



Távközlési és Médiainformaticai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem



Eurecom
Telecom Paris

Elosztott rendszerek játékelméleti elemzése: tervezés és ösztönzés

Toka László

Tézisfüzet

Témavezetők:

Dr. Vidács Attila

*Nagysebességű hálózatok laboratóriuma
Távközlési és Médiainformaticai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem*

Dr. Pietro Michiardi

*Dept. of Network and Security
Eurecom
Telecom Paris*

2010.

1. Bevezetés

A kutatómunkám elosztott rendszerek tervezését célozza, különös hangsúlyt fektetve az erőforrás-kiosztással kapcsolatos méltányosságra (fairness) és ösztönzőkre. A téziseim játékelméleti modelleket javasolnak egyenrangú (P2P, működésben egyenrangú egyedek elosztott hálózata) rendszerekre: biztonsági adatmentést (backup) és központosítatlan rádió frekvencia kiosztást biztosító megoldásokra. A résztvevők veleszületett önző viselkedését megfelelő ösztönző mechanizmusokkal kezelem. Elméleti és számszerűsített teljesítmény-értékeléseket végzek a javasolt rendszertervek vizsgálatára céljából.

1.1. Háttér

Manapság egyre több információ technológiai szolgáltatás és alkalmazás tér át elosztott működésre méretezhetőségi és robusztussági szempontok miatt. A különféle önszerveződő, elosztott rendszerek különböznek a technológiai adottságaikban, ám hasonló ösztönző gondokat vetnek fel. Jelenleg az elosztott szolgáltatások többsége a felhasználók önzetlen viselkedésében bíz, holott az a jelenség, amikor önző egyének megtagadják a közös haszonhoz való hozzájárulást széles körben ismert, és úgynevezett potyautas (free-rider) problémaként tanulmányozzák. Fontos, hogy az elosztott rendszer szabályai bátorítsák a résztvevőket a saját erőforrásaik megosztására és így csökkentsék a potyautasok számát.

Az utóbbi időben a technológiai szempontok vizsgálata mellett a rendszerek gazdasági jellemzői is figyelmet kaptak. Számos ösztönzési javaslat áll rendelkezésre a különböző elosztott rendszerekben, például hálózati hozzáférés-megosztásban [25, 26], P2P fájl-megosztásban [5, 2], hálózati útválasztásban [10], csomagtovábbításra ad-hoc hálózatokban [4, 31, 1], rádióspektrum-kiosztásra [20], P2P adattárolásra [8, 29, 2, C9, J4], hálózati tartalom-gyorsítótárolásra [22, 23], és hálózat kialakításra [9, 6, 21].

1.2. Motiváció

Olyan elosztott, több felhasználós rendszereket vizsgálok, amelyeket nem lehet működtetni társadalmilag optimálisan megfelelő rendszertervezés nélkül. Ezért rendszerre szabott ösztönzőket kell bevezetni, hogy a felhasználóknak nyújtott szolgáltatás minőségét biztosítsuk. A rendszerek központosítatlan jellegét követve ezen ösztönzők nem támaszkodhatnak nagyban központi szervekre.

A munka első része egy időszerű kutatási területet céloz: egyre nagyobb szükség van felhasználóbarát, biztonságos, megbízható és könnyen hozzáférhető online biztonsági mentéseket nyújtó szolgáltatásokra, hiszen a mindennap használt elektronikus eszközeink gyakran kapcsolódnak az Internethez, és az egyre növekvő adatátviteli sebesség lehetővé teszi az előállított adatmennyiségek átvitelét. Mivel közös, illetve központi erőforrások helyett a felhasználók egymás tárhelyét használják a P2P adatmentés rendszerben, az erőforrás-megosztás ösztönzésére szükség van egy jól megtervezett rendszer létrehozásához.

A munka második részében rádiófrekvencia-kiosztást tanulmányozok egy elosztott, aukción alapuló gazdálkodási rendszerben. A vizsgált megközelítés motivációját az adja, hogy a közös erőforrásokra kiírt központi aukciók sorozata megakadályozza a keretrendszer méretezhetőségét. Ezért a bemutatott rendszerben résztvevők a megszerzett erőforrásokkal elosztott módon egymás között kereskednek, a központi árverező közreműködése nélkül.

2. Célok

A célom az, hogy két különböző típusú elosztott szolgáltatásra szabott rendszertervet építsek: P2P adatmentésre és elosztott rádiófrekvencia-kiosztásra. Mindkét esetben a résztvevők az együttműködést mellőző, önző viselkedése veszélyezteti a rendszer működését. Felhasználói modellekre alapozva megfelelő gazdasági ösztönző megoldásokat ajánlok, amelyek biztosítják a kívánt szolgáltatás-minőséget. Ezt a teljesítményt mind analitikus, mind pedig numerikus vizsgálatokkal alátámasztom.

Az egyes alkalmazási területek sajátosságait beépítve felhasználói modelleket alkotok, amelyek tükrözik a rendszer teljesítményéből adódó előnyöket, az erőforrás-megosztás költségeit (ha van), és a felhasználók a vizsgált rendszer szempontjából lényeges jellemzőit: például a megosztott használati erőforrások heterogenitását vagy a felhasználók közötti rádiós zavarást. Újszerű erőforrás-elosztási keretrendszereket javaslok a vizsgált rendszerekben. A felhasználók közötti együttműködés elősegítése érdekében csere-alapú és árazási ösztönzőket javaslok.

A rendszermodellek és a javasolt ösztönzők értékelése céljából elemzési eszközök széles tárházát veszem igénybe: párosításelméleti modelleket a P2P adatmentési rendszerben, és aukcióelméletet a rádiófrekvenciás spektrum kiosztásában. A felmerülő optimalizálási problémákat részleteiben elemzem és azok megoldására elosztott algoritmusokat fejlesztetek. Numerikus szimulációkat végzek az elméleti modellek igazolására, hogy bebizonyítsam az elért eredmények használhatóságát gyakorlatban megvalósítható és skálázható alkalmazásokban. A javasolt keretrendszerek a beágyazott ösztönzőkkel biztosítják a rendszerektől elvárt, kedvező teljesítményt.

Az 4.1. fejezetben bemutatok egy P2P rendszertervet, amely a felhasználók erőforrás-hozzájárulását alacsony mértékben követeli meg, miközben biztosítja a kedvező minőségű adatmentési szolgáltatást. A 4.2. fejezetben egy olyan tároló-választási modellt elemzek P2P adatmentő rendszerekre, amelyben a felhasználóknak lehetőségük nyílik arra, hogy önző módon válasszák ki azon távoli társaikat, akikkel tárolandó adatokat akarnak cserélni szimmetrikus módon. A 4.3. fejezetben megvizsgálom a rádióspektrum dinamikus kiosztásának lehetőségét több kérelmező között elosztott módon.

3. Módszertan

Az elosztott rendszereket a *játékelmélet* eszközkészletével modellezem [28, 12, 27, 17], ugyanis azt megfelelőnek tartom az egyes felhasználók igényeinek, stratégiáinak, költségeinek és értékelésének leírására. Analitikusan vizsgálom az önző felhasználói magatartást, a legjobb válaszstratégiákat és az egyensúlyi helyzeteket. Ösztönző rendszereket tervezek [11, 3, 7], amelyek összehangolják az önző résztvevői viselkedést a megvalósított rendszertervek céljaival.

Továbbá gráfelméleti és párosításelméleti elemeket is alkalmazok a javasolt ösztönző mechanizmusok elemzésére. A párosításelmélet [14, 18, 19], a kombinatorikus optimalizálás egyik területe, hasznos eszközöket nyújt többek között például a partner-választásra P2P fájlmegosztó rendszerekben [24, 13].

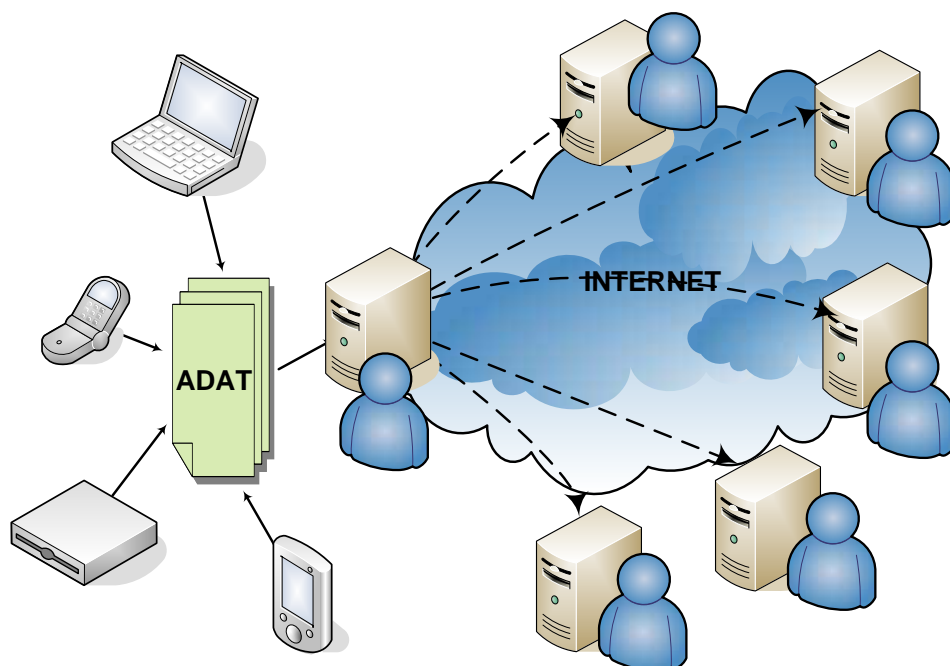
A numerikus értékelésekre írt szimulációk MATLAB környezetben készülnek.

4. Eredmények

4.1. P2P adatmentő rendszer tervezése

Téziscsoport 1: [C7, C8] Tervezési javaslatot tettem egy P2P rendszerre, amely a felhasználók erőforrás-hozzájárulásainak alacsony szintje mellett biztosítja a megfelelő minőségű adatmentési szolgáltatást.

Biztonsági adatmentési szolgáltatást tanulmányoztam P2P rendszerekben, ahol a felhasználók a menteni kívánt adataikat egymás kihasználatlan tároló eszközeire mentik az Interneten keresztül, ingyen (1. ábra). Ennek legfőbb következménye az, hogy nem merülnek fel méretezhetőségi problémák ugyanis a felhasználók nagyobb száma nagyobb felajánlott tárhelyet eredményez, ráadásul a tároló gazdák földrajzi, valamint tulajdonosi sokszínűsége biztosítja az elmentett adatokat biztonságát. Ugyanakkor a rendszert úgy kell megtervezni, hogy a biztonsági mentések magas élettartama, és a helyi fájlok elvesztés esetén azok visszaszerezhetősége biztosított legyen.



1. ábra. A felhasználó számítógépén futó adatmentő alkalmazás az Interneten keresztül elmenti az adatok biztonsági másolatait más résztvevő számítógépekre. Egy helyi adatvesztés után, a visszatelepített alkalmazás letölti a kívánt adatokat a tároló felektől.

