

Struktúrafüggetlen címzésen alapuló önszerveződő útvonalválasztási architektúra

SZABÓ DÁVID, GULYÁS ANDRÁS, CSERNAI MÁRTON, HESZBERGER ZALÁN

BME Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
{david.szabo,gulyas,csernai,heszberger}@tmit.bme.hu

Lektorált

Kulcsszavak: útvonalválasztási architektúra, struktúrafüggetlen címzés, önszerveződés, közösségi hálózat

A cikkben egy olyan struktúrafüggetlen címzést alkalmazó útvonalválasztási architektúrát mutatunk be, mely a csomagtovábbítás során a közösségi hálózatokban fellelhető szabályosságokat használja ki. Az architektúrát egyszerű megvalósítás és önszerveződő működés jellemzi, melyben a felhasználók aktívan részt vesznek az útvonalválasztásban.

A rendszer teljesítőképességét szimulációkon keresztül elemezzük, melyeket egy egyetemi Wi-Fi hálózat modelljén végeztünk.

1. Bevezetés

Az Internet történetét ismerők előtt nem titok, hogy a manapság nélkülözhetetlen hálózat, mely felhasználók milliárdjait kapcsolja össze, nem tudatos, előrelátó tervezés eredménye. Ennek következtében ma több olyan problémával, jelenséggel küzd, melyek egyre nehezebbé teszik mind az útvonalválasztást, mind pedig a hálózatmenedzsmentet (pl. multihoming, mobilitás) [1].

Ennek oka számos szakember szerint az Internet hierarchikus felépítésében keresendő, vagyis abban, hogy az IP-címek integrált információként tartalmazzák egy csomópont helyét és azonosítóját. A megoldás pedig egy szemléletváltás volna, mely olyan címzési rendszert vezetne be, ahol hely és azonosító különválna egymástól (flat címzés). Ezzel a megközelítéssel hosszútávon előre tervezhetővé s egyszerűbbé tehető a kommunikáció. Az 1. ábrán példaként a mobilitás jelensége látható hierarchikus és flat típusú címek esetén.

Az egyetlen akadály a flat routing felé vezető úton, hogy a jelenlegi útvonalválasztó algoritmusok nem képesek hatékonyan kezelni az ilyen jellegű címeket. A cél tehát egy olyan útvonalválasztási algoritmus kidolgozása, mely struktúrafüggetlen azonosítók esetén is hatékony működésre képes. Több olyan kezdeményezés is született, mely erre a problémára próbál megoldást nyújtani (HIP, FARA, TRIAD, IPNL, i3 stb. [3-7]), amelyek a név és hely különválasztását ugyan megvalósítják, de továbbra is szükség van névfeloldásra (DNS),

mely aztán a neveket átfordítja hálózati helyet jelző címekre. Így tehát a hálózat egésze mégsem struktúrafüggetlen, vagyis az útvonalválasztás skálázódása továbbra is függ a hálózat felépítésétől.

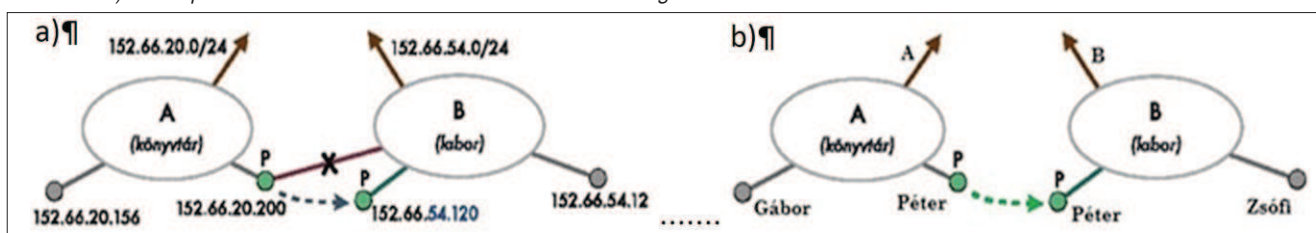
Fentiekől eltérő megoldást jelentenek a ROFL[8] és VRR[9] útvonalválasztási sémák, melyek a struktúrafüggetlenséget egy DHT-gyűrű alkalmazásával teszik lehetővé. A hatékonyság érdekében viszont folyamatosan fent kell tartani a DHT-gyűrűt. A ROFL esetén a routerek cache-elik a kiépített útvonalakat, ami ugyancsak menedzselést igényel, a VRR-t pedig csak kisméretű hálózatokra tesztelték[9].

