

Azonosítottam DHT-k egy fontos családját, amelyeknél a hosszú-távú kapcsolatok eloszlása még „egyenletesebb” a transzformált térben:

**4. definíció** (Szabályos hatványtörvény-alapú overlay, angol rövidítéssel RPLRO). Egy hatványtörvény-alapú overlay-t akkor nevezünk szabályosnak, ha egy csomópont hosszú-távú kapcsolatainak sorozata a csomópont transzformált nézetében leírható egy végtelen felújítási folyamatból véletlenszerűen kiválasztott,  $(-\ln d_S)$  hosszú mintával; továbbá ezeknek a mintáknak a kiválasztása különböző csomópontok esetén egymástól függetlenül történik.

Így az egymást követő hosszú-távú kapcsolatok közti távolságok egy csomópont transzformált nézetében független és azonos eloszlású valószínűségi változók, és ezen távolságok  $F(x)$  eloszlásfüggvénye egyértelműen leír egy szabályos hatványtörvény-alapú overlay-t. Szabályos hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén a hosszú-távú kapcsolatsűrűséget  $\Delta x$ -től függetlenül is meg lehet adni:

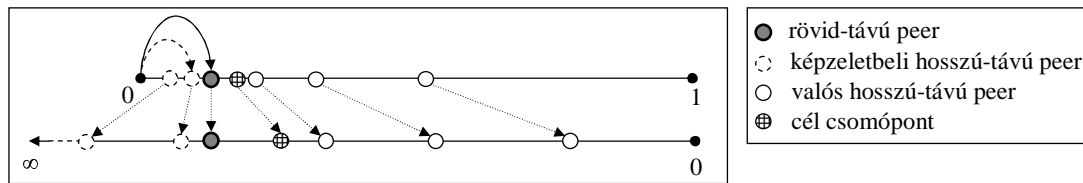
$$\lambda = \lim_{\Delta x \rightarrow 0} \frac{E[N_L(\Delta x)]}{\Delta x} = \frac{1}{\mu} \quad (3)$$

és  $\lambda = \frac{1}{\mu}$  bárhol a hosszú-távú kapcsolatok tartományában, ahol  $\mu$  az egymást követő hosszú-távú kapcsolatok közti átlagos távolság a csomópont transzformált nézetében.

A valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek szabályosak (lásd 1.2. tézis). A Pastry [6] és Kademia [8] overlay-ek nem szabályosak, de jól közelíthetők szabályos hatványtörvény alapú overlay-ekkel. Végül a Chord [5] és a determinisztikus hatványtörvény alapú overlay-ek általában nem szabályosak, viszont szabályossá tehetők. Egy DPLRO csomópontjának transzformált terében az első hosszú-távú kapcsolat a  $\ln c$  pontban található. A 2. definícióban szereplő  $q$  állandót egy valószínűségi változóra cserélve – úgy, hogy az első hosszú-távú kapcsolat egyenletes eloszlással a  $[0, \ln c]$  tartományba essen – az overlay szabályossá válik.

A valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek a szabályos hatványtörvény alapú overlay-ek egy speciális alosztályát alkotják:

**1.2. tézis** ([J2, J3, B1]). *Megmutattam, hogy a hosszú-távú kapcsolatok sorozata egy valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay egy csomópontjának transzformált nézetében leírható egy csonkolt Poisson folyamattal. Továbbá az overlay hosszú-távú kapcsolatsűrűség paramétere megegyezik a Poisson folyamat  $\lambda$  intenzitásával.*



3. ábra. Továbbítás képzeletbeli hosszú-távú kapcsolaton keresztül

### Az útválasztás vizsgálata

Az útválasztás a legtöbb DHT esetében a rövid- és hosszú-távú kapcsolatok együttes használatára épül<sup>5</sup>. Az első útválasztási lépés általában hosszú-távú kapcsolaton keresztül, míg az utolsó általában rövid-távú kapcsolaton keresztül történik. A teljesen determinisztikus overlay-ek kivételével a rövid-távú kapcsolaton keresztül történő továbbítás valószínűsége folyamatosan nő a cél-csomópont felé közeledve és nem lehet egyértelműen szétválasztani az útválasztási folyamatot külön rövid-távú és hosszú-távú útválasztási fázisokra.

Ennek a komplex, kettős útválasztási folyamatnak az analitikus leírásához első közelítésben kizárólag a hosszú-távú kapcsolatokon keresztül történő továbbítást vizsgáltam, és a rövid-távú kapcsolatokat is képzeletbeli hosszú-távú kapcsolatokkal helyettesítettem. A hosszú-távú kapcsolatok sorozata egy csomópont transzformált terében a legtávolabbi rövid-távú kapcsolatnál véget ér. A kizárólag hosszú-távú kapcsolatokon keresztül történő továbbítás modellezése során ez a sorozat képzeletbeli hosszú-távú kapcsolatokkal folytatódik egészen  $+\infty$ -ig. Ezáltal szabályos hatványtörvény-alapú overlay-ek esetében a valós és képzeletbeli hosszú-távú kapcsolatok sorozata összefűzve egy felújítási folyamatból vett végtelen hosszú mintának felel meg. A valódi overlay hálózatban akkor történik rövid-távú kapcsolaton keresztül a továbbítás, ha a cél csomópont közelebb van, mint a továbbító csomópont legközelebbi hosszú-távú kapcsolata. Amikor a valódi overlay hálózat egy rövid-távú kapcsolaton keresztül továbbít egy kérést, a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott modell az ennél a rövid-távú peernél közelebbi képzeletbeli hosszú-távú kapcsolaton keresztül továbbítja azt.