Ha az adatokat olyan számítógépeken tároljuk, amelyek nem folyton elérhetőek és nem teljesen megbízhatóak, átmeneti vagy akár maradandó adatvesztést észlelhetünk. Ennek orvoslására az adatokat több példányban kell tárolni. Az általam alkalmazott adatredundanciát létrehozó rendszert törlési vagy vesztési kódolásnak (erasure coding) nevezik [30]: a menteni kívánt adatmennyiséget k darab úgynevezett fregmensre tördelik, amelyekből létrehozunk $n > k$ redundáns fregmenst egy bizonyos kódolási eljárással. Ezen utóbbi fregmenseket kell a távoli számítógépeken tárolni, és elegendő egy tetszőleges részhalmozatot, legalább k darabot, letölteni ahhoz, hogy az eredeti adatot visszaállíthassuk. A

biztonsági mentés elvész, ha már csak kevesebb, mint k fregmenst lehet letölteni a távoli adattároló társaktól szükség esetén.

Az adatok redundanciájának és a hálózati műveleteknek a kezelése nagyban befolyásolja a szolgáltatás minőségét. A kutatásaim első célja az ezekre a problémákra nyújtandó megoldások vizsgálata volt. Annak érdekében, hogy a különböző rendszerterveimet értékelni tudjam, egyszerű teljesítménymértékeket határoztam meg a szolgáltatás minőségének leírására. Az első metrika az elmentett adatok tartósságát tükrözi a megengedhetőnél több fregmens adott időn belüli elvesztésének valószínűségével, amikor a fennmaradó fregmensek már nem elegendők az eredeti adat visszaállítására.

1. Definíció. Az adatvesztési valószínűséget (DLP) $F_t^{n,k}(T)$ adja, azon eloszlásfüggvény T -ben vett értéke, amely meghatározza $n-k+1$ fregmens elvesztésének eloszlását tetszőleges t időtartam alatt. $F_t^{n,k}$ függ az adott n tároló partnertől, meghibásodási hajlamuktól, és k értékétől.

A második típusú metrikák az adatok archiválásához (TTB) és helyreállításához (TTR) szükséges időtartamokat tükrözik.

2. Definíció. Egy adott felhasználó TTB (illetve TTR) értéke mutatja az eltelt időt, mielőtt a felhasználó feltölti (illetve letölti) a megcélzott adatredundanciához szükséges (illetve az eredeti adatok helyreállításához elegendő) fregmenseket távoli tároló partnerekhez (illetve partnerektől). A TTR csak akkor értelmezhető, ha a felhasználó már feltöltött legalább k fregmenst, mielőtt elkezdené a visszaszerzésüket.

Egy ideális biztonsági adatmentő szolgáltatás korlátlan kapacitást és folyamatos elérhetőséget biztosítana. Egy ilyen rendszerben a felhasználó TTB és TTR értékei csak attól függnének, hogy mekkora a mentendő adatok mennyisége és az adat tulajdonosának sávszélesség-kapacitása és a rendelkezésre állása. A $\min TTB$ és $\min TTR$ fogalmakat egy ilyen esetre határozom meg, ezért használhatóak a felhasználó által végzett biztonsági mentés és visszaállítás műveletek TTB és a TTR értékeinek alsó korlátaiként. A továbbiakban ezeket a referenciaértékekkel fogom összehasonlítani a P2P alkalmazás teljesítményét.

3. Definíció. A $\min TTB$ és a $\min TTR$ egy adott felhasználó TTB és TTR értékeit adja egy ideális rendszerben. Az adott felhasználó i , aki u_i és d_i fel-, illetve letöltési sávszélességgel rendelkezik, t időpillanatban elkezdve az o méretű adataának biztonsági mentését t' időben fejezi be azt, miután $\frac{o}{u_i}$ időt töltött online. Hasonlóképpen, i vissza tudja állítani a mentett adatait t'' időpontig miután $\frac{o}{d_i}$ időt töltött online. $\min TTB(i, t) = t' - t$ és $\min TTR(i, t) = t'' - t$.

Az adat-redundancia kérdésére és annak karbantartás ára különböző lehetőségeket elemeztem numerikus szimulációk alapján. Az itt definiált mutatók nem csak a teljesítményértékeléshez voltak elengedhetetlenek, hanem az általam javasolt *adaptív* redundancia meghatározási rendszerhez is, ugyanis az a metrikákra becslést ad, és azok alapján határozza meg a redundancia mértékét, $\frac{n}{k}$. Az alkalmazott rendszer rugalmasan kezeli az elmentett adatok elérhetetlenségét, és arra összpontosít, hogy viszonylag alacsony TTR értékek mellett, a becsült DLP is kicsi maradjon.

1.1. Tézis. [C7] *Az adat-redundancia mértékének ($\frac{n}{k}$) meghatározására javasoltam egy eljárást, amely TTR és DLP becsléseken alapszik. A módszer magas minőségű adatmentési szolgáltatást garantál és alacsony szintű felhasználói tárhely-, és sávszélesség-megosztást követel.*

A módszer a következőképpen működik. Létrehozásuk után a felhasználó elkezd feltölteni a redundáns fregmenseket addig, amíg a DLP és a TTR becsült értékei előre meghatározott küszöbértékek alá nem csökkennek. Ennek elmaradása esetén, a felhasználó további fregmenseket tölt fel távoli társakhoz, azaz az *adaptív* redundanciát folyamatosan növeli. A DLP és a TTR mérőszámok becslésére heurisztikákat javaslok, ugyanis azok pontos meghatározása tetszőlegesen adott pillanatban nehéz távoli társak megbízhatatlan természetéből kifolyólag.

A TTR-re adott becslést (eTTR) az az időtartam szolgáltatja, amennyi ahhoz szükséges, hogy a felhasználó le tudjon tölteni k fregmenst azon partnerétől, amelynek a hosszú távú átlagos elérhetősége (Interneten való megtalálhatóságának valószínűsége, a) és az átlagos feltöltési sávszélessége (u) a k . legnagyobb szorzatot adja a partnerek között. Formálisan, $a = \frac{1}{t_c - t_0} \int_{t_0}^{t_c} \mathbb{P}^t(\text{elérhető}) dt$, ahol a t_0 jelöli az időpontot, amikor a felhasználó elkezdte használni a szolgáltatást, és a t_c az aktuális időt. A heurisztikus eTTR-t (1) adja meg, ahol j a k . „leggyorsabb” tároló partner. Az adattulajdonos letöltési sávszélessége telítethető legfeljebb p^d párhuzamos letöltéssel, és ekkor a legalacsonyabb TTR, a $\min TTR = \frac{a}{d}$, is elérhető, feltéve ha egész fregmenseket tölt le a teljes d kapacitással. Az eTTR azon felhasználókra számítható, akik már feltöltöttek legalább k fregmenst.

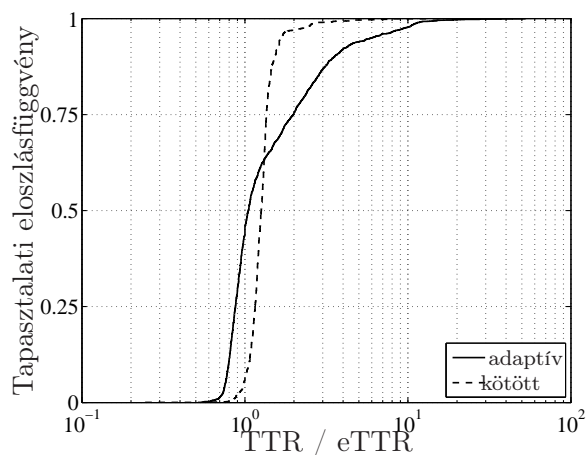
$$eTTR = \frac{o}{\min(a_j u_j p^d, d)} \quad (1)$$

Ha egy felhasználó elveszti az adatának helyi másolatát, és az n távoli társnál elhelyezett fregmensekből azok is elveszítenek több mint $n - k$ darabot, akkor az elmentett adatokat soha nem lehet visszaállítani. Figyelembe véve azt, hogy a lokális adatvesztés és a visszaszerzés között eltelhet adott hosszúságú késleltetés, DLP-t a következőképpen becsülöm (eDLP). Feltételezem, hogy a fregmensvesztési események örökifjúk, és egymástól függetlenül következnek be állandó valószínűséggel minden partneren. Minden partner összeomlása egy exponenciális eloszlást követő valószínűségi változó által megadott, átlagosan \bar{t} , időtartam után következik be. Ekkor az összes késedelem $t = \text{késleltetés} + eTTR$ előtt egy partner $1 - e^{-t/\bar{t}}$ valószínűséggel veszíti el a rajta tárolt fregmenseket. Ezért:

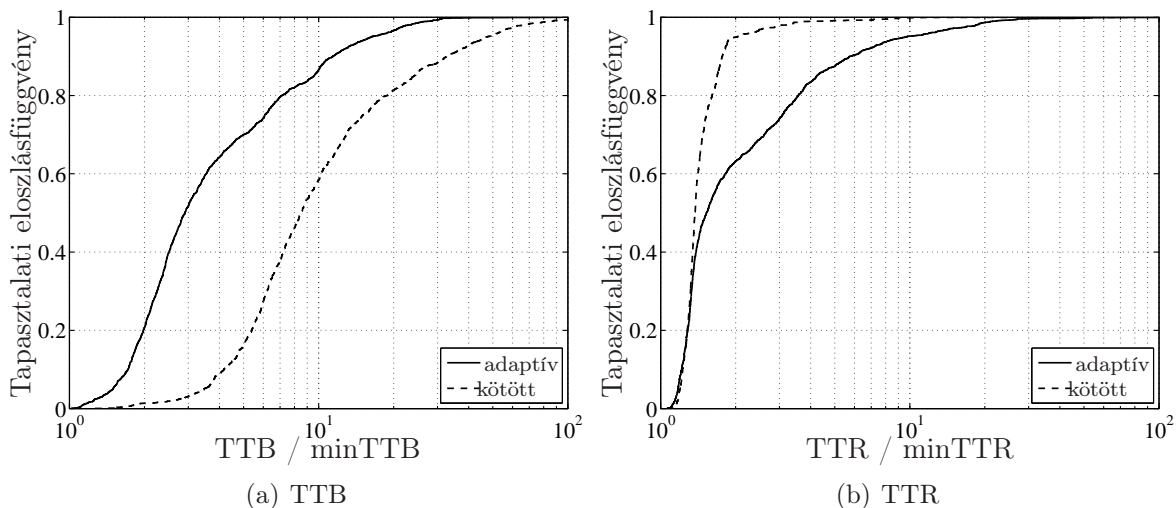
$$eDLP = \sum_{i=n-k+1}^n \binom{n}{i} (1 - e^{-t/\bar{t}})^i (e^{-t/\bar{t}})^{n-i}. \quad (2)$$

A 2. és 3. ábrák mutatják a kötött- (amely célja annak biztosítása, hogy legalább k fregmens 99% valószínűséggel elérhető legyen az átlag felhasználói rendelkezésre állás alapján), és az adaptív redundanciájú rendszerek szimulációs eredményeit. A felrajzolt eTTR értékek a lokális adatvesztések időpontjában kiszámított értékeket mutatják, a közvetlenül az esetek után mért TTR-ek tükrében: az eTTR heurisztika meglehetősen jó becslés nyújt a 2. ábra alapján. A jelentősen alacsonyabb adaptív redundancia eredményeként csökkennek a TTB értékek, cserébe nőnek a TTR eredmények. A hosszú TTB viszont minden felhasználót sújt, amíg a hosszabb TTR, csak azokat, akik elveszítik a helyi másolatukat.