A jelen cikkben egy teljesen újfajta megközelítést szeretnénk bemutatni, mely egy igen egyszerű ötleten, illetve az Internet és a közösségi hálózatok hasonlóságán alapulva próbál alternatívát kínálni a ma létező megoldások helyett. A 2. szakaszban röviden bemutatjuk a kidolgozott útvonalválasztási algoritmus alapötletét. A 3. szakaszban a megvalósítás lépéseit vesszük sorra, a 4. szakasz pedig a szimulációs eredményeket tárgyalja, végül a cikk összefoglalással zárul.

2. A közösségi hálózatok és az Internet

A hálózatokkal foglalkozó kutatások az utóbbi években jelentős eredményeket értek el. Az egyik meghatározó felfedezés Barabási-Albert László nevéhez köthető [10], aki olyan új hálózati modellt vezetett be, mely minden

1. ábra a) hierarchikus címek esetén, egy csomópont azonosítója megváltozik, ha más alhálózatban mozog [2],
b) flat típusú azonosítók esetén erre nincs szükség



eddiginél (szabályos gráfok, Erdős-Rényi modell [11], kisvilág modell) pontosabban közelíti a valós hálózatokat [18]. Ezek az úgynevezett skálafüggetlen hálózatok, melyek speciális jellemzőkkel bírnak: fokszámeloszlásukra a 80-20%-os szabály jellemző, vagyis a csomópontok 80%-a alacsony, míg 20%-a igen magas fokszámmal rendelkezik, az átlagos úthosszuk alacsony, a csoportképződési együttthatójuk pedig magas.

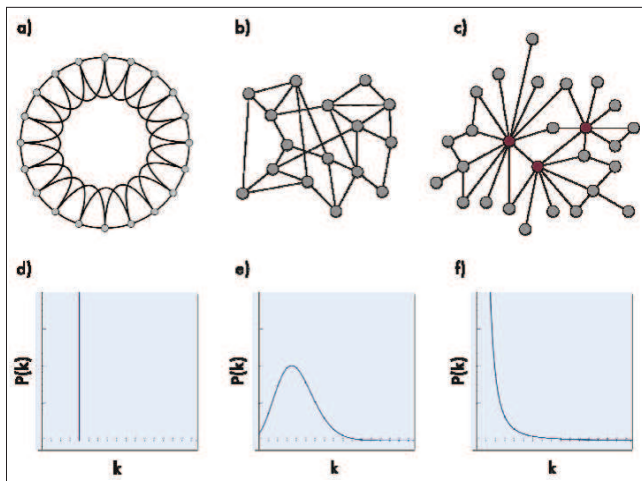
A 2. ábrán három különböző struktúrájú hálózat látható, s a hozzájuk tartozó eloszlásfüggvények.

2. ábra

Különböző struktúrájú hálózatok és azok fokszámeloszlása. A felső sorban példa néhány tipikus gráftopológiára:

a) legközelebbi szomszédokat összekötő gyűrű, azonos fokszámú csomópontokkal, b) véletlen gráf, melynek jellemzője, hogy közepes fokszámú csomópontból van a legtöbb, míg igen kis és igen nagy fokszámúból csak kevés, c) skálafüggetlen gráf, melyben a csomópontok többsége kis fokszámú, de van néhány igen nagy fokszámú is.

Az alsó sorban a topológiákhoz tartozó fokszámeloszlást láthatjuk: d) Dirac-delta függvény, e) Poisson-eloszlás, f) hatványfüggvény (Yule-Simon eloszlás).



Mára tudjuk, hogy a természetben előforduló hálózatok között igen sok skálafüggetlen hálózat található. Ha például csomópontoknak tekintjük az embereket és vonallal összekötjük azokat, akik ismerik egymást, akkor az emberek közösségi hálózatának gráfját kapjuk, melyről megállapítható, hogy számos aspektusból nézve skálafüggetlen jelleget mutat [19-21]. Az igazán érdekes felfedezés azonban az, hogy az Internet – annak ellenére, hogy nem a természet alkotása – ugyancsak skálafüggetlen hálózat.