A 3. ábra a valódi útválasztás és a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modell közti különbséget mutatja be. A felső szakasz ábrázolja a DHT valós metrikus terét, az alsó félegyenes pedig a továbbító csomópont transzformált nézetét. A valós overlay hálózatban a továbbítás egy rövid-távú kapcsolaton keresztül történik. Ezzel szemben a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modellben a továbbítás a cél-csomóponthoz legközelebbi képzeletbeli hosszú-távú kapcsolaton keresztül történik.

<sup>5</sup>Van néhány kivétel, pl. a Kademlia [8] kizárólag hosszú-távú kapcsolatokat, a CAN [7] pedig kizárólag rövid-távú kapcsolatokat használ.

Megmutattam, hogy az egy útválasztási lépésben elért távolság csökkenés a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modellben mindig kisebb, mint a valódi overlay hálózatban, így a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modellből nyert eredmények alsó korlátként alkalmazhatók. Az 1.3, 1.4, 1.5 és 1.6 tézisekben a hosszú-távú kapcsolatokon keresztül történő útválasztást vizsgáltam a 1.1. tézis felújítási folyamat modelljével. Ezután a 1.7 és 1.8 tézisekben az így kapott eredményekből felső korlátokat vezettem le az útválasztási lépések átlagos számára az overlay paraméterek és a hálózat méretének függvényében (a valós, rövid- és hosszú-távú kapcsolatokon keresztül történő útválasztás esetén).

**1.3. tézis.** [B1] *Legyenek  $F_k$  illetve  $F_{k+1}$  egy kérést a  $k$ -ik és  $k+1$ -ik lépésben továbbító csomópontok a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modellben. Továbbá legyen  $u_k$  az egy útválasztási lépésben megtett távolságot leíró valószínűségi változó, amelyet az  $F_k$  és  $F_{k+1}$  csomópontok képe közti távolságként definiáltam a cél-csomópont transzformált terében. Megmutattam, hogy (i) az  $u_k$  valószínűségi változók sorozata az egymást követő útválasztási lépésekben független és azonos eloszlású és (ii)  $u_k$  várható értékére a következő alsó korlátot adtam:*

$$E[u_k] \geq -\ln \left[ 1 - e^{-\frac{1+c_v^2}{2\lambda}} \right], \quad (4)$$

ahol  $\lambda$  az overlay hosszú-távú kapcsolatsűrűsége,  $c_v$  pedig a hosszú-távú kapcsolatsűrűség szórástényezője.

Az 1.3. tézis fontos következménye, hogy az útválasztási folyamat a hosszú-távú kapcsolatokon keresztül a cél-csomópont transzformált terében szintén egy felújítási folyamattal írható le (azonban ez a felújítási folyamat nem tévesztendő össze a hosszú-távú kapcsolatok sorozatát leíró felújítási folyamattal).

A várakozásoknak megfelelően az útválasztási lépésenként megtett távolság várható értékének alsó korlátja monoton nő a  $\lambda$  paraméter növelésével és monoton csökken a  $c_v$  paraméter növelése esetén. Két speciális szabályos hatványtörvény alapú overlay (a valószínűségi és a determinisztikus) esetén az  $u$  valószínűségi változó eloszlását is meghatároztam a  $\lambda$  kapcsolatsűrűség paraméter függvényében:

**1.4. tézis** ([J2, B1]). *Valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén levezettem a cél csomópont transzformált nézetében egy hosszú-távú kapcsolaton keresztül történő útválasztási lépésben megtett távolság eloszlását:*

$$f_{prob}(u) = \lambda(1 - e^{-u})^{(\lambda-1)} e^{-u} \quad (5)$$

és

$$F_{prob}(u) = (1 - e^{-u})^\lambda, \quad (6)$$

ahol  $\lambda$  az overlay hálózat hosszú-távú kapcsolatsűrűsége.

Tehát az egy útválasztási lépésben megtett távolság várható értéke a cél csomópont transzformált terében

$$E_{prob}[u] = \int_0^{\infty} f_{prob}(u)u \, du = H_{\lambda}, \quad (7)$$

ahol  $H_x$  az  $x$ -ik harmonikus szám (valós számokra általánosítva).

A  $\lambda = 1$  értéket behelyettesítve az 5. egyenletbe az 1 paraméterű exponenciális eloszlás sűrűségfüggvényét kapjuk. Így a  $\lambda = 1$  egy különleges hosszú-távú kapcsolat sűrűség érték a valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén, mivel az útválasztási folyamat ilyenkor egy 1 intenzitású Poisson folyamattal írható le a cél-csomópont transzformált terében.

Az 1.4. tézis eredménye a következőképpen transzformálható vissza a cél csomópont transzformált nézetéből a DHT valós metrikus terébe:

**1.5. tézis. [J3, B1]** *Valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén levezettem a cél-csomóponttól mért távolság arányának eloszlását és várható értékét egy hosszú-távú kapcsolaton keresztül történő továbbítás előtt és után.*

*Jelölje  $w_k = \frac{d_{k+1}}{d_k}$  a cél-csomóponttól mért távolság arányát egy hosszú-távú kapcsolaton keresztül történő továbbítás után illetve előtt egy  $\lambda$  hosszú-távú kapcsolatsűrűségű valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ben. Megmutattam, hogy a  $w_k$  valószínűségi változók sorozata egy útválasztási folyamat során független és azonos eloszlású, és  $w$  sűrűségfüggvénye és várható értéke pedig a következők:*

$$f_{prob}^w(w) = \lambda(1-w)^{(\lambda-1)} \quad \text{ha } 0 < w < 1 \quad \text{és } 0 \text{ egyébként} \quad (8)$$