Annak érdekében, hogy a P2P adatmentő rendszer működőképes legyen, a résztvevőknek tárhelyet és sávszélességet kell megosztaniuk és a hálózathoz csatlakozva kell időt



2. ábra. Mért és becült TTR

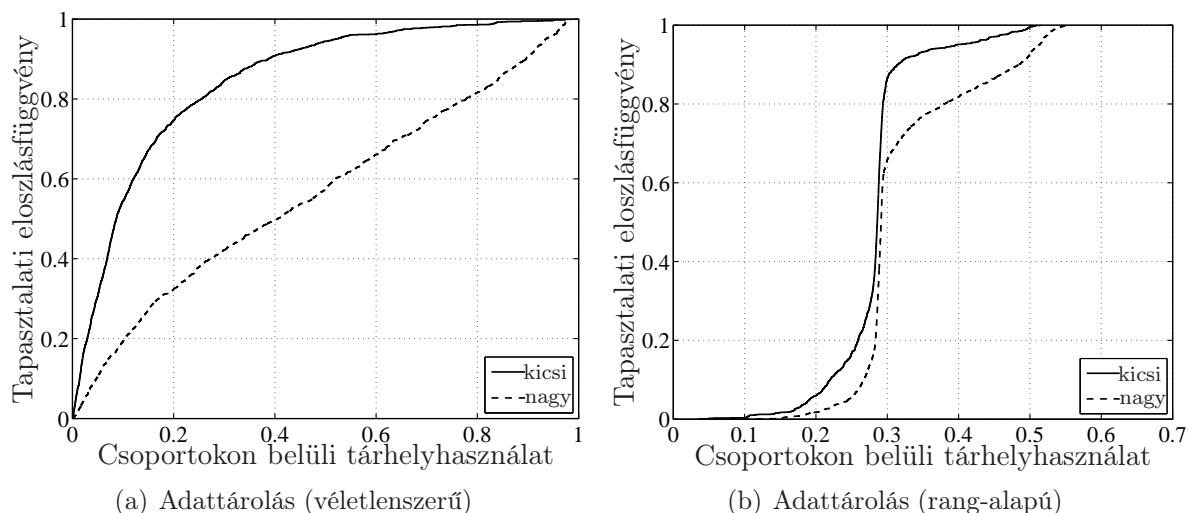


3. ábra. Az adaptív redundancia analízise

tölteniük. Ha a tárolópartner-választás véletlenszerű, a magas rendelkezésre állásúak és a jó Internet-kapcsolattal rendelkezők túlzott terhelést kapnak, hiszen gyakrabban megtalálhatóak online, és ezért több fregmens feltöltés irányul feléjük, mint az alacsonyabb elérhetőségű társaik felé. Ezért egy csere-alapú megközelítést javasoltam a méltányosság elérésére és az erőforrás-megosztás ösztönzésére.

1.2. Tézis. [C7, C8] *Javaslatot tettem egy módszerre, amely biztosítja a tisztességes viszonyt a szolgáltatás minősége és az erőforrás-hozzájárulás mértéke között a rendszerben. A módszer csoportokra bontja a felhasználókat a hozzáférhetőségük és felajánlott sávszélességük alapján, és szimmetrikus fregmens-cseréket ír elő a csoportokon belül.*

Az adaptív adat-redundancia meghatározás becsléseket használ, amelyek a partnerek rendelkezésre állásán (a) és az átlagos feltöltési sávszélességükön (u) alapszanak. A szorzatukat jelölje $g_i = a_i u_i$, és hívjuk i felhasználó rangjának. Megmutattam, hogy a felhasználókat a rangjuk alapján csoportosítani, és szimmetrikus fregmens-cseréket bevezetni a csoportokon belül, előnyös lehet a magas rendelkezésre-állású és nagy online sávszélességet nyújtó felhasználóknak: kevesebb tárolandó-, és forgalmazandó terhet kapnak, mint egy véletlenszerű partnerválasztási rendszerben (4. ábra).



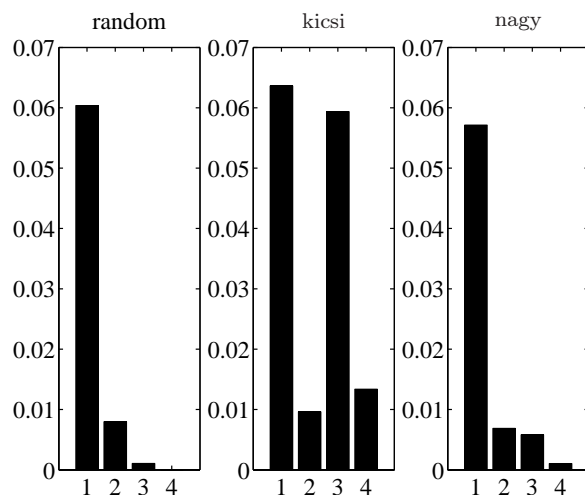
4. ábra. Tisztességes terhelés rang-alapú partnerválasztással

Továbbá minden résztvevő hozzájárulásának mértéke korlátozza a cserébe kapott szolgáltatás minőségét: az alacsony rangú felhasználók nem tudják kihasználni a bőséges forrásokat megosztó társaikat. Ennek következtében az adatvesztés események száma nő a véletlenszerű partnerválasztási rendszerhez képest (5. ábra), elsősorban azért, mert az alacsony rangúak adatfeltöltési fázisa hosszúra nyúlik. A következő módon csoportosítjuk az adatvesztési eseményeket: ha a helyi másolatát elvesztő felhasználó

1. nem töltött elég időt online ahhoz, hogy feltölthessen k fregmenst, mielőtt ő maga összeomlik, akkor az adatvesztés elkerülhetetlen: nincs olyan online adatmentés rendszer, amellyel el lehetett volna menteni az adatokat, mert az adatvesztés adatok tulajdonosának korlátai miatt jött létre;
2. elég időt töltött online ahhoz, hogy feltöltsön legalább k fregmenst mielőtt összeomlik, de sajnos ez nem sikerült: ebben az esetben a távoli társak korlátozott erőforrásai okoznak adatvesztést, hiszen ha egy állandóan rendelkezésre álló, bőséges sávszélességgel rendelkező rendszer végezte volna a biztonsági mentést, akkor sikerült volna;
3. feltöltött legalább k fregmenst de a kívánt redundanciát nem sikerült elérnie, akkor az adatvesztés oka a megnyúlt TTB és a távoli társak összeomlása;
4. elérte a kívánt redundanciát, de összeomlás után nem sikerült letöltenie legalább k fregmenst, mielőtt a tároló partnerek végzetes számban összeomlottak (megnyúlt TTR).

Bár több adatvesztés történik mindkét csoportban, mint egy véletlenszerű kiválasztás alkalmazó rendszerben, a magas minőségű csoport tagjai lényegesen kevesebb adatvesztést szenvednek el, mint az alacsony minőségű társaik. A rang-alapú csoportokra bontás nem azonos mértékben befolyásolja a felhasználókat: a gyors fregmens-cserék magas rangú felhasználók között rövid feltöltési fázist eredményeznek, így kevesebb a valószínűsége a visszafordíthatatlan adatvesztésnek, mint az alacsony rangúak között.

Egy P2P rendszer nem mindig képes garantálni a megfelelő minőségű szolgáltatást a felhasználók alacsony száma és/vagy a korlátozott mennyiségű megosztott erőforrások



5. ábra. Végzetes összeomlások aránya rang-alapú partnerválasztással

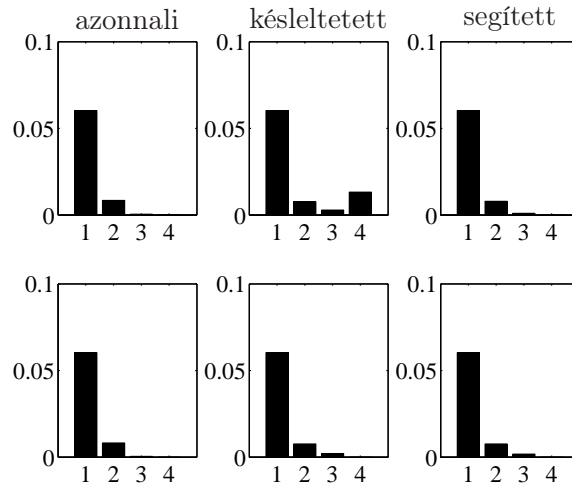
miatt. Ezért megvizsgáltam egy központi adattároló szerver bevezetésének hatásait az ilyen (ideiglenes) helyzetek elkerülésére: megmutattam a tartós minőségi garancia javulását és a költségvonzatokat. Egy ilyen hibrid rendszerben a központi, megbízható (nagy rendelkezésre-állású) szerver ugyanis a költségek megtérítésére fejében tárol adatokat. Arra a megállapításra jutottam, hogy az ilyen hibrid rendszerek viszonylag alacsony költségek mellett is minőségi javulást okoznak.

1.3. Tézis. [C7] *Javaslatot tettem egy olyan hibrid rendszer architektúrára, amelyben egy szerver a P2P erőforrások kiegészítésével nagyban javítja a szolgáltatás minőségét alacsony költségek mellett.*

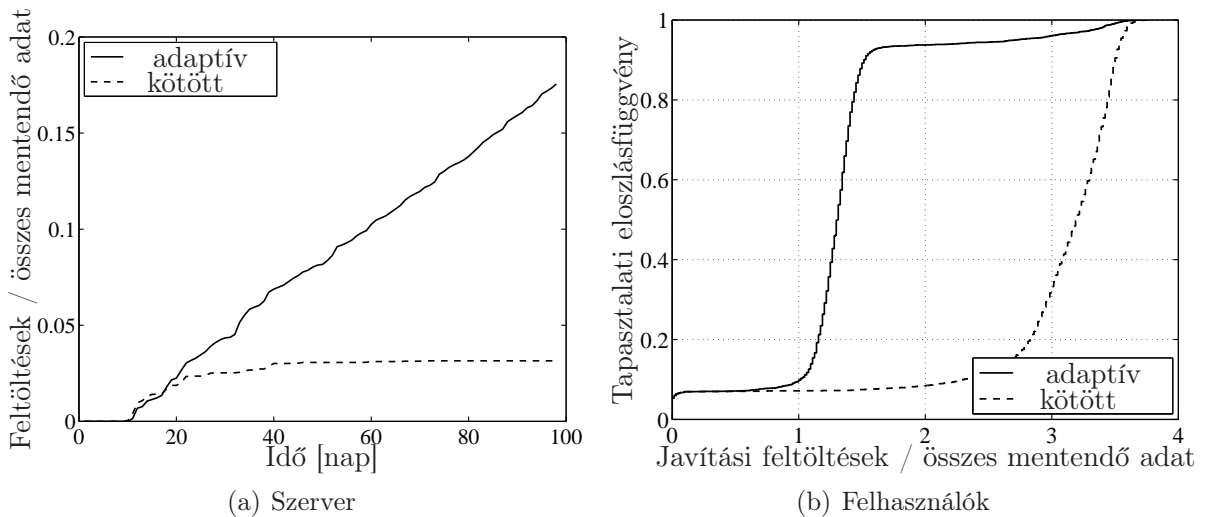
Az adatközpont gyorsan képes letölteni és biztonságosan tárolni a fregmenseket olyan esetekben, amikor a biztonsági mentés veszélybe kerül a partnereken fregmens-vesztések miatt, és az adatok tulajdonosa átmenetileg nem elérhető és ezért képtelen karbantartani a redundanciát. A 6. ábrán feltüntettem a tapasztalt adatvesztések számát a fenti kategóriákba sorolva. Az első sorban lévő eredmények az adaptív-, a második sorban lévők pedig kötött redundanciát alkalmazó rendszereket írják le. Az első oszlop jelöli azt az esetet, amikor a felhasználó azonnal megjelenik online a helyi másolat elvesztése után, és a távoli társai is haladéktalanul értesülnek az esetről. A második oszlop mutatja azt a forgatókönyvet, amikor felhasználó átlagosan egy hetet offline tölt az összeomlás után, és mások is csak egy hét elteltével kapnak értesítést, a harmadik oszlopban pedig azok a szimuláció kaptak helyet, ahol a karbantartás hasonlóan késlekedni, de egy szerver segíti azt.