A bemutatásra kerülő útvonalválasztási architektúra alapötletét éppen ez a hasonlóság adja. Ugyanis ha megvizsgáljuk a közösségi hálózatokat (vagy egy picit átgondoljuk a kapcsolatrendszerünket), akkor azt a meglepő felfedezést kapjuk, hogy tetszőlegesen kiválasztott emberhez viszonylag hamar eljuthatunk a saját ismerőseinken és azok ismerősein keresztül. A skálafüggetlen hálózatok egyik legfontosabb – szerkezetükből adódó – tulajdonsága éppen ez, vagyis hogy két tetszőleges csomópont a hálózat méretéhez képest nagyon kevés kapcsolaton keresztül képes utat találni egymáshoz.

Ezt egy neves szociálpszichológus, Stanley Milgram 1967-ben elvégzett kísérlete [12] is igazolja, melynek során az Egyesült Államokban arra kértek embereket, hogy leveleket továbbítsanak személyes kapcsolataikon keresztül. Például egy Nebraska-i forrásszemélynek egy levelet kellett eljuttatnia egy Massachusettsben lakó célszemélyhez. A forrásszemély információt kapott a célszemélyről, például a címét és a foglalkozását, ezek alapján pedig továbbítania kellett a levelet egy közeli ismerősének azzal a céllal, hogy a levél a leghatékonyabban jusson el a célszemélyhez. Akikhez a levél eljutott a továbbítás során, ugyanezeket az instrukciókat kapták, amíg a levél el nem jutott a célszemélyhez. A sikeres láncokban a közbülső lépések számának átlaga öt és hat közé esett. Innen ered a „six degrees of separation” (hat lépés távolság) kifejezés.

A kérdés innentől az, hogy ha az Internet is skálafüggetlen hálózat, akkor vajon megvalósítható-e, hogy a routerek az emberekhez hasonlóan, mindössze lokális információk birtokában, ugyanakkor nagy hatékonysággal legyenek képesek utat találni egymáshoz. Mindezt önszerveződő módon, külső behatás és irányítás nélkül.

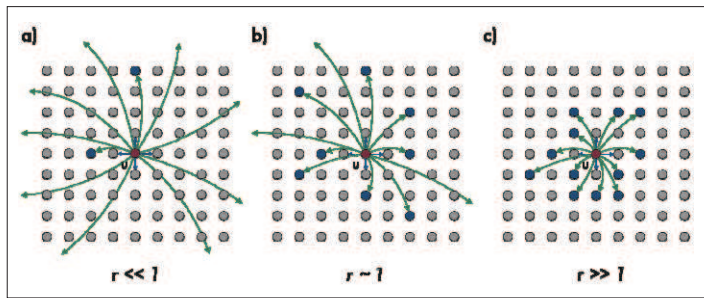
A következő szakaszban sorra vesszük azokat a tényezőket, amelyek lehetővé teszik a közösségi hálózatok kommunikációs hatékonyságát, majd bemutatunk egy matematikai modellt a Milgram-kísérlet mögötti jelenségekre, s végül az erre a modellre alapuló megoldásunkat mutatjuk be, amivel a fenti jellemzők bevezethetők az Internet útvonalválasztásába.

3. Hatékony útvonalválasztás lokális információk alapján

A közösségi hálózatokban tapasztalható hatékony kommunikációnak két alappillére van. Az egyik az előzőekben említett skálafüggetlen jelleg, a másik pedig a hálózatban lévő pluszinformáció. Előbbi a hálózat szerkezetét jellemzi (fokszám, csoportképződési együtttható stb.), melynek kapcsán a legfontosabb tulajdonság, hogy az ilyen típusú hálózatokban a hálózat méretéhez képest rövid átlagos úthosszak találhatók. Utóbbi pedig arra teszi képessé a csomópontokat, hogy ezeket a rövid utakat megtalálhassák és ki tudják használni a kommunikáció során.

3.1. A Kleinberg-modell

Kleinberg mutatott be elsőként egy analitikus modellt [13] a Milgram-kísérlet mögötti jelenségre, azaz egy modellt a közösségi hálózat felépítésére, valamint a közösségi hálózatokban feltételezhető keresési mechanizmust megvalósító elosztott keresőalgoritmust. Kleinberg szerint a Milgram-kísérletből két fontos következtetést lehet levonni. Először is a közösségi hálózatokban rövid utak léteznek, továbbá az emberek képesek megtalálni ezeket a láncokat, még ha keveset is tudnak a célszemélyről. A jelenség mögött rejtett navigációs „segítségek” jelenlétét feltételezzük a hálózatban,



3. ábra

A homofília paraméter hatása a Kleinberg-modell által létrehozott hálózat struktúrájára.