és

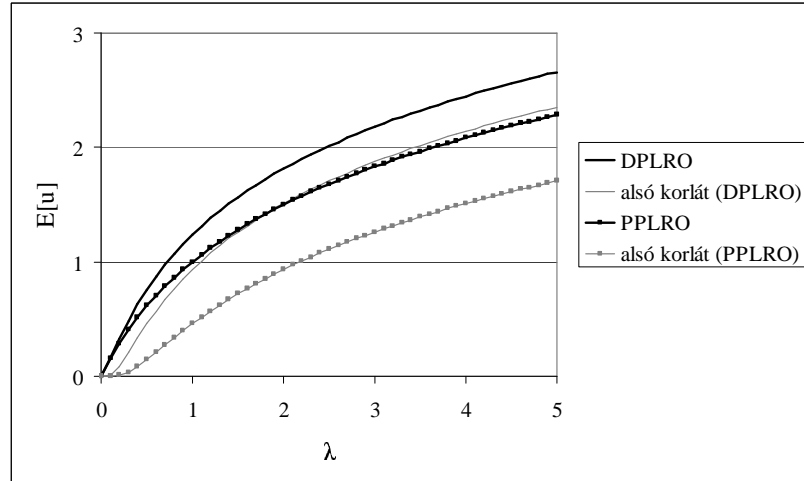
$$E[w] = \frac{1}{1+\lambda}. \quad (9)$$

**1.6. tézis ([B1]).** *Szabályos determinisztikus hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén levezettem a cél csomópont transzformált nézetében egy hosszú-távú kapcsolaton keresztül történő útválasztási lépésben megtett távolság eloszlását:*

$$f_{det}(u) = \begin{cases} \lambda \frac{e^{-u}}{1-e^{-u}} & \text{ha } u > -\ln \left[ 1 - e^{\frac{1}{\lambda}} \right] \\ 0 & \text{egyébként} \end{cases} \quad (10)$$

A  $\lambda$  hosszú-távú kapcsolatsűrűség paraméter, és a 2. definícióban szereplő  $c$  paraméter közt a kapcsolat a következő:

$$\lambda = \frac{1}{\ln c} \quad \Leftrightarrow \quad c = e^{\frac{1}{\lambda}}. \quad (11)$$



4. ábra.  $u$  várható értéke és alsó korlátja  $\lambda$  függvényében

A 4. ábra a cél csomópont transzformált nézetében egy útválasztási lépésben megtett távolság várható értékét ( $E[u]$ ) és a 1.3. tézisben arra levezetett alsó korlátot hasonlítja össze determinisztikus és valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén. A várakozásoknak megfelelően ugyanolyan hosszú-távú kapcsolatsűrűség esetén az egy útválasztási lépésben megtett távolság nagyobb DPLRO-ek esetén ( $c_v = 0$ ), mint PPLRO-ek esetén ( $c_v = 1$ ).

Az 1.3. tézis és a felújításelméletből ismert Lorden korlát [20] felhasználásával levezethető egy felső korlát az útválasztási lépésszám várható értékére a hosszú-távú kapcsolatokra korlátozott útválasztási modellben. Ezt a felső korlátot felhasználva felső korlát adható az útválasztási lépések várható értékére a valós (rövid- és hosszú-távú kapcsolatokon keresztül történő) útválasztási folyamatra is:

**1.7. tétel.** [B1] Szabályos hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén felső korlátot adtam az útválasztási lépésszám várható értékére:

$$U(n, \lambda, c_v, N_S) \leq \frac{\ln n - H_{N_S-1} - 0.42}{-\ln \left[ 1 - e^{-\frac{1+c_v}{2\lambda}} \right]} + \frac{2.41\lambda}{\ln^2 \left[ 1 - e^{-\frac{1+c_v}{2\lambda}} \right]} + \epsilon, \quad (12)$$

ahol  $n$  a csomópontok száma az overlay-ben,  $\lambda$  az overlay hosszú-távú kapcsolatsűrűség paramétere,  $c_v$  a hosszú-távú kapcsolatsűrűség szórástényezője,  $N_S$  egy overlay csomópont rövid-távú kapcsolatainak száma és  $\epsilon$  egy kis pozitív hibatar

$$\epsilon \in o \left( \frac{n^{N_S}}{e^n} \right),$$

amely a nagyon kis hálózat méretek kivételével elhanyagolható.

Azon szabályos hatványtörvény-alapú overlay-ek esetén, ahol  $E[u]$  és  $E[u^2]$  zárt alakban is kifejezhetők az 1.7. tézisnél szorosabb felső korlát is adható:

**1.8. tézis. [B1]** *Valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ekre szorosabb felső korlátot adtam az útválasztási lépésszám várható értékére:*

$$U(n, \lambda, N_S) \leq \frac{\ln n - H_{N_S-1} - 0.42}{H_\lambda} + \frac{1.645 - \psi'(1 + \lambda)}{H_\lambda^2} + 1 + \epsilon, \quad (13)$$

ahol  $n$  a csomópontok száma az overlay-ben,  $\lambda$  az overlay hosszú-távú kapcsolatsűrűség paramétere,  $N_S$  egy overlay csomópont rövid-távú kapcsolatainak száma,  $\psi'(x)$  a digamma függvény első deriváltja és  $\epsilon$  egy kis pozitív hibateg

$$\epsilon \in o\left(\frac{n^{N_S}}{e^n}\right),$$

amely a nagyon kis hálózat méretek kivételével elhanyagolható.