Amint azt az ábra harmadik oszlopában láthatjuk, az adatvesztések számát a szerver visszacsökkenti az azonnali javítások esetében mért értékre a késlekedés ellenére is. Cserébe a szerver feltöltési forgalmáért (és időszakos adattárolásáért) fizetni kell (7(a). ábra). A szerver szerepe nagyon, ha az alacsony adaptív redundanciát alkalmazzuk, ezért a kimenő forgalma is intenzívebb, magasabb költségekkel jár. Másrészt, a felhasználók által végzett redundancia-javítási forgalom arányos a redundancia értékével, ezért lényegesen alacsonyabb az adaptív esetben (7(b). ábra).

A szerver továbbá támogathatja a biztonsági mentés felépítését, ha a felhasználó távoli társai nem állnak rendelkezésre átmenetileg. Két alternatívaként az „opportunistá” és a



6. ábra. Végzetes összeomlások aránya adaptív- (fent) és kötött (lent) redundanciával

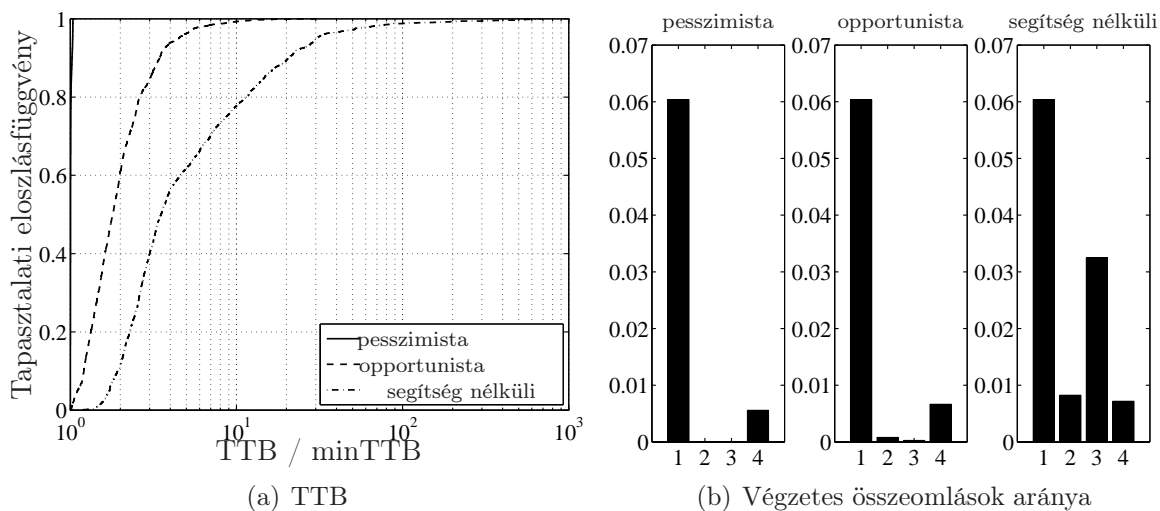


7. ábra. Redundancia-javítási adatforgalom

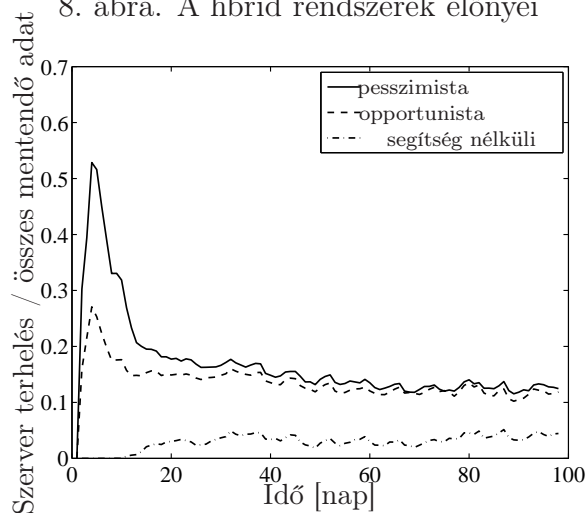
„ pesszimista” kialakítást vizsgáltam: az előbbi csak a felesleges feltöltési sávszélességgel végez feltöltéseket a szerverre, az utóbbi minden adatot feltölt a szerverre és csak azután indítja a feltöltéseket a távoli társaihoz miután a szerveren kiépült egy megbízható mentés. A pesszimista megközelítés biztosítja, hogy a TTB lecsökken a $minTTB$ értékre, ám magasabbak a költségei.

A szerver által segített mentések enyhítik a távoli partnerek rossz elérhetőségéből következő hosszú adatátvitel negatív hatásait (8. ábra). A szerverre történő feltöltéseket csak a felhasználó rendelkezésre állása és feltöltési sávkapacitást korlátozza, így a DLP és a TTR célok elérése hamarabb, kisebb TTB érték mellett történik. Emiatt az adatvesztés eredmények is jobbak (az adatvesztéseket azok okai szerint csoportosítottam, mint az 6. ábrán) mint a szerver segítsége nélkül. Miután a biztonsági mentés teljesnek tekinthető a távoli partnereken, az elért DLP és TTR értékek biztosítják a megegyező minőségű szolgáltatást minden rendszerben, azaz a hosszú TTR miatti adatvesztés számok hasonlóak.

A költséges központi adattárolás szintje (9. ábra) rohamosan nő a szimuláció elején, hiszen az adatmentési fázisban a lassú feltöltések mellett sok adatot a szerveren helyeznek



8. ábra. A hbrid rendszerek előnyei



9. ábra. Adattárolás költségek a szerveren

el a felhasználók. Ahogy egyre több fregmens tárolódik a távoli társaknál, ez az érték csökken. Miután a felhasználó eléri eDLP és eTTR céljait, további fregmens feltöltések újabb partnerek felé csökkentik a szerveren tárolandó adatmennyiséget és ezzel együtt a költséget. A feltöltést segítő rendszerekben több fregmens helyezkedik el a szerveren, mint azon rendszerekben, ahol csak a redundancia-javításhoz segédkezik a szerver. Azon felhasználók, akiknek nehézségeik vannak elegendő számú partnert találni, folyamatosan tárolnak a szerveren. Emiatt a csoportosított szimmetrikus partner-kiválasztási rendszer magasabb, de még mindig elfogadható költségeket ró az alacsony erőforrás-hozzájárulást mutató felhasználókra ezekben a rendszerekben.

A rendszerben a távoli társak felé irányuló hálózati adatátvitel véletlenszerű sorrendben következnek. Ezek ütemezésére elméleti modelleket állítottam fel, és analitikus vizsgálatok alapján becsléseket adtam a fregmensátvitel hosszára. Az eredményeket gyakorlati beállítások szimulálásával igazoltam.

1.4. Tézis. *A maximális folyam kiszámításának hatékony algoritmusát javasoltam az optimális ütemezési megoldás megtalálására a távoli partnerek jövőbeni elérhetőségének alakulásának ismeretében. Az optimális eredményeket az alkalmazott véletlenszerű ütemezés*

értékelésére használtam, és javaslatot tettem olyan gyakorlati beállításokra, amelyek teljesülése esetén azok eltérése elhanyagolható.

Az archiválási és a visszaállítási fázis alatt a felhasználó fregmens feltöltéseket és letöltéseket végez. Célom, hogy megtaláljam azt a sorrendet, amely minimalizálja a mentéshez, illetve a visszaállításhoz szükséges fregmens transzferek befejezésének idejét. Annak érdekében, hogy megtaláljam az N fregmens átviteléhez szükséges minimális időt (*mintime* probléma), először meghatároztam a T idő alatt átvihető fregmensek maximális számát (*maxfrag* probléma). Az eredeti probléma megoldás a legkisebb T amelyen belül N fregmens átvihető.

4. Definíció. A *mintime* és *maxfrag* problémákat a következőképpen definiálom: s egy tetszőleges ütemezés, $t(s)$ az időbeli hossza, $n(s)$ pedig az ütemezés átvitt fregmenseinek száma,

$$\text{mintime}(N) = \min\{T \mid \exists s : t(s) = T \wedge n(s) \geq N\}; \quad (3)$$

$$\text{maxfrag}(T) = \max\{N \mid \exists s : t(s) \leq T \wedge n(s) = N\}. \quad (4)$$

A két probléma a következő módon fonódik össze:

1. Tétel. $\text{mintime}(N) = \min\{T \mid \text{maxfrag}(T) \geq N\}$.

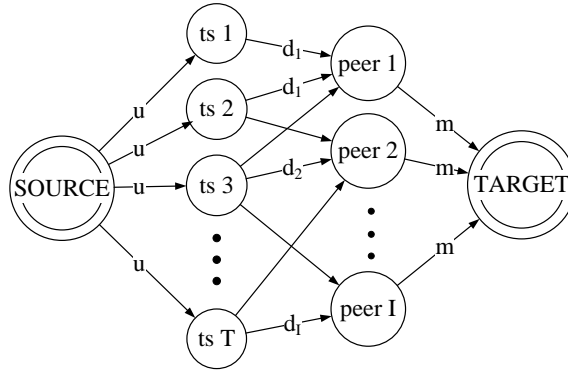
$\text{maxfrag}(T)$ (4) megfogalmazható a következő egészértékű lineáris programozás (ILP) problémával.