A teljes hálózatot a rács függőleges és vízszintes irányú meghosszabbításaként képzelhetjük el.

Az ábrákon a távoli kapcsolatok alakulása látható a homofília paraméter tükrében. Látható, hogy $r \sim 1$ esetén a távoli kapcsolatok többnyire u csomópont közelében lesznek, de akad néhány igen távoli kapcsolat is, ezáltal létrehozva mind a rövid utakat, mind pedig a mögöttes struktúra információt a hálózatban.

vagyis pluszinformációt. Kleinberg a Watts és Strogatz-féle [14] kisvilág-modellt általánosította, s általános D-dimenziós rácsokra fogalmazta meg kísérleteit, melyet az egyszerűség kedvéért kétdimenziós rácson mutatunk be.

Ha veszünk egy $n \times n$ -es rácsot, melyben a rácspontok a csomópontoknak, a rács élei pedig az utaknak felelnek meg, akkor minden csomópont egyedi koordinátával fog rendelkezni, mely által távolságot definiálhatunk két csomópont között. A közvetlen rácsszomszédok lesznek egy csomópont közvetlen kapcsolatai, s ugyanakkor adott valószínűséggel létrehozunk véletlen számú távoli kapcsolatot is. Ezt a valószínűséget egy úgynevezett homofília-paraméter segítségével állíthatjuk (jele legyen r). A 3. ábrán a kapcsolatok alakulása látható r értékétől függően.

A Kleinberg-féle modellben ezek után a Milgram-kísérletnek megfelelően történik a keresés. Az üzenet továbbításához tehát a következő információk megléte szükséges:

- az összes csomópont közeli kapcsolatai (azaz tudomása van a hálózat mögöttes struktúrájáról);
- a célcsoópont rácsbeli helye, tehát a csomópont struktúrában értelmezett koordinátái;
- azoknak a csomópontoknak a helyéről és távoli kapcsolatairól, akik eddig a pontig részt vettek az üzenet továbbításában (ez a feltétel sok esetben elhagyható).

Ezek alapján mindig ahhoz a csomóponthoz továbbítódik az üzenet, mely a legközelebb van a célcsoóponthoz a definiált távolságmetrika alapján. A keresés hatékonysága abban rejlik, hogy egyrészt a rács biztosítja, hogy mindig közelebb tudjunk kerülni a célponthoz, a távoli kapcsolatok pedig megteremtik a rövid utakat a hálózatban (ha r értéke megfelelő). Ezt a keresést mohó útvonalkeresésnek nevezzük.

3.2. Az útvonalválasztási architektúra bemutatása

Az Internet, skálafüggetlen hálózati jellegének köszönhetően már rendelkezik a hatékony kommunikációhoz szükséges, fentebb említett két alappillér közül az egyikkel. A megoldandó, hátralévő feladat tehát a pluszinformáció bevitele. A Kleinberg-modellben ezt egy távolságmetrika definiálása teszi lehetővé (tehát egy úgynevezett metrikus tér létrehozása, melyben elhelyezhetőek a csomópontok), illetve az a szabály, hogy két csomópont annál nagyobb valószínűséggel van összekötve egymással, minél közelebb vannak egymáshoz a definiált távolságmetrika alapján.

A kidolgozott architektúrában szintén definiálásra került a távolságmetrika, de a Kleinberg-modelltől eltérően két csomópont távolsága nem a tényleges koordináta-rendszerbeli távolságukat jelenti, hanem a hasonlóságukat. Vagyis két csomópont annál nagyobb valószínűséggel lesz összekötve, minél hasonlóbbak egymáshoz. Ez megfelel a közösségi hálózatokban tapasztalható, emberekre jellemző ismerkedési szokásoknak, hiszen két ember annál nagyobb valószínűséggel kerül kapcsolatba egymással, minél hasonlóbbak (például egy politikai ismerősei között nagyobb valószínűséggel találunk politikust, mint kézilabdaedzőt).

A hasonlóságszámítás úgy válik lehetővé, hogy hálózatba kerüléskor minden csomópont kap egy azonosítót, ami lehet akár többdimenziós is (az emberek ismerkedése szintén több dimenzió mentén történik, például: foglalkozás, hobbi, értékrend). Mindössze két megkötés vonatkozik rá: egyedinek és sorba rendezhetőnek kell lennie. Vagyis lehet akár 32 bites, akár 128 bites szám, de bármi más is. Ez egyben azt is jelenti, hogy az így kiosztott azonosítók kompatibilisek mind az IPv4-gyel, mind az IPv6-tal. Ezek után két csomópontra azt mondjuk, hogy annál hasonlóbbak egymáshoz, minél kisebb az azonosítóik távolsága.