## 4.2. Aszimptotikusan optimális sztochasztikus overlay karbantartó mechanizmus elosztott hash táblákban

**2. téziscsoport ([J3]).** *A churn mellett nyújtott DHT teljesítmény javítása érdekében egy új architektúráis komponenszt javasoltam elosztott hash táblákhoz. Ez az új architektúráis komponens sztochasztikus hosszú-távú kapcsolat karbantartást alkalmaz kétirányú valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ekre. Megmutattam – analitikusan és kiterjedt szimulációkkal egyaránt – hogy a javasolt architektúráis komponens aszimptotikusan minimális karbantartási költséget biztosít.*

A rövid- és hosszú-távú kapcsolatok egy DHT overlay hálózatában kiegészítik egymást: a rövid-távú kapcsolatok garantálják az útválasztási folyamat sikerét, a hosszú-távú kapcsolatok pedig  $O(\log n)$  lépésre gyorsítják az útválasztási folyamatot. Ezek a különböző szerepek különböző követelményeket és optimalizálási lehetőségeket vonnak maguk után a karbantartási folyamat során is. A sikeres útválasztás biztosítása érdekében a rövid-távú kapcsolatok szigorú, önstabilizáló és proaktív karbantartást igényelnek. Ezzel szemben az  $O(\log n)$  útválasztási teljesítmény biztosításához a hosszú-távú kapcsolatoknak csupán eloszlásbeli követelményeket kell teljesíteniük. Ebben a téziscsoportban egy olyan karbantartási megoldást javasoltam, amely teljesíti ezeket a követelményeket miközben a karbantartási költséget az elméleti alsó korlátig szorítja le.

**2.1. tézis ([J3]).** *Az 1.2. tézis Poisson folyamat modelljét felhasználva megmutattam, hogy egy kétirányú valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay hosszú-távú kapcsolatai*

*öngyógyító tulajdonsággal bírnak churn esetén. Állandósult állapotot feltételezve – ahol a csomópontok érkezési és távozási intenzitása megegyezik – a hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlása az overlay-ben változatlan marad overlay karbantartás hiányában is, kizárólag a becsatlakozó új csomópontok által kiépített új hosszú-távú kapcsolatok révén.*

Bár a kétirányú valószínűségi hatványtörvény alapú everlay-ek jó alapokat biztosítanak az overlay karbantartási költség minimalizálásához, nem váltják ki teljes mértékben a karbantartási mechanizmusokat. Amikor a csomópontok távozási intenzitása nagyobb, mint az új csomópontok érkezési intenzitása, a megszűnő hosszú-távú kapcsolatok egy részét a karbantartási folyamatnak kell pótolnia. Ennek az ellenkezőjére van szükség növekvő hálózatok esetén, amikor az érkezési intenzitás nagyobb, mint a távozási intenzitás: a kapcsolatok egy részének törlése nélkül a csomópontok hosszú-távú kapcsolatsűrűsége folyamatosan nőne, és kiugróan magas értékeket érhetne el a régebbi csomópontok esetén.

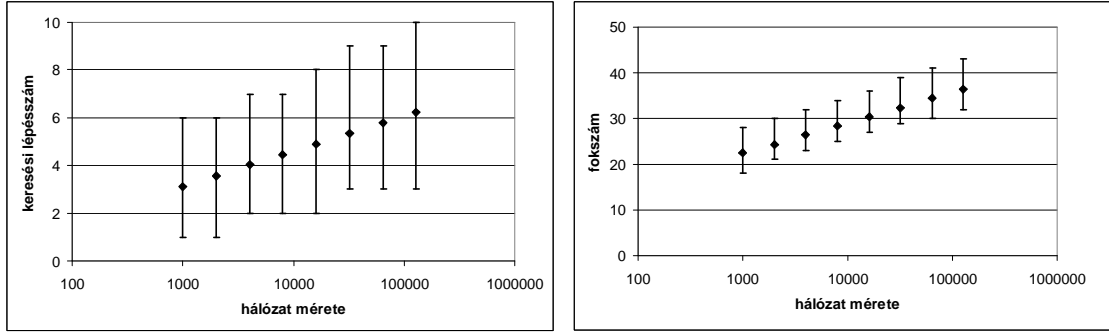
**2.2. tézis ([J3]).** *Kétirányú valószínűségi hatványtörvény-alapú overlay-ekhez javasoltam egy sztochasztikus hosszú-távú kapcsolat karbantartó algoritmust. A javasolt algoritmus nem konkrét kapcsolatok karbantartását végzi, hanem csupán a hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlását veszi figyelembe. Analitikusan bebizonyítottam, hogy állandósult állapotban (amikor a csomópontok távozási és érkezési intenzitása megegyezik) az algoritmus által időegységenként és csomópontonként létrehozott vagy törölt kapcsolatok számára egy hálózat méretétől független felső korlát adható. Továbbá az algoritmus kiegyensúlyozott csomópont fokszámot és a  $\lambda_{opt}$  paramétertől függő, a hálózat méretével logaritmikusan skálázódó útválasztási teljesítményt biztosít.*

A javasolt algoritmus a hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlását a  $\hat{\lambda}$  becsült hosszú-távú kapcsolatsűrűség paraméter adott  $[\lambda_{min}, \lambda_{max}]$  tartományon belül tartásával biztosítja, ahol  $\lambda_{min} = \lambda_{opt} - \Delta\lambda$  és  $\lambda_{max} = \lambda_{opt} + \Delta\lambda$ . Az 1.2. tézist felhasználva  $\hat{\lambda}$  meghatározása minden csomópont esetén a hosszú-távú kapcsolatok  $N_L$  számának maximum likelihood (ML) becsléséből és a legtávolabbi rövid-távú kapcsolattól mért  $d_S$  távolságból történik. Mivel az overlay hálózat kétirányú, az algoritmus külön  $\hat{\lambda}_r$  és  $\hat{\lambda}_l$  becslést végez a jobb és baloldali hosszú-távú kapcsolatsűrűségekre:

$$\hat{\lambda}_r = -\frac{N_L^r}{\ln d_S^r} \quad \text{és} \quad \hat{\lambda}_l = -\frac{N_L^l}{\ln d_S^l}, \quad (14)$$

ahol  $d_S^l$  és  $d_S^r$  a legtávolabbi rövid-távú kapcsolattól mért távolságokat jelölik a bal illetve jobb oldalon, míg  $N_L^l$  és  $N_L^r$  a hosszú-távú kapcsolatok számát jelöli a bal illetve jobb oldalon.