5. Definíció. A jövőbeni elérhetőségek ismeretében az ütemezése maximalizálja az átvitt fregmensek számát adott T időtartam alatt. x_i^t változó kódolja ütemezési döntéseket: az i felhasználóhoz t időperiódusban beütemezett fregmensek számát. A távoli társak rendelkezésre-állása korlátozó jellegű: $a_i^t = 1$, ha az i felhasználó t időperiódusban elérhető, egyébként 0. Egy másik korlát az egyes társakra helyezhető fregmensek maximális száma m . A következő ILP probléma megoldásával választ kapunk a $\text{maxfrag}(T)$ problémára:

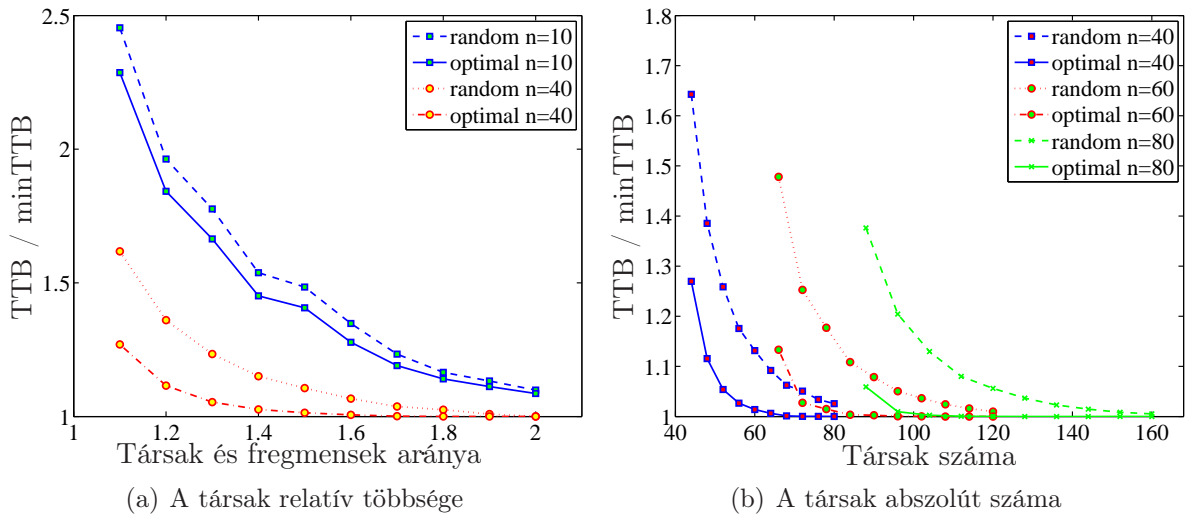
$$\begin{array}{ll} \max \sum_{t=0}^T \sum_{i=1}^I x_i^t & \text{maximalizálni az átvitt fregmensszámot} \\ \text{s.t. } x_i^t = [0, \min(u, d_i)] & \text{átvihető fregmensek egy időperiódusban} \\ x_i^t \leq ma_i^t & \text{csak elérhető társakhoz} \\ \sum_{t=0}^T x_i^t \leq m & \text{nem több mint } m \text{ fregmens egy társon} \\ \sum_{i=1}^I x_i^t \leq u & \text{nem több mint } u \text{ átvitel egy időperiódusban.} \end{array}$$

Annak érdekében, hogy a fent leírt ütemezési probléma az adatvisszaállítást tükrözze, u helyett d , d helyett u írandó és m helyett a társakon tárolt fregmensek számát kell alkalmazni.

A fenti ILP problémát átfogalmazom egy *maximális folyam* problémává, ahogy az a 10. ábrán látható, így az megoldhatóvá válik polinomiális időben. A ts i csomópontok képviselik az időperiódusokat $i = 1, 2, \dots, T$ -re. A társakat *peer* i csomópontok ábrázolják $i = 1, 2, \dots, I$ -re. ts i akkor van összekötve *peer* j -vel, ha j felhasználó elérhető az i időperiódusban. Az élek u és d kapacitása a felhasználól fel-, és letöltési sáv szélességét, az m pedig a társanként tárolható maximális fregmensszámot jelöli. A maximális folyam



10. ábra. Adatfeltöltési ütemezési probléma maximális folyam megfogalmazásban



11. ábra. Véletlenszerű ütemezések hatásossága

a forrás (source) és a cél (target) között megadja a T időn belül feltölthető fregmensek számát.

Egyre növekvő T -re iteratíván kiszámítható $maxfrag(T)$; 1. tétel kimondja, hogy az első T érték, amelyre $maxfrag(T) \geq N$, a megoldás a minimális időtartamú ütemezési problémára. Ésszerű keresést alkalmazva tehát $O(\log T)$ maximális folyam probléma megoldásával választ kapunk. Egy V csomópontot és E élt tartalmazó gráfra, a maximális folyam kiszámítása $O\left(VE \log\left(\frac{V^2}{E}\right)\right)$ [16] bonyolultságú. Esetünkben I felhasználóra, és T optimális időperiódusra, V és E $O(I + T)$, illetve $O(IT)$ méretű.

Szimulációkban értékeltem a véletlenszerű ütemezést különböző $I - n$ beállításokra. Az 1000 futás eredményét (a véletlen ütemezést minden esetben 1000-szer megismételve) a két ütemezés időtartamainak mediánjával szemléltetem az 11. ábrán. Ahogy a fregmensek száma nő, az optimális megoldás egyre közelebb kerül az elméleti alsó határhoz, a $minTTB$ -hez. Továbbá, több távoli partner esetén a véletlenszerű ütemezés teljesítménye megközelíti az optimálisat, függetlenül a fregmensek számától. Kiragadott példaként, ha $n = 60$ és $I = 90$, akkor véletlenszerű ütemezést alkalmazva a feltöltések átlagban mindössze 10%-kal hosszabbak a $minTTB$ -nél.

4.2. Felhasználó-vezérelt társválasztás P2P adatmentő rendszerben

Téziscsoport 2: [J1, C1, C2, C3, C4] Egy olyan társválasztási modellt elemeztem P2P adatmentő rendszerekre, amelyekben a felhasználók önző módon választják ki azokat a társaikat, akikkel tárolandó adatokat akarnak cserélni.

A társak kiválasztása azok jellemzői, on-line elérhetőségük és dedikált feltöltési sáv-szélességük alapján történik. Ezeket egyetlen paraméterrel, az úgynevezett ranggal írjuk le. Abban az esetben, ha kölcsönös hajlandóság jelentkezik két felhasználótól adatcserére, akkor azonos nagyságú tárhelyet osztanak meg egymással.

6. Definíció. *A társválasztási modell a következő.*

- \mathcal{I} jelöli a rendszer felhasználóinak csoportját és $I = |\mathcal{I}| > 1$.
- Minden $i \in \mathcal{I}$ felhasználó k fregmensre darabolja az adatát, és azokból \hat{c}_i redundánsan kódolt fregmenst hoz létre, amelyeket majd külön partnereken tárol.
- Ehhez minden felhasználó kialakít együttműködési kapcsolatokat másokkal, ezek halmazát jelöli n_i az i felhasználóra: $n_i = \{j \in \{\mathcal{I} \setminus i\}\}$, ahol i felhasználó tárol egy fregmenst j számára. Rendszertervezési szabály miatt több fregmenst nem tárolhat egyazon partnernél
- A szimmetrikus fregmenscsere miatt $i \in n_j$ ha $j \in n_i$. Ezért i ugyanakkora tárhelyet kell megosszon mint amennyit a $|n_i|$ számú fregmense felemész a partnereknél, $|n_i| \leq \hat{c}_i$.
- Minden $i \in \mathcal{I}$ felhasználót a rangja, azaz $g_i = a_i u_i$ jellemez. \hat{g}_i jelöli i megerősítés nélküli rangját, aminek eléréséhez nem szükséges a megszokott viselkedését és erőforrásait megemlennie.

A társválasztási modell összhangban van az előzőleg bemutatott P2P adatmentő rendszer tervével: szimmetrikus fregmenscserek történnek a rangjuk alapján kiválasztott partnerek között. A kapott szolgáltatás minőségét a partnerek száma és a rangjuk szintje határozza meg. Ha ezek közül bármelyik értéke nő, a szolgáltatás minősége javul (egy bizonyos határig). A szolgáltatás költségét akkor definiáljuk, ha a felhasználó úgy dönt, hogy megnöveli a rangját: költséges erőfeszítést tesz az erőforrás-hozzájárulásának megnövelésére.

2.1. Tézis. [J1, C1, C2, C3, C4] *Javaslatot tettem egy, a felhasználói önzést realisztikusan leíró, ám analitikusan kezelhető játékelméleti [27] kifizető függvény modellre (7. definíció).*

7. Definíció. *A kifizetés, amit minden felhasználó próbál saját magának maximalizálni társválasztás során, két részből áll, a szolgáltatás értékéből és az erőfeszítés költségéből:*

$$p_i = \min \left(|n_i| \underline{g}_i, 1 \right) - (g_i - \hat{g}_i),$$

ahol $|n_i|$ az i felhasználó partnereinek számát, $\underline{g}_i = \min_{j \in n_i} (g_j)$ pedig a legalacsonyabb rangú partnerének rangját jelöli.

Továbbá, definiáltam egy, a kifizető függvényre alapozó nem-kooperatív játékot („csere játék”), amely leírja a felhasználó-vezérelt társválasztással kialakuló önző környezetet.

8. Definíció. A csere játék elemei a játékosok lehetséges stratégiáinak halmaza $\{\mathcal{S}_i \forall i \in \mathcal{I}\}$, és a kifizető függvény p , ami megadja a játékosok kifizetéseit $\{p_i \forall i \in \mathcal{I}\}$ a játékosok által választott stratégiák alapján ($p : \mathcal{S}_1 \times \dots \times \mathcal{S}_I \rightarrow \mathbb{R}^I$). Egy $i \in \mathcal{I}$ játékos adott stratégiája a megválasztott rangjából $g_i \in (0, 1]$ és a kiválasztott partnereiből n_i áll.

A csere játék akkor van egyensúlyban, ha minden felhasználó olyan stratégiát választ, amellyel maximális kifizetést ér el, a többi felhasználó adott stratégiái mellett. Ezen stratégiák megtalálásához szétválasztom a felhasználók optimalizálási döntését a rang és partnerek meghatározására, feltételezve, hogy azokat egymás után hozzák meg. A követhetőség kedvéért először a társválasztási stratégiákat fogalmazom meg egy stabil mérkőzések probléma [19] formájában.

2.2. Tézis. [J1, C1, C2, C3, C4] Javaslatot tettem a csere játék egy párosításeleméleti problémára való visszavezetésére. Megmutattam, hogy a kifizetéseken alapuló társválasztási preferenciák miatt a játékosok magukhoz hasonló rangú partnereket választanak.

Közvetve a játékosok rangjai, közvetlenül pedig a kifizetések határozzák meg a társválasztási preferenciákat. A stabil mérkőzések algoritmus [19] megold minden felmerülő társválasztási problémát, amiben a rangok rögzítettek. Az algoritmus során az alacsony rangú játékosok mindig viszonzozzák a magas rangú játékosok csereajánlatait.

A játékosok csoportosulása, amikor is a saját rangjuknak megfelelő minőségű partnereket választanak, ahhoz vezet, hogy egy magasabb rangú játékosnak nem lesz rosszabb minőségű partnere, mint egy alacsonyabb rangú játékosnak. Ezért előfordulhat az is, hogy a gyenge minőségű játékosok nem tudnak elegendő társat találni. A társválasztási probléma algoritmikus megfogalmazása után azt vizsgáltam, hogyan alakul a rangok megválasztása a csere játékban. Bebizonyítottam, hogy a rang alapján történő csoportosulás arra ösztönzi az alacsony rangú felhasználókat, hogy emeljék azt. Ha az önző felhasználókat arra ösztönzik, hogy növeljék erőforrás-hozzájárulásukat, az online elérhetőségüket és a dedikált sáv szélességet, akkor általánosságban véve javul a rendszer által kínált szolgáltatás minősége.

2.3. Tézis. Bebizonyítottam a csere játék egyensúlyának létezését, és megadtam az abban létrejövő társ-, és rangválasztási stratégiákat.

2. Tétel. Ha $\min_{i \in \mathcal{I}} \hat{g}_i \geq \frac{1}{I-1}$, akkor egy lehetséges egyensúlyt jelent, amikor az összes játékos mindenkit partneréül választ és tarja a megerőltetés nélküli rangját. Általánosságban véve az egyensúlyi stratégiák alapján a játékosok a megerőltetés nélküli rangjuk szerinti klikkeket alakítanak ki partnereikkel. Alacsony rangú játékosok azok emelésére kényszerülhetnek egy klikkbe való belépéshez.