Az így kialakított metrikus teret beleágyazzuk a hálózat jelenlegi topológiájába. Közvetlenül azért nem alkalmazható a módszer, mert nem veszi figyelembe a valós hálózatok fizikai korlátait. Például az Internet fizikai topológiája adott, és nem lehet tetszőleges pontok között fizikai kapcsolatokat létesíteni (nem áshatunk be új kábelt tetszőleges routerek közé, mert hasonló a MAC-címük). A megoldást egy ún. átfedő (overlay) hálózat létrehozása jelenti, amit a fizikai topológiához rendelünk hozzá. Az átfedő hálózat tetszőleges navigálható struktúrát épít a rendszerbe, így beleágyazhatunk egy olyan metrikus teret a fizikai hálózatba, ami alapján hatékony elosztott keresést valósíthatunk meg a rendszerben a fentebb bemutatott módszerek segítségével.

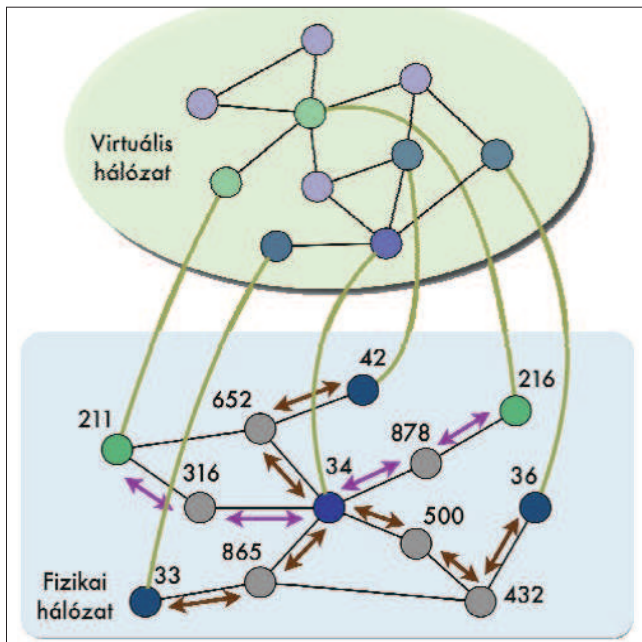
A metrikus háló kiépítése (vagyis az átfedő hálózat kialakítása) az egyes csomópontok szomszédkeresésével történik. Minden csomópont a már meglévő fizikai bejegyzések segítségével elkezdi magának virtuális szomszédokat keresni, majd pedig az így kialakított kapcsolatokat routingtábla-bejegyzések formájában rögzíti. Ezek az útvonalak kétirányúak, be vannak jegyezve a virtuális út kezdőcsomópontján és a célcsoópontján is. A virtuális útvonalak információi a kezdő és célcsoóponton túl az útvonalon elhelyezkedő csomópontok

útvonalválasztási tábláiban is be vannak jegyezve, ezáltal az útvonalválasztás során az összes csomag fel tudja használni az adott csomóponton áthaladó virtuális útvonalakhoz kapcsolódó bejegyzéseket. A virtuális útvonalakhoz tartozó bejegyzések alapján többletinformációt kaphatunk más csomópontok hálózatban való elhelyezkedéséről, azaz arról, hogy keresés során a csomópontból melyik irányba (a csomópont melyik fizikai kapcsolatán keresztül) érdemes elindulni egy adott azonosítóval rendelkező csomópont felé. Végül kialakul egy hálózat, ahol a csomópontok routing táblái mind a fizikai, mind pedig a virtuális kapcsolatokhoz tartozó bejegyzéseket tárolják (4. ábra).

4. ábra

A fizikai topológia és az architektúra által kialakított virtuális hálózat kapcsolata.

Alul látható a fizikai hálózat, felül pedig a komplex jellegű virtuális átfedő hálózat, amelyben a virtuális szomszédok össze vannak kapcsolódva egymással. A példában a kék csomópontnak két virtuális szomszédja van (36, 33). Emellett látható a két zöld csomópont (211, 216) közötti virtuális útvonal, ami áthalad a kék (34) csomóponton.