A javasolt algoritmus reaktív, és akkor kerül végrehajtásra, amikor egy másik csomópont létrehoz egy új (kétirányú) kapcsolatot az adott csomóponthoz, vagy az egy



5. ábra. Keresési lépésszám és csomópont fokszám eloszlás a hálózat méretének függvényében

kapcsolat meghibásodását detektálja (időzítőik alapján). Ekkor a karbantartási algoritmus újraszámolja a kapcsolatsűrűség becsült értékét mindkét oldalon ( $\hat{\lambda}_r$  és  $\hat{\lambda}_l$ ). Ha  $\hat{\lambda}$  a  $[\lambda_{min}, \lambda_{max}]$  tartományon belül van, akkor nem történik semmiféle karbantartási lépés. Ha viszont  $\hat{\lambda}$  értéke  $\lambda_{min}$  alá csökken bármelyik oldalon, akkor ezen az oldalon a karbantartó algoritmus új hosszú távú kapcsolatokat hoz létre (ugyanazon távolságeloszlás szerint, mint a becsatlakozó új csomópontok) egészen addig, amíg  $\hat{\lambda}$  el nem éri a  $\lambda_{opt}$  értéket. Hasonlóképpen, ha  $\hat{\lambda}$  meghaladja  $\lambda_{max}$ -ot, akkor az algoritmus véletlenszerűen kiválasztott hosszú-távú kapcsolatokat töröl egészen addig, amíg  $\hat{\lambda}$  el nem éri a  $\lambda_{opt}$  értéket.

Legyen  $r_{in} = r_{out} = r$  a csomópontok érkezési és távozási (meghibásodási) intenzitása. Továbbá legyen  $R_{cm}$  és  $R_{dm}$  a karbantartó algoritmus által létrehozott illetve törölt kapcsolatok időegységenkénti száma. Mindezek az intenzitások normálva vannak a hálózatban található csomópontok számával ( $n$ ).

Egy lineáris egyenletrendszer és egy Markov-lánc modell felhasználásával a következő felső korlátokat vezettem le a hosszú-távú kapcsolat létrehozásának és törlésének intenzitására:

$$R_{dm} \leq \frac{\lambda_{opt}}{\Delta\lambda} r \quad (15)$$

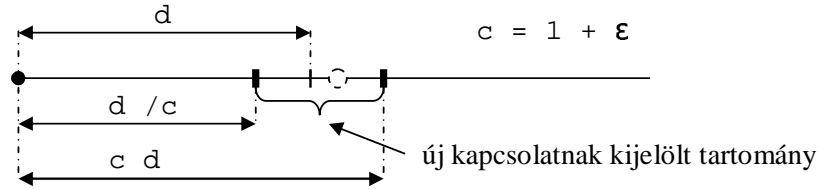
és

$$R_{cm} \leq \frac{\lambda_{opt}}{\Delta\lambda} r. \quad (16)$$

Az 1.8. tézis értelmében az átlagos útválasztási lépésszámra adott hálózatméret esetén felső korlát adható  $\lambda_{min}$  függvényében. Továbbá adott  $\lambda_{opt}$  beállítás esetén a keresési lépésszám a hálózat méretével logaritmikus skálázódik.

Ezeket az állításokat kiterjed szimulációs vizsgálatokkal is ellenőriztem. A 5. ábra baloldali grafikonja a keresési lépésszámot (átlag, 5. percentilis, 95. percentilis) ábrázolja a hálózat méretének függvényében a következő overlay paraméterek esetén:





6. ábra. Azonosító tartomány meghatározása új hosszú-távú kapcsolat kiépítéséhez

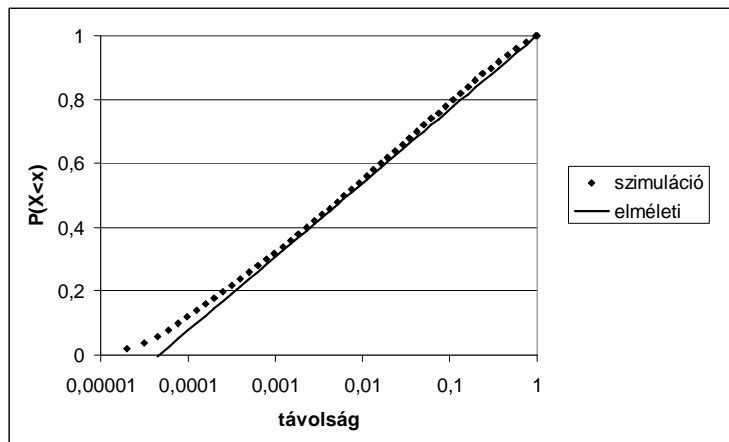
$\lambda_{opt} = 1/\ln 2$ ,  $\Delta\lambda = 0.2$  és  $N_S = 3$ . A jobboldali grafikon a kiegyensúlyozott fokszámot demonstrálja, annak átlagát, 5. és 95. percentilisét ábrázolva a hálózat méretének a függvényében ugyanazon overlay paraméterek esetén.

**2.3. tézis ([J3]).** *Javasoltam egy tartomány-alapú hosszú-távú kapcsolat kiépítési algoritmust, amelynél egy kapcsolat kiépítésének átlagos üzenetköltségére a hálózat méretétől független felső korlát adható.*

Az algoritmus nem az adott eloszlás szerint véletlenszerűen kisorsolt ponthoz legközelebbi csomóponthoz épít ki hosszú-távú kapcsolatot, hanem definiál egy tartományt ezen pont körül, és a kapcsolat az első olyan csomóponthoz épül ki, amely a keresési folyamat során ebbe a tartományba esik. Ezáltal az első (leggyorsabb) keresési találat kerül felhasználásra. Ennek a tartománynak a kiválasztását a 6. ábra mutatja be ( $d$  a hosszú-távú kapcsolat létesítéséhez az adott eloszlás szerint kisorsolt távolság). Definiálok egy  $[\frac{d}{c}, dc]$  tartományt, ahol  $c = 1 + \epsilon$ ,  $0 < \epsilon \ll 1$  és  $\epsilon$  egy rendszerállandó. Ha ebbe a tartományba a DHT egyetlen csomópontja sem esik bele (ennek a valószínűsége  $d$  és  $\epsilon$  csökkentésével nő), akkor a keresési folyamat a kiválasztott ponthoz legközelebbi (de a tartományon kívül eső) csomópontnál befejeződik és ehhez a csomóponthoz fog kiépülni a hosszú-távú kapcsolat.