A játékosok tehát a kifizetéseiktől vezérelve klikkekben csoportosulnak. A kifizetésük a klikk méretétől és a legrosszabb minőségű tag rangjától függ. Ha a klikk mérete nagy, a tagjai általában növelhetik kifizetéseiket, ha kizárják a legalacsonyabb rangú partnereiket. Ha viszont túl magasra állítják a belépési rangküszöböt, a szolgáltatás minősége csökken a tagok kritikusan alacsony száma miatt. Ez a kettősség jelenik meg a kifizető függvényben: a gyenge minőségű klikk tagok rontják szolgáltatás minőségét, amit a magas rangú

partnereik kapnak, viszont kizárva őket a klikk méretének csökkenése okoz minőségbeli visszaesést. Egyensúlyban ez a két ellentétes hatás kiegyensúlyozott állapotba kerül a klikkekben.

A heterogén megerőltetés nélküli rangokat tartalmazó rendszerrel szemben, ha minden játékosnak ugyanaz a kezdő értéke, akkor nincs ösztönzés azok javítására: ha $\hat{g}_i = \hat{g} \forall i \in \mathcal{I}$, akkor az egyensúlyi stratégiák $g_i = \hat{g} \forall i \in \mathcal{I}$.

4.3. Elosztott dinamikus spektrumkiosztás

Téziscsoport 3: [J2, C5, C6] Megvizsgáltam a rádióspektrum kérelmezők közötti dinamikus kiosztásának lehetőségét elosztott módon.

A jelenlegi frekvenciakiosztási szabályok, azaz a frekvenciasávok hosszútávú használatának kormányzati engedélyezése, nem hatékony. A csúcsforgalmi túltervezés időbeli kihasználatlanságot okoz a kevésbé forgalmas időszakokban, a frekvencia újbóli használatára adott térbeli és spektrális korlátozások pedig a merev interferencia kezelés miatt zárják ki a további frekvenciahasznosítási lehetőségeket. Új típusú rádiós technológiák megjelenésével a frekvenciasávok különböző spektrális, térbeli és időbeli paraméterekkel való kiosztása javíthatja a spektrum hasznosítását. Vizsgálataimat a [20]-ban bemutatott spektrumkiosztási keretrendszerben végeztem. Elemei a következők:

- 9. Definíció.**
- *A rádióspektrumot (F) kis, előre meghatározott szélességű, nem átlapolódó, homogén frekvenciacsatornákra osztjuk, és azokat f -el jelöljük.*
 - *A lehetséges frekvenciabérlők (\mathcal{I}) egymástól megkülönböztethető, a rádióspektrumot kötött és/vagy behatárolható földrajzi helyen használó vezeték nélküli szolgáltatók, például mobiltelefon-szolgáltató bázisállomások.*
 - *A frekvenciabérlők adott szélességű sávra tartanak igényt ($q_i \forall i \in \mathcal{I}$ a kért csatornák számában kifejezve), és azért legfeljebb egy bizonyos nagyságú összeget hajlandóak fizetni, amit haszonnak nevezünk és $q_i u_i \forall i \in \mathcal{I}$ -vel jelölünk.*
 - *F_i jelöli az $i \forall i \in \mathcal{I}$ bérlő által lefoglalt sávot, aminek szélessége $|F_i|$, és \mathcal{F}^f a bérlők azon halmaza, amelyek szintén használják az f csatornát a sávjukon belül, azaz $\mathcal{F}^f = \{i : f \in F_i, \forall i \in \mathcal{I}\}$.*
 - *Zavaró interferencia keletkezhet ha több bérlő használja ugyanazt a csatornát. Ennek mértékét az interferenciát elszenvedő frekvenciabérlő adási területén mért maximális jel-interferencia-és-zaj hányados (SINR) adja, és megközelítésünkben egyenlő a páronkénti zavarások mértékének összegével: $\sum_{j \in \mathcal{I}} \omega_{ji}^f$, ahol ω_{ji}^f jelöli a j bérlő i -re gyakorolt interferenciáját f csatornán.*
 - *α_i^f -val jelöljük a maximális interferenciát, amit még i elvisel az f csatornán.*

A zavarás szintje sok összetevőtől függ: földrajzi távolságtól, adóteljesítménytől, az alkalmazott technológiától, antennatípustól, stb. Az interferencia viszonyokat leegyszerűsítve, a frekvencia-függő ω és α értékekkel modellezem. Ha frekvenciacsatornák egyidejű használata elviselhetetlen interferenciát szül, a bérlők a dinamikus kiosztások során díjat fizetnek egymással és a hatóságnak.

10. Definíció. A kiosztási és árazási szabályok biztosítják, hogy az egymás után érkező bérlők kizárhatnak másokat a spektrumról, ha az szükséges az elviselhetetlen interferencia miatt. A kizárásban résztvevő két fél, az újonc és az adott frekvenciasáv bérlője másodáras aukciót hajt végre: mindketten licitálnak a frekvenciacsatornára, a magasabb licitet adó fél nyer, és fizeti a második licitet. A lehetséges kimenetek a következők.

- *Sikeres kivásárlás:* ha az újonc licitje a magasabb, befizeti a vesztes licitet a hatóságnak és a frekvenciát addig bérlő abbahagyja az aktivitását.
- *Sikeres védelem:* ha frekvenciabérlő ajánlata a magasabb, a hatóság nem ró ki díjat rá, és az újonc nem léphet be a spektrumra.

Amikor i megpróbálja kizárni j -t egy adott f csatornán b_i licittel, ha $b_i > b_j$, ahol b_j a védelmi licit, akkor j elhagyja a csatornát, és i fizet b_j díjat a hatóságnak. $b_j \leq u_j - c_j^f$, ahol c_j^f az az összeg amit j az előzetesen végzett kizárásokra fizetett f csatornán. Kizárások alkalmával a hatóságnak fizetett b_j -vel nő c_i^f , azaz $c_i^f := c_i^f + b_j$ csökkentve i további kizárásokra lehetőséget adó költségvetését. Ha a kizárási kísérlet sikertelen, azaz $b_i < b_j$, akkor sem i , sem pedig j nem fizet a hatóságnak, és i nem kezdheti el f használatát.

Az elosztott kiosztás és árképzés rugalmassá teszi a rendszert abból a szempontból, hogy a spektrum kiosztása központilag meghirdetett vagy időszakos aukciók nélkül bármikor átalakulhat. Az árképzési szabály a spektrumkihasználás pénzügyi hatékonyságát célozza: a magasabb ajánlatot benyújtó pályázó kap jogot a frekvencia használatára. Annak ellenére, hogy a kivásárlások csak egyirányúak, biztosított a méltányosság, hiszen azokat a bérlőket, amelyek magas interferenciát okoznak, gyakrabban kísérelnek meg kizárni. Viszont ha a bérlő nagy haszonnal rendelkezik, magas licitekkel biztosíthatja az interferencia-mentes csatornát, míg ő maga magas interferenciát okoz másoknak.

11. Definíció. *Interferencia-barát az a bérlő, amely magas tolerancia szinttel rendelkezik, és kevés zavarást okoz más bérlőknek. i nagyobb mértékben interferencia-barát mint k , ha $\alpha_i^f > \alpha_k^f$ and $\omega_{ij}^f < \omega_{kj}^f$ and $\omega_{ji}^f < \omega_{jk}^f \forall j \in \mathcal{I} \setminus i, k, f \in F$.*

3.1. Tézis. [J2, C5] *Bebizonyítottam, hogy a bevezetett kiosztási és árképzési szabályok (10. definíció) biztosítják a racionalitást (a kifizetés nem lehet negatív), az őszinteséget (a bérlők a valódi u hasznukkal licitálnak), és azt, hogy a kevesbé interferenciát-barát bérlők viszonylag többet fizetnek a spektrumért.*

A kizárt bérlők kártérítést kapnak a hatóságtól, illetve az őket kivásárló újoncoktól, így a játékelméleti kifizetésük $p_i^f = u_i^f - c_i^f$ (c_i^f a korábbi kizárások után fizetett díjak összege) még akkor sem lehet negatív, ha előzőleg fizettek, de már nem használhatják a spektrumot. Továbbá, a másodáras aukciók jól ismert tulajdonsága a licitek őszinteségét domináns stratégiává alakítása.

Egy kivásárlás esetén az i bérlő, és j újonc egy másodáras árverést bonyolít le. Egyik résztvevő haszonja sem ismert, de a bérlőjére alsó becslést ad az f frekvenciacsatornán korábbi licitek után kifizetett c_i^f díja. Ha j úgy dönt, hogy a haszna feletti $u'_j > u_j$ licitet nyújt be, akkor abban az esetben ha $u'_j > u_i > u_j$, a befizetendő u_i díj negatív kifizetést eredményez.

Tegyük fel, hogy két bérlő, i és k megegyező haszonnal ugyanakkor allokálná f csatornát ugyanazon a földrajzi helyen. Legyen $\alpha_i^f > \alpha_k^f$ és $\sum_{j \in \mathcal{I}} \omega_{ij}^f < \sum_{j \in \mathcal{I}} \omega_{kj}^f$. Ha k

megkaparintja f -et, akkor arra i is képes, ráadásul olcsóbban, mert a k által elviselt interferencia nem magasabb α_k^f -nál, ami i -nek is megfelelő. Mivel k esetleg mások kivásárlására szorult u_k -ból ahhoz, hogy a zavarást a kívánt szintre csökkentse, ezt i is megtehetné, mivel $u_i = u_k$. Továbbá a k által okozott interferencia is nagyobb, mint amit i okoz, ezért i kevesebb kivásárlási kísérletet kell hogy kivédjen.

Az újoncok allokációs kísérleteinek sorrendje kritikus fontosságú a kimenetel szempontjából, ám a jellemzőik részben előre meghatározzák a frekvenciákra való licitálásuk várható sikerét. Az allokálandó frekvenciasáv kiválasztása, illetve a zavaró bérlők kivásárlása nem egyszerű feladat.

12. Definíció. *Egy adott f csatornát használó bérlők a következő csoportokba oszthatók az újonc szempontjából:*

- zavarók: *azon bérlők amelyek kivásárlása szükséges, hogy az újonc i által észlelt interferencia az f csatornán α_i^f alá csökkenjen: $\mathcal{D}_i^f \subseteq \mathcal{F}^f$, $\sum_{j \in \mathcal{F}^f \setminus \mathcal{D}_i^f} \omega_{ji}^f \leq \alpha_i^f$;*
- kivásárlók: *azon bérlők amelyek az újonc megjelenésével nagyobb interferenciára számíthatnak mint amennyit tolerálnak: $\mathcal{E}_i^f \subseteq \mathcal{F}^f \setminus \mathcal{D}_i^f$, $\mathcal{C}_i^f = \mathcal{F}^f \setminus \mathcal{D}_i^f \setminus \mathcal{E}_i^f$ (az együttélő bérlők csoportja) $\forall k \in \mathcal{C}_i^f \sum_{j \in \mathcal{C}_i^f} \omega_{jk}^f \leq \alpha_k^f$ és $\forall k \in \mathcal{E}_i^f \sum_{j \in \mathcal{C}_i^f} \omega_{jk}^f > \alpha_k^f$.*

3.2. Tézis. [C6] *Bebizonyítottam, hogy az ideális kizárási stratégia, azaz a zavaró bérlők csoportjának optimalizálása, NP-teljes probléma. Javaslatot tettem heurisztikus kivásárlási stratégiákra (13. definíció).*

A bonyolult probléma a következő. Adott $\{\omega_{ji}^f, u_j\} \forall j \in \mathcal{I}$ és α_i^f, u -ra, van-e olyan $\mathcal{D}_i^f \subseteq \mathcal{I}$ amely teljesíti $\sum_{j \in \mathcal{D}_i^f} \omega_{ji}^f \geq \sum_{j \in \mathcal{I}} \omega_{ji}^f - \alpha_i^f$ és $\sum_{j \in \mathcal{D}_i^f} u_j \leq u$? Ez ekvivalens a hátizsák problémával, ami NP-teljes [15].