Innentől, ha egy csomópont továbbítani szeretne egy csomagot, mindössze azt kell megnéznie, hogy melyik szomszédja (legyen akár fizikai, akár virtuális) azonosítója hasonlít legjobban a célcsomópont azonosítójához. Ez a kombinált hálózat lehetőséget teremt arra, hogy a fizikai síkból nézve lerövidítsük az utat egy virtuális szomszédon keresztül, vagy akár épp fordítva, a fizikai utak rövidítik az algoritmus által talált útvonalat.

Az utak kiépítése a fentiekben már bemutatott mohó keresés egy változatával, a mohó bolyongással történik. A mohó bolyongás annyiban tér el a mohó kereséstől, hogy nem mindig a legjobbnak ígérkező lehetőséget választjuk, hanem egyszerűen nagyobb valószínűséggel választjuk a kedvezőbb utat. Azért fontos ez a különbség, mert ha a mohó keresést egy adott topológián többször futtatjuk egy adott csomópontból kiindulva, előfordulhat, hogy mindig ugyanazt a virtuális szom-

szédot találja meg az algoritmus, ha a futások között a topológia és a bejegyzések nem változnak. Az algoritmus egyik előnye, hogy paraméterezhető a bolyongás lépésszáma, vagyis a bolyongás során nem kell mindenképpen megtalálni a leghasonlóbb csomópontot, hanem adott lépés után azzal épül ki a kapcsolat, akihez addig eljutott a keresés. Ezáltal szabályozható a lokalitás megőrzésének mértéke.

Egy új csomópontnak csatlakozáskor mindössze annyi a teendője, hogy igyekezzen virtuális kapcsolatokat kiépíteni, s ezáltal részévé válni a hálózatnak (hasonlóan ahhoz, ahogy az ember beilleszkedik egy közösségbe). Ezt megkönnyíti a hálózatban már jelenlévő átfedő hálózat, sőt egyre könnyebbé teszi, hiszen minél több virtuális kapcsolat jön létre, annál pontosabb metrikus tér alakul ki, ami még hatékonyabb kapcsolatkiépítést tesz lehetővé. Dinamikus hálózat esetén persze csak akkor jelenthet hathatós segítséget az átfedő hálózat, ha folyamatosan aktuális, megbízható információkat szolgáltat. Erről az algoritmus szintén elosztott módon gondoskodik, vagyis a bejegyzéseket az egyes csomópontok lokális szabályok alapján tartják karban.

A csomópont-kieséseket a rendszer fizikai és virtuális síkon is kezeli. Ez azt jelenti, hogy fizikai link esetén, ha elérhetetlenné válik a szomszédos csomópont, akkor töröljük az ehhez tartozó bejegyzést. Virtuális kapcsolatok esetén pedig az egyes csomópontokba beépített lokális routingtábla-karbantartó szabályok gondoskodnak a megbízható bejegyzések kezeléséről. A megkülönböztetés oka részben az, hogy a csomópontok fizikai szomszédokkal való kommunikációja overhead szempontjából nem okoz problémát. Ezzel szemben a virtuális utak karbantartása már sokkal több üzenetváltást igényelne, ha aktívan, lekérdezésekkel tartanánk fent őket, mivel egy virtuális út mindig több csomóponton keresztül húzódik. Ezért célszerűbb lokális szabályokon alapuló döntési mechanizmust alkalmazni az egyes csomópontokra, hogy mindenki egyénileg döntse el, melyek azok a bejegyzések, melyeket megtart.

Az 1. táblázaton a routing táblák bejegyzéseinek felépítése látható, mely a következő mezőkből áll:

- **Végpont:** annak a csomópontnak az azonosítója, ami a kapcsolat végpontjához tartozik.
- **Következő szomszéd:** a végpont (vagyis a szomszéd) felé vezető első fizikai csomópont azonosítója. Fizikai szomszéd esetén tartalma megegyezik az első mező tartalmával.
- **Típus:** a kapcsolat típusát határozza meg.
Értéke ötféle lehet:
 - 0: fizikai bejegyzés
 - 1: virtuális útvonal kezdőpontjához tartozó bejegyzés
 - 2: virtuális útvonal végpontjához tartozó bejegyzés
 - 3: a csomóponton áthaladó virtuális úthoz tartozó kezdőpont felé mutató bejegyzés
 - 4: a csomóponton áthaladó virtuális úthoz tartozó végpont felé mutató bejegyzés
- **Kor:** egy időbélyeg, mely a bejegyzés keletkezésének idejét jelzi.