Analitikusan bebizonyítottam, hogy ez a módszer egy hosszú-távú kapcsolat kiépítésének az átlagos üzenetköltségét  $O(\log n)$ -ről  $O(1)$ -re csökkenti. Kiterjed szimulációkkal azt is megmutattam, hogy a fenti tartományok használatával okozott kis eltérések nem torzítják jelentősen a hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlását a valószínűségi hatványtörvény alapú overlay-ekben. A 7. ábra az elméleti és a szimulációk során mért távolságeloszlást hasonlítja össze egy 128 ezer csomópontból álló hálózat és  $\lambda = 1/\ln 2$  esetén.

**5. definíció** (Hálózat felezési ideje). A hálózat felezési idejének azt az időtartamot nevezzük, amely alatt a csomópontok fele lecserélődik új érkező csomópontokra a hálózatban [21]. A hálózat felezési ideje a csomópontok számától függetlenül jellemzi egy hálózat dinamizmusát.



7. ábra. A hosszú-távú kapcsolatok távolságeloszlása

**2.4. tézis ([J3]).** *Megmutattam, hogy a 2.2. tézisben javasolt hosszú-távú kapcsolat karbantartó algoritmust és a 2.3. tézisben javasolt tartomány-alapú hosszú-távú kapcsolat kiépítési algoritmust ötvözve a teljes overlay karbantartási üzenetköltség csomópontonként a hálózat felezési ideje alatt  $O(\log n)$ , ahol  $n$  a csomópontok száma az overlay-ben. Ez aszimptotikusan optimális, mivel  $o(\log n)$  üzenetköltség minimálisan szükséges ahhoz, hogy az overlay hálózat nagy valószínűséggel ne partícionálódjon [21].*

A 2.2. és 2.3. tézisek alapján az 1. táblázat összegzi a hosszú-távú kapcsolat karbantartás üzenetköltségének különböző összetevőit (csomópontonként a hálózat felezési ideje alatt). Összegezve ezeket az összetevőket,  $O(\log n)$  felső korlátot kaptam a hosszú-távú kapcsolat karbantartás teljes üzenetköltségére. Mivel a csomópontonként konstans számú rövid-távú kapcsolat karbantartási költsége csomópontonként nem nő a hálózat méretével, ezért a teljes karbantartási költség szintén  $O(\log n)$ .

	kapcs. létreh./törl. int.	költség / kapcs.	teljes költség
új csomóp. csatlakozása	$O(\log n)$	$O(1)$	$O(\log n)$
karbant. által létrehozott	$O(1)$	$O(1)$	$O(1)$
karbant. által töröl.	$O(1)$	$O(1)$	$O(1)$

1. táblázat. A hosszú-távú kapcsolat karbantartás üzenetköltségének összetevői

## 5. Az új eredmények alkalmazhatósága

Az 1. téziscsoport elsősorban elméleti eredményeket ismertet, amelyek segítik az út-választás közös alapjainak jobb megértését elosztott hash táblákban. Ezenkívül a

javasolt általános sztochasztikus modell felhasználható különböző DHT megvalósítások útválasztási teljesítményének analitikus összehasonlítására is. Az útválasztási teljesítmény különböző overlay paramétereiktől függ, amelyek különböző DHT családok közt általában egymással kölcsönösen inkompatibilisek. A javasolt sztochasztikus modellben ezek az egymással inkompatibilis paraméterek leképezhetők egy közös paraméterhalmazra  $\{\lambda, c_v, N_S\}$ . Ezt a közös paraméterhalmazt felhasználva különböző DHT-k statikus útválasztási teljesítménye analitikusan összehasonlítható a keresési lépésszám várható értékére meghatározott zárt felső korlátok alkalmazásával. Végül ezekből a zárt felső korlátokból a [15]-ben ismertetett analitikus keretrendszer alkalmazásával további korlátok vezethetők le más DHT teljesítmény jellemzőkre (pl. keresési idő, mind statikus és dinamikus hálózatban).

A 2. téziscsoportban ismertetett eredmények közelebb állnak a gyakorlati alkalmazáshoz. Mivel a dinamizmus és a churn a legtöbb peer-to-peer rendszer természetes velejárója, a hatékony overlay karbantartási mechanizmusok különösen fontosak a jó keresési teljesítmény biztosításához. A javasolt új sztochasztikus karbantartási mechanizmust más churn-tűrő architektúrális komponensekkel (pl. churn-tűrő keresési stratégiák [15], időzítők finomhangolása [17]) ötvözve tovább csökkenthető az overlay karbantartás üzenetköltsége a magas rendelkezésre állás és a jó keresési teljesítmény megőrzése mellett. A sztochasztikus karbantartás alkalmazhatóságának demonstrálására szimulációs környezetben megvalósítottam egy DHT-t, amely a javasolt sztochasztikus karbantartó komponenst használja. Kiterjedt szimulációs vizsgálatok alapján meghatároztam a DHT implementáció javasolt paraméter beállításait is, amelyekkel a legjobb kompromisszum érhető el a karbantartási költség, útválasztási teljesítmény és a rendelkezésre állás közt. Ezeket a javasolt beállításokat a 2. táblázat összegzi (az  $M$  paraméter a rövid-távú kapcsolat karbantartási ciklusok száma a hálózat felezési ideje alatt).