13. Definíció. *A probléma komplexitása miatt a bérlők kivásárlása az „interferencia áruk” növekvő sorrendjében történik, azaz ha i az újonc $\forall j \in \mathcal{D}_i^f$ és $\forall k \notin \mathcal{D}_i^f$ -re $\frac{u_j - c_j^f}{\omega_{ji}^f} \leq \frac{u_k - c_k^f}{\omega_{ki}^f}$. Továbbá az újoncot célzó kivásárlási kísérletek a kivásárló bérlők tolerancia szintjeik növekvő sorrendjében licitáljanak, azaz $\forall j \in \mathcal{E}_i^f$ és $\forall k \notin \mathcal{E}_i^f$ -re $\alpha_j \leq \alpha_k$.*

Az önző újoncok igyekeznek a kívánt méretű frekvenciasávot minimális költségekért megszerezni a lehető leghosszabb időtartamra. Minden i újonc a u_i haszna korlátjáig képes kivásárlásokat végezni egy csatornán, és az őt támadó kivásárlási kísérletek kivédésére is fenn kell tartania elégséges védelmi licitet. Egy kivásárlás alkalmával a legrosszabb esetben i -nek az interferenciát okozó j bérlő hasznát kell kifizetnie $b_j = u_j$. Ez az eset akkor állhat fenn, ha j előzőleg nem hajtott végre kivásárlást. A kivásárolandó bérlők számának növekedésével i versenyképessége romlik, ahogy $u_i - c_i$ esik.

Annak érdekében, hogy a legolcsóbb frekvenciasávot találja meg, az i újonc megpróbálja a spektrumon elhelyezni F_i -t úgy, hogy egyrészt a kivásárlások költségei minimálisak legyenek (\mathcal{D}_i^f), másrészt a kivásárlók elleni védelem is sikeres legyen (\mathcal{E}_i^f) F_i csatornán.

3.3. Tézis. [C6] Szükséges feltételt adtam a sikeres frekvenciaallokálásra. Az i újonc képes lefoglalni egy megfelelő frekvenciasávot, ha $\exists F_i : |F_i| = q_i$ és $\forall f \in F_i$:

$$u_i \geq \sum_{j \in \mathcal{D}_i^{f*}} (u_j - c_j^f) + \max_{j \in \mathcal{E}_i^{f*}} (u_j - c_j^f), \text{ ahol}$$

$$\mathcal{D}_i^{f*} = \arg \min_{\mathcal{D}_i^f} \sum_{j \in \mathcal{D}_i^f} (u_j - c_j^f) \text{ és } \mathcal{E}_i^{f*} = \arg \min_{\mathcal{E}_i^f} \max_{j \in \mathcal{E}_i^f} (u_j - c_j^f),$$

feltéve, hogy a rendszer szabályai előírják, hogy először az újonc vásárolja ki a zavaró bérlőket, majd a kivásárló bérlők tegyenek kísérletet az újonc kivásárlására, ha szükséges.

Javaslatot tettem egy heurisztikus algoritmusra (1. algoritmus) különböző frekvenciasáv-választási stratégiákkal:

- költség-minimalizáló: megkeresi a heurisztikus kivásárlási szabályok alapján legalacsonyabb a várható költségű sávot;
- interferencia-tudatos: a legalacsonyabb aktuális interferenciát keresi minden frekvenciartományban;
- előrelátó: az interferencia mellett a bérlők további kivásárlásokra fennmaradó költségvetését is figyelembe veszi.

Algoritmus 1 Heurisztikus spektrumallokációs algoritmus

- 1: újonc i : q_i, u_i, α_i^f
 - 2: **for all** $F_i \in F$: $|F_i| = q_i$ **do**
 - 3: **for all** $f \in F_i$ **do**
 - 4: $\mathcal{D}_i^{f*} = \{j : \sum_{k \notin \mathcal{D}_i^{f*}} \omega_{ki}^f \leq \alpha_i^f, \frac{u_j - c_j^f}{\omega_{ji}^f} \leq \frac{u_k - c_k^f}{\omega_{ki}^f} \forall k \notin \mathcal{D}_i^{f*}\}$
 - 5: $\mathcal{E}_i^{f*} = \{j : \sum_{k \notin \mathcal{E}_i^{f*}} \omega_{kj}^f > \alpha_j^f, \alpha_j^f \leq \alpha_k^f \forall k \notin \mathcal{E}_i^{f*}\}$
 - 6: **end for**
 - 7: **end for**
 - 8: **if** költség-minimalizáló **then**
 - 9: $F_i^* = \arg \min_{F_i} \sum_{f \in F_i} \left(\sum_{j \in \mathcal{D}_i^{f*}} (u_j - c_j^f) + \max_{j \in \mathcal{E}_i^{f*}} (u_j - c_j^f) \right)$
 - 10: **else if** interferencia-tudatos **then**
 - 11: $F_i^* = \arg \min_{F_i} \sum_{f \in F_i} \sum_{j \in \mathcal{F}^f} \omega_{ji}^f$
 - 12: **else if** előrelátó **then**
 - 13: $F_i^* = \arg \min_{F_i} \sum_{f \in F_i} \sum_{j \in \mathcal{F}^f} (\omega_{ji}^f - (u_j - c_j))$
 - 14: **end if**
 - 15: **if** $\forall f \in F_i^* u_i \geq \sum_{j \in \mathcal{D}_i^{f*}} (u_j - c_j^f) + \max_{j \in \mathcal{E}_i^{f*}} (u_j - c_j^f)$ **then**
 - 16: sikeres allokáció: i kivásárolja a \mathcal{D}_i^{f*} -beli bérlőket, és kiszorítja $\mathcal{E}_i^{f*} \forall f \in F_i^*$ -belieket
 - 17: **else**
 - 18: sikertelen allokáció: i kivásárolja \mathcal{D}_i^{f*} -beli bérlők egy csoportját, és kiszorítja $\mathcal{E}_i^{f*} \forall f \in F_i^*$ -beliek egy csoportját
 - 19: **end if**
-

Numerikus szimulációkkal értékeltem a javasolt keretrendszer teljesítményét, és összehasonlítottam a különböző heurisztikák alkalmazása után kapott eredményeket egy egyszerű példában (12. ábra). A hatóság jövedelme egyre kevesebb, ha az újoncok a költségminimalizáló stratégiáról interferencia-tudatos és előrelátó stratégiákra váltanak a frekvenciasáv kiválasztására. Ez annak köszönhető, hogy a 4. típusú (DVB-T-szerű) újoncok allokációs kísérletei kudarcba fulladnak. Érdekes módon, amíg az interferencia-tudatos stratégiával az 1. típusú (GSM-szerű) újoncok hosszabb élettartam számíthatnak (12(d). ábra), a különbség kisebb az 12(f). ábrán annak ellenére, hogy a 4. típusú újoncok jobban büntetik az utóbbi esetben. Mivel a 2. típusú (UMTS-szerű) és 3. típusú (UWB-szerű) újoncok hasonló élettartamot érnek el az alkalmazott frekvenciasáv kiválasztásától függetlenül, az interferencia-tudatos stratégia ésszerű kompromisszumot ajánl az allokáció költségei és sikere között a vizsgált beállításokkal.

Az egyszerű szimulációs beállításokkal az elosztott dinamikus frekvenciakiosztás keretrendszere hatékony és rugalmas spektrumhasznosítás módszernek bizonyult.

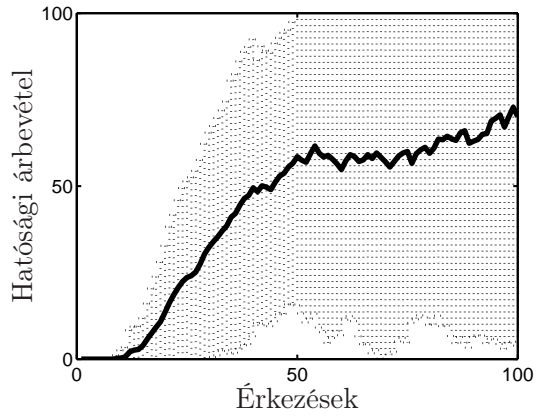
5. Az eredmények alkalmazhatósága

A P2P adatmentő rendszerekkel kapcsolatos kutatásaim mind elméleti, mind pedig gyakorlati eredményeket is szültek. A párosítás-, és játékelméleti modellek bemutatott kombinációja új megközelítést nyújt az elosztott rendszerek elemzéséhez. A javasolt teljesítménymutatók és az adatredundancia számítására adott módszer hatással lehet más P2P adattároló rendszerek tervezésére, nem feltétlenül csak biztonsági adatmentés szolgáltatásra. Ezen túlmenően a leírt prototípus alapot szolgáltatathat adatmentési alkalmazások létrehozásához. Ez utóbbi rövid távon kereskedelmi forgalomba kerülhet végfelhasználók otthoni eszközeire, Internet szolgáltatók előfizetői set-top-box-aira, vagy esetleg vállalati hálózatokba telepítve.

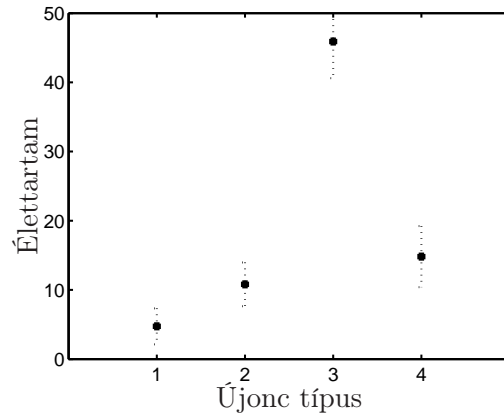
A frekvenciakiosztás elemzése betekintést ad a lehetséges jövőbeni rádiófrekvenciás rendszerek kezelésére. Megmutattam egy elosztott, ösztönzőket tartalmazó modellt, amely biztosítja a spektrum hasznosításának igazságosságát és hatékonyságát. Emellett hangsúlyoztam a kivásárlások és a frekvenciasáv kiválasztásának algoritmikus bonyolultságát. Az elosztási és díjszabási rendszer önző környezetben biztosítja a frekvenciaallokálás időbeli rugalmasságát és annak képességét, hogy gyors, helyi választ adjon a frekvencia iránti kereslet változásaira.

Köszönetnyilvánítás

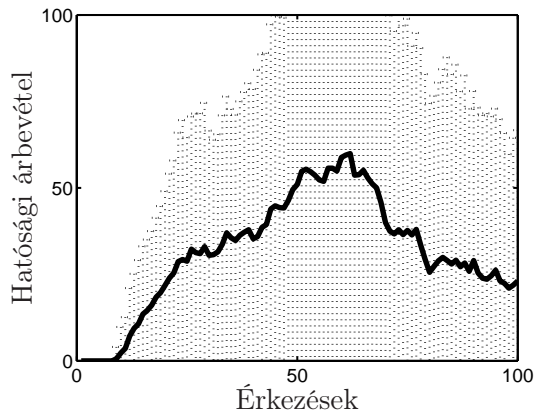
A 4.1. és 4.2. fejezetben bemutatott munka a Eurecom-ban készült. Szeretném megköszönni Pietro Michiardi és Matteo Dell'Amico segítségét. A 4.3. fejezetben leírt kutatás a Nagysebességű hálózatok laboratóriumában folyt a Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen. Köszönöm Vidács Attila útmutatásait.