- **Aktivitás:** szám, mely jelzi, milyen gyakran veszik igénybe a bejegyzést keresésekkor.
- **Megbízhatóság:** jelzi, hogy mennyire releváns a bejegyzés az útvonalválasztás szempontjából, értéke a *Kor* és *Aktivitás* mezők alapján kerül meghatározásra.

Végpont	Köv. szomszéd	Típus	Kor	Aktivitás	Megbízhatóság
---------	---------------	-------	-----	-----------	---------------

1. táblázat: A routing táblák bejegyzéseinek felépítése

A virtuális kapcsolatok karbantartását minden csomópont adott időközönként önállóan végzi, melyhez a bejegyzések utolsó három mezőjét, vagyis a *Kor*, *Aktivitás*, *Megbízhatóság* mezőket használja. A *Kor* és *Aktivitás* egy-egy mérőszámként szolgál, melyből a *Megbízhatóság* származtatható. A származtatás azon a feltetelezésen alapul, hogy egy bejegyzés annál jobb, minél frissebb, s minél aktívabb. A *Kor* mező egy időbélyeget tartalmaz, mely a bejegyzés létrejöttékor kap értéket, az *Aktivitás* pedig mindig eggyel nő, valahányszor a csomópont az adott bejegyzés alapján dönt az útvonalkeresés során.

A karbantartási folyamat három lépésből áll:

- (1) A routing tábla legaktívabb bejegyzésének meghatározása.
- (2) Aktuális kor számítása a *Kor* mezőből a következő képlet alapján:

$$aktKor = \left(\frac{Kor}{Most} \right) * \alpha$$

Aktuális aktivitás számítása az *Aktivitás* mezőből a következő képlet alapján:

$$aktAktivitás = \left(\frac{Aktivitás}{maxAktivitás} \right) * \alpha$$

Az aktKor és aktAktivitás alapján *Megbízhatóság* számítása:

$$Megbízhatóság = \frac{aktAge + aktAktivitás * \beta}{2 + (\beta - 1)}$$

Az α és β a modell paramétereként megadható arányossági tényezők.

- (3) Azon bejegyzések törlése, melyek nem érnek el egy adott megbízhatóságot. Ez az érték paraméterezhető, így akár speciálisan az adott hálózat-hoz igazítható. A jövőbeni munka egyik célja, hogy a paramétert az adott csomópont adaptívan határozza meg, úgy, hogy az a saját számára a legmegfelelőbb legyen.

4. Szimulációk

Az algoritmus teszteléséhez egy egyetemi Wi-Fi hálózatot szimuláló dinamikus modellt készítettünk. A választás oka, hogy az egyetemi hallgatók többsége rendelkezik notebook-kal, melyet egy tanítási nap folyamán több alkalommal és több helyen is használnak, ezáltal fokozottan érvényesül a mobilitás problémája, továbbá az aktív-inaktív csomópontok száma is folyamatosan változik a hálózatba bekapcsolódó, majd eltűnő gépek által. Így jelentkeznek a bevezetőben említett hálózatmenedzsmentbeli negatívumok, s a hálózat komplexitása is megfelelő a mérések hatékony elvégzéséhez, valamint az algoritmus teljesítőképességének bemutatásához.