paraméter	javasolt tartomány
$M$	[10, 50]
$\lambda$	[1.4, 3.0]
$\frac{\Delta\lambda}{\lambda}$	[0.2, 0.3]
$N_S$	[3, 5]

2. táblázat. Javasolt paraméter tartományok

## Hivatkozások

- [1] S. Guha, N. Daswani, and R. Jain, „An experimental study of the Skype peer-to-peer VoIP system,” in *Proceedings of the 5th International Workshop on Peer-to-Peer Systems (IPTPS'06)*, (Santa Barbara, CA, USA), 2006.
- [2] A. Sentinelli, G. Marfia, M. Gerla, S. Tewari, and L. Kleinrock, „Will IPTV ride the peer-to-peer stream?,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 45, no. 6, pp. 86–93, 2007.
- [3] H. Schulze and K. Mochalski, „Internet study 2007,” tech. rep., Ipoque, 2007.
- [4] K. Wehrle and R. Steinmetz, *P2P Systems and Applications*. LNCS 3485, Springer, 2005.
- [5] I. Stoica, R. Morris, D. Karger, M. F. Kaashoek, and H. Balakrishnan, „Chord: Scalable peer-to-peer lookup service for internet applications,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM*, (San Diego, CA, USA), pp. 149–160, 2001.
- [6] A. Rowstron and P. Druschel, „Pastry: Scalable, distributed object location and routing for large-scale peer-to-peer systems,” in *Proceedings of the 18th IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms*, LNCS 2218, (Heidelberg, Germany), pp. 329 – 350, Springer, 2001.
- [7] S. Ratnasamy, P. Francis, M. Handley, R. Karp, and S. Shenker, „A scalable content-addressable network,” in *Proceedings of ACM SIGCOMM*, (San Diego, CA, USA), pp. 161–172, 2001.
- [8] P. Maymounkov and D. Mazieres, „Kademlia: A peer-to-peer information system based on the xor metric,” in *Proceedings of the 1st International Workshop on Peer-to-Peer Systems*, LNCS 2429, (Cambridge, MA, USA), pp. 53–65, 2002.
- [9] G. S. Manku, M. Bawa, and P. Raghavan, „Symphony: Distributed hashing in a small world,” in *Proceedings of the 4th USENIX Symposium on Internet Technologies and Systems*, (Seattle, WA, USA), pp. 127–140, 2003.
- [10] J. Li, J. Stribling, R. Morris, and M. F. Kaashoek, „Bandwidth-efficient management of DHT routing tables,” in *Proceedings of the 2nd Conference on Symposium on Networked Systems Design & Implementation*, (Boston, MA, USA), pp. 99–114, 2005.
- [11] T. Locher, S. Schmid, and R. Watterhofer, „eQuus: A provably robust and locality-aware peer-to-peer system,” in *Proceedings of the 6th IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing*, (Cambridge, UK), pp. 3–11, 2006.

- [12] K. Gummadi, S. Gribble, S. Ratnasamy, S. Shenker, and I. Stoica, „The impact of DHT routing geometry on resilience and proximity,” in *Proceedings of ACM Sigcomm*, (Karlsruhe, Germany), pp. 381–394, 2003.
- [13] J. Li, J. Stribling, R. Morris, M. F. Kaashoek, and T. M. Gil, „A performance vs. cost framework for evaluating DHT design tradeoffs under churn,” in *Proceedings of INFOCOM '05*, (Cambridge, MA, USA), pp. 225–236, IEEE, Mar. 2005.
- [14] J. S. Kong, J. S. A. Bridgewater, and V. P. Roychowdhury, „A general framework for scalability and performance analysis of DHT routing systems,” in *Proceedings of the International Conference on Dependable Systems and Networks (DSN'06)*, (Philadelphia, PA, USA), pp. 343–354, 2006.
- [15] D. Wu, Y. Tian, and K.-W. Ng, „Analytical study on improving DHT lookup performance under churn,” in *Proceedings of the 6th IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing*, (Cambridge, UK), pp. 249–258, IEEE, 2006.
- [16] D. Stutzbach and R. Rejaie, „Understanding churn in peer-to-peer networks,” in *Proceedings of the 6th ACM SIGCOMM Conference on Internet Measurement (IMC '06)*, (Rio de Janeiro, Brazil), pp. 189–202, 2006.
- [17] S. Rhea, D. Geels, T. Roscoe, and J. Kubiatowicz, „Handling churn in a DHT,” Tech. Rep. UCB/CSD-3-1299, UC Berkeley, Computer Science Division, UC Berkeley, USA, Dec. 2003.
- [18] K. Aberer, L. O. Alima, A. Ghodsi, S. Girdzijauskas, S. Haridi, and M. Hauswirth, „The essence of P2P: A reference architecture for overlay networks,” in *Proceedings of the 5th IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing*, (Konstanz, Germany), pp. 11–20, 2005.
- [19] J. M. Kleinberg, „The small-world phenomenon: an algorithmic perspective,” in *Proceedings of the 32nd Annual ACM Symposium on Theory of Computing*, (Portland, OR, USA), pp. 163–170, 2000.
- [20] F. Beichelt and L. P. Fatti, *Stochastic Processes and Their Applications*. CRC Press, 2001.
- [21] D. Liben-Nowell, H. Balakrishnan, and D. Karger, „Analysis of the evolution of peer-to-peer networks,” in *Proceedings of the 21st Annual Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC '02)*, (Monterey, CA, USA), pp. 233–242, 2002.