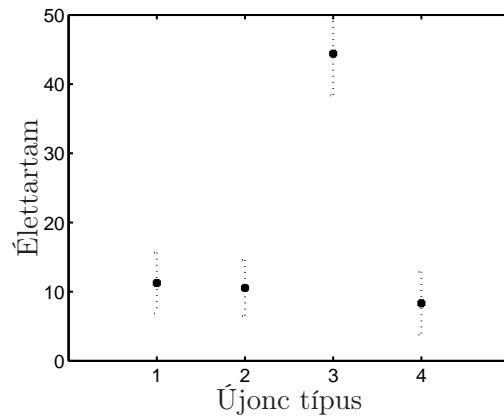
(a) Költség-minimalizáló



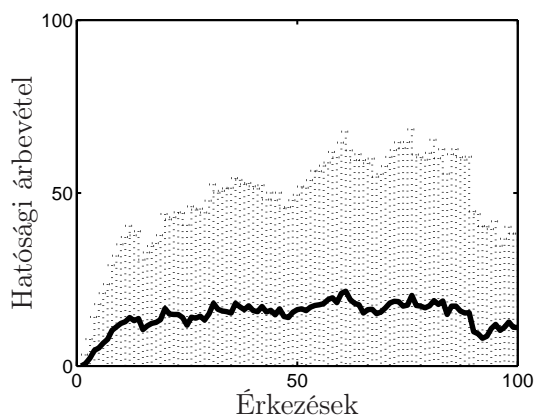
(b) Költség-minimalizáló



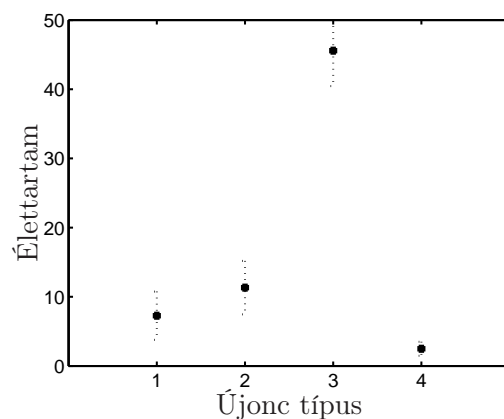
(c) Interferencia-tudatos



(d) Interferencia-tudatos



(e) Előrelátó



(f) Előrelátó

12. ábra. Hatósági árbevétel és allokációk időtartama különböző frekvenciasáv-választási stratégiákkal

Hivatkozások

- [1] E. Altman, A. A. Kherani, P. Michiardi, és R. Molva. Non-cooperative forwarding in ad-hoc networks. In *IFIP NETWORKING*, 2005.
- [2] K. Anagnostakis és M. Greenwald. Exchange-based incentive mechanisms for peer-to-peer file sharing. In *IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, 2004.
- [3] P. Antoniadis, C. Courcoubetis, és R. Mason. Comparing economic incentives in peer-to-peer networks. *Computer Networks*, 46(1):133–146, 2004.
- [4] L. Buttyán és J.-P. Hubaux. Stimulating cooperation in self-organizing mobile ad hoc networks. *Mobile Networks and Applications*, 8(5):579–592, 2003.
- [5] B. Cohen. Incentives build robustness in bittorrent. In *Workshop on the Economics of Peer-to-Peer Systems (NetEcon)*, 2003.
- [6] J. Corbo és D. Parkes. The price of selfish behavior in bilateral network formation. In *ACM Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC)*, 2005.
- [7] C. Courcoubetis és R. Weber. Incentives for large peer-to-peer systems. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(5):1034 – 1050, may. 2006.
- [8] L. Cox és B. Noble. Samsara: Honor among thieves in peer-to-peer storage. In *ACM Symposium on Operating Systems Principles (SOSP)*, 2003.
- [9] A. Fabrikant, A. Luthra, E. Maneva, C. H. Papadimitriou, és S. Shenker. On a network creation game. In *ACM Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC)*, 2003.
- [10] J. Feigenbaum, V. Ramachandran, és M. Schapira. Incentive-compatible interdomain routing. In *ACM Conference on Electronic Commerce (EC)*, 2006.
- [11] M. Feldman, K. Lai, I. Stoica, és J. Chuang. Robust incentive techniques for peer-to-peer networks. In *ACM Conference on Electronic Commerce (EC)*, 2004.
- [12] D. Fudenberg és J. Tirole. *Game Theory*. MIT Press, 1991.
- [13] A. Gai, F. Mathieu, F. de Montgolfier, és J. Reynier. Stratification in p2p networks: Application to BitTorrent. In *IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, 2007.
- [14] D. Gale és L. S. Shapley. College admissions and the stability of marriage. *The American Mathematical Monthly*, 69(1):9–15, 1962.
- [15] M. R. Garey és D. S. Johnson. *Computers and Intractability; A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W. H. Freeman & Co., 1990.
- [16] A. V. Goldberg és R. E. Tarjan. A new approach to the maximum flow problem. In *ACM Symposium on Theory of Computing (STOC)*, 1986.

- [17] J. Hofbauer és K. Sigmund. *Evolutionary Games and Population Dynamics*. Cambridge University Press, 1998.
- [18] R. W. Irving. An efficient algorithm for the „stable roommates” problem. *Journal of Algorithms*, 6(4):577–595, 1985.
- [19] R. W. Irving és S. Scott. The stable fixtures problem - a many-to-many extension of stable roommates. *Discrete Applied Mathematics*, 155(17):2118–2129, 2007.
- [20] L. Kovács és A. Vidács. Interference-tolerant spatio-temporal dynamic spectrum allocation. In *IEEE International Symposium on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks (DySPAN)*, 2007.
- [21] N. Laoutaris, G. Smaragdakis, A. Bestavros, és J. W. Byers. Implications of selfish neighbor selection in overlay networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2007.
- [22] N. Laoutaris, G. Smaragdakis, K. Oikonomou, I. Stavrakakis, és A. Bestavros. Distributed placement of service facilities in large-scale networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2007.
- [23] N. Laoutaris, G. Zervas, A. Bestavros, és G. Kollios. The cache inference problem and its application to content and request routing. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2007.
- [24] D. Lebedev, F. Mathieu, L. Viennot, A.-T. Gai, J. Reynier, and F. de Montgolfier. On using matching theory to understand p2p network design. In *International Network Optimization Conference*, 2007.
- [25] P. Maillé és B. Tuffin. Pricing the internet with multibid auctions. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 14(5):992–1004, 2006.
- [26] P. Maillé és B. Tuffin. Analysis of price competition in a slotted resource allocation game. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2008.
- [27] M. J. Osborne és A. Rubinstein. *A Course in Game Theory*. The MIT Press, July 1994.
- [28] J. M. Smith. *Evolution and the Theory of Games*. Cambridge University Press, 1982.
- [29] V. Vishnumurthy, S. Chandrakumar, és E. Sirer. KARMA: A secure economic framework for peer-to-peer resource sharing. In *Workshop on the Economics of Peer-to-Peer Systems (NetEcon)*, 2003.
- [30] H. Weatherspoon és J. D. Kubiatowicz. Erasure coding vs. replication: A quantitative comparison. In *International Workshop on Peer-To-Peer Systems (IPTPS)*, 2002.
- [31] S. Zhong, J. Chen, és Y. Yang. Sprite: a simple, cheat-proof, credit-based system for mobile ad-hoc networks. In *IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, 2003.

Saját, tézisekhez köthető publikációk

Folyóiratcikkek

- [J1] **L. Toka**, P. Michiardi. Analysis of User-driven Peer Selection in Peer-to-Peer Backup and Storage Systems. *Telecommunication Systems, Special Issue dedicated to GameComm'08, appeared online*, 2010.
- [J2] **L. Toka**, A. Vidacs. General distributed economic framework for dynamic spectrum allocation. *Computer Communications, Special Issue dedicated to Spectrum Sharing Systems, 39(18):1955–1964*, 2009.

Konferenciatickek

- [C1] **L. Toka**, P. Michiardi. Brief Announcement: A dynamic exchange game. In *ACM SIGACT-SIGOPS Symposium on Principles of Distributed Computing (PODC)*, 2008.
- [C2] **L. Toka**, P. Michiardi. Analysis of user-driven peer selection in peer-to-peer backup and storage systems. In *International Workshop on Game Theory in Communication Networks*, 2008.
- [C3] **L. Toka**, P. Michiardi. Uncoordinated peer selection in P2P backup and storage applications. In *IEEE Global Internet Symposium*, 2009.
- [C4] P. Michiardi, **L. Toka**. Selfish Neighbor Selection in Peer-to-Peer Backup and Storage Applications. In *International Conference on Parallel and Distributed Computing (Euro-Par)*, 2009.
- [C5] **L. Toka**, A. Vidacs. Distributed Dynamic Spectrum Management. In *International Conference on Telecommunications and Signal Processing*, 2009.
- [C6] **L. Toka**, A. Korosi, A. Vidacs. On Distributed Dynamic Spectrum Allocation for Sequential Arrivals. In *IEEE Symposia on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks (DySPAN)*, 2010.
- [C7] **L. Toka**, M. Dell'Amico, P. Michiardi. Online Data Backup: a Peer-Assisted Approach. In *IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing (P2P)*, 2010.
- [C8] A. Csoma, **L. Toka**, A. Vidacs. A Peer-to-Peer Backup System with Incentives. In *International Conference on Telecommunications and Signal Processing*, 2010.

Saját, egyéb publikációk

Folyóiratcikkek

- [J3] I. Ráncsik, **L. Toka**, A. Vidács. Auction-Based Pricing Mechanisms in IP Networks. *HÍRADÁSTECHNIKA*, 60(5):27–34, 2005.
- [J4] P. Maillé, **L. Toka**. Managing a peer-to-peer data storage system in a selfish society. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 26(7):1295–1301, 2008.

- [J5] **L. Toka**, A. Vidács. Peer-to-peer adattároló rendszer menedzselése önző társadalomban. *HÍRADÁSTECHNIKA*, 63(2):31–36, 2008.
- [J6] **L. Toka**, A. Vidács. Managing Users in a Peer-to-Peer Storage System. *HÍRADÁSTECHNIKA*, 63(7):4–8, 2008.
- [J7] G. Biczók, **L. Toka**, A. Gulyás, T. A. Trinh, A. Vidács. Incentivizing the Global Wireless Village. *COMPUTER NETWORKS*, elfogadva, 2010.
- [J8] **L. Toka**, L. Kovács, A. Vidács. General distributed economic framework for dynamic spectrum allocation. *HÍRADÁSTECHNIKA*, 65(1):20–24, 2010.

Konferenciatickek

- [C9] **L. Toka**, P. Maillé. Managing a peer-to-peer backup system: Does imposed fairness socially outperform a revenue-driven monopoly? In *International Workshop on Grid Economics and Business Models*, 2007.
- [C10] G. Biczók, **L. Toka**, A. Vidács, T. A. Trinh. On Incentives in Global Wireless Communities. In *ACM Workshop on User-Provided Networking*, 2009.