## Publikációk

### [B] Könyvfejezetek

- [B1] **Péter Kersch**, Róbert Szabó. Analysis of DHT routing. Invited chapter in the *Handbook of Peer-to-Peer Networking*, Springer, 2008. (submitted)

### [J] Folyóirat publikációk

- [J1] **Péter Kersch**, Róbert Szabó. A graph theoretical lower bound on maintenance overhead of structured P2P overlays. *PIK, Vol. 31. No. 1, pp 24–28, special issue on Modeling of Self-Organizing Systems*, March. 2008. DOI: 10.1515/piko.2008.005
- [J2] **Péter Kersch**, Róbert Szabó. DHT routing analysis in a logarithmically transformed space. *Peer-to-Peer Networking and Applications, Vol 1. No. 1, pp 64–74*, Springer, March 2008. DOI: 10.1007/s12083-007-0002-2
- [J3] **Péter Kersch**, Róbert Szabó, Lawrence Cheng, Kerry Jean, Alex Galis. Stochastic maintenance of overlays in structured P2P systems. *Elsevier Computer Communications, Vol 31/3 pp 603–619, special issue on Disruptive Networking with Peer-to-peer Systems*, Febr. 2008. DOI: 10.1016/j.comcom.2007.08.017
- [J4] Kis Zoltán Lajos, Kovács házi Zsolt, **Kersch Péter**, Simon Csaba. Mobil töb-besadás protokollok vizsgálata IPv6 hálózatokban. *Híradástechnika*, Vol. LIX. pp. 20–25, March 2004.
- [J5] **Kersch Péter**, Vajda Lóránt, Török Attila. IP mikromobilitási protokollok ad hoc kiterjesztése. *Híradástechnika*, Vol. LVIII. pp. 14–19, Apr. 2003.
- [J6] **Kersch Péter**, Kürthy Lóránt, Simon Csaba, Vajda Lóránt. IP mikromobili-tási protokollok ad hoc kiterjesztésének tesztelése. *Híradástechnika*, Vol. LVIII. pp. 20–28, Apr. 2003.

### [C] Konferencia publikációk

- [C1] Lawrence Cheng, Roel Ocampo, Kerry Jean, Alex Galis, Zhaohong Lai, Csaba Simon, Robert Szabo, **Peter Kersch**, Raffaele Giaffreda. Distributed Hash Tables Composition in Ambient Networks. In *Proceedings of IEEE DSOM'06, 17<sup>th</sup> IFIP/IEEE International Workshop on Distributed Systems*, pp.258–268, Dublin, Ireland, October 23–25, 2006 DOI: 10.1007/11907466

- [C2] **Péter Kersch**, Zoltán Lajos Kis, Róbert Szabó. Self Organizing Ambient Control Space - An Ambient Network Architecture for Dynamic Network Interconnection. In *Proceedings of the 1<sup>st</sup> International ACM Workshop on Dynamic Interconnection of Networks*, pp.17–21, Cologne, Germany, September 2<sup>nd</sup> 2005. DOI: 10.1145/1080776.1080782
- [C3] Róbert Szabó, **Péter Kersch**, Balázs Kovács, Csaba Simon, Márk Erdei, Ambur Wagner. Dynamic Network Composition for Ambient Networks: a Management View. In *Proceedings of Eurescom Summit 2005*, pp.35–42, Heidelberg, Germany, April 27–29 2005.
- [C4] Csaba Simon, Rolland Vida, **Péter Kersch**, Christophe Janneteau, Gösta Leijonhufvud. Seamless IP Multicast Handovers in OverDRiVE. In *Proceedings of IST Mobile and Wireless Communications Summit*, Lyon, France, June 27–30 2004.
- [C5] Zoltán Lajos Kis, Zsolt Kovácsházi, **Péter Kersch**, Csaba Simon. Adaptation of IPv6 multicast protocols to heterogeneous mobile networks. In *Proceedings of 10th Eunice Summer School and IFIP WG 6.3 Workshop on Advances in fixed and mobile networks*, pp.99-103, Tampere, Finland, June 14–16 2004.
- [C6] **Péter Kersch**, Csaba Simon, Lóránt Vajda. Ad Hoc Extension for IP Radio Access Networks. In *Proceedings of TRANSCOM 2003 (5<sup>th</sup> European Conference Of Young Research and Science Workers in Transport and Telecommunications)*, pp.191–196, Zilina, Slovakia, June 23-25 2003.

## Hivatkozások

- [CI1] I. Scholtes, S. Kolos, P.F. Zema. The ATLAS Event Monitoring Service — Peer-to-Peer Data Distribution in High-Energy Physics. *IEEE Transactions on Nuclear Science*, Vol. 55., No. 3, pp 1610–1620, Jun. 2008

hivatkozik a

- [18] P. Kersch, R. Szabo, L. Cheng, K. Jean, and A. Galis, „Stochastic maintenance of overlays in structured P2P systems,” *Comp. Commun.*, vol. 31, no. 3, pp. 603–619, 2008.

cikkre a következő szöveggörnyezetben:

„The efficient handling of high exit rates – commonly called churn – involves self-organization and self-stabilization issues and is still a subject of ongoing research [18].”

- [CI2] N. Wakamiya, M. Murata. Bio-inspired Analysis of Symbiotic Networks. in *Managing Traffic Performance in Converged Networks*, LNCS Vol. 4516, pp 204–213, Springer, 2007

hivatkozik a

5. Kersch, P., Szabo, R., Kis, Z.L.: Self organizing ambient control space – an ambient network architecture for dynamic network interconnection. In: Proceedings of the 1st ACM workshop on Dynamic Interconnection of Networks (DIN’05), pp. 17–21 (2005)

cikkre a következő szöveggörnyezetben:

„In [5], they considered a hierarchical overlay model, in which overlay networks were interconnected by an upper level network of representative peers, called super peers. They mentioned two types of composition of overlay networks, they were, absorption and gatewaying. By absorption, two overlay networks which accept each other are merged into one and represented by one super peer. On the other hand, if two overlay networks cannot agree to be merged for some reasons, e.g., incompatibility, they build a new upper level overlay which interconnects them by gatewaying.”