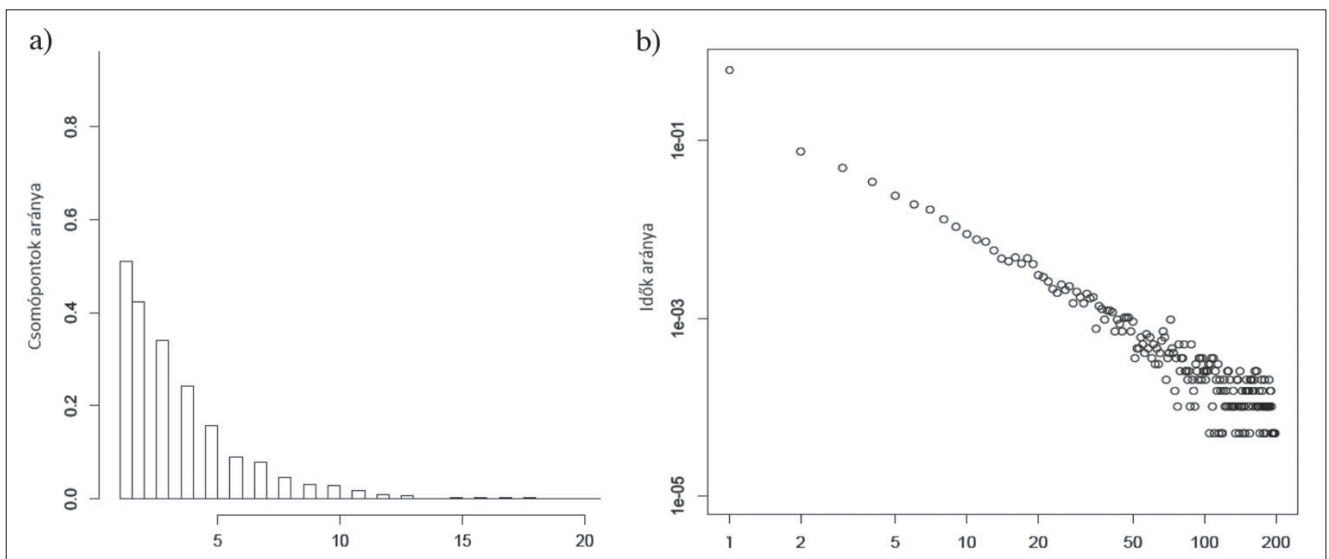
A megvalósított modell lényegében szabályok, s definíciók halmazát jelenti, melyek egyaránt vonatkoznak a hálózatban lévő csomópontokra, s a világra, melyben a csomópontok léteznek. A modell készítésekor egy méréseken alapuló WLAN mobilitási modellt [15], illetve a Barabási-féle mobilitás modellt [16] vettük alapul, továbbá tanulmányoztuk a BME gerinchálózatának felépítését.

A modell helyességét diagramok segítségével ellenőriztük, melyeken megfigyelhető az Internetre jellemző skálafüggetlen hálózati jelleg. Az 5. ábrán a felhasználók helyváltoztatásának gyakorisága és nagysága, továbbá a routerek terheltsége látható.

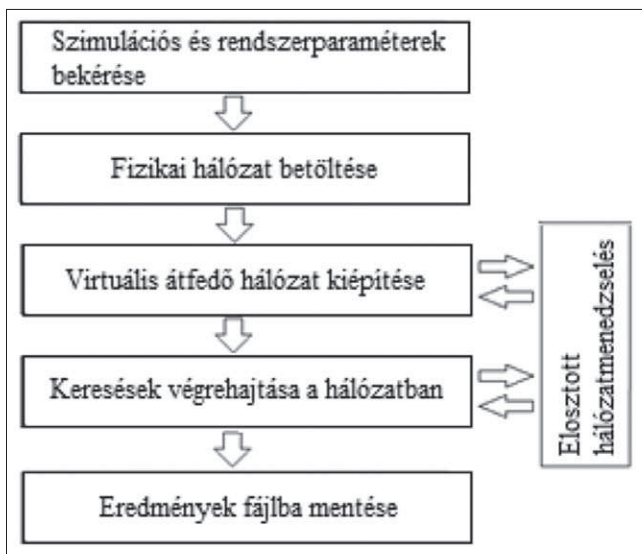
4.1. A szimulációs modell bemutatása

A szimulációs modell a mobilitás modell és a bemutatott algoritmus egyesítését jelenti. A modell modulá-

5. ábra A routerek látogatottságának eloszlása (a) és az internetezéssel töltött időintervallumok (b)



ris felépítésű, s a szükséges funkciókat különböző modulok valósítják meg. Felépítésének sematikus rajza a 6. ábrán látható. A modulok egymással szoros összeköttetésben vannak.



6. ábra A szimulációs modell sematikus ábrázolása
A modell funkcióit egymással soros kapcsolatban álló modulok valósítják meg. A programindítás során a parancssorban adhatjuk meg a bemeneti rendszerparamétereket. Ezek után a program inicializálja a modellt, betölti a meghatározott fizikai hálózat topológia-információját, valamint ezek alapján létrehozza a virtuális átfedő hálózatot. A modell a hálózat felépítése után véletlenül kiválasztott csomópontok között mohó kereséseket végez és a keresések eredményeit valamint az egyéb rendszer- és teljesítményparamétereket kimenti egy fájlba a merevlemezre. A modell működése közben elosztott hálózatmenedzselés történik, vagyis minden egy csomópont karbantartja a saját bejegyzéseit, lokális szabályok alapján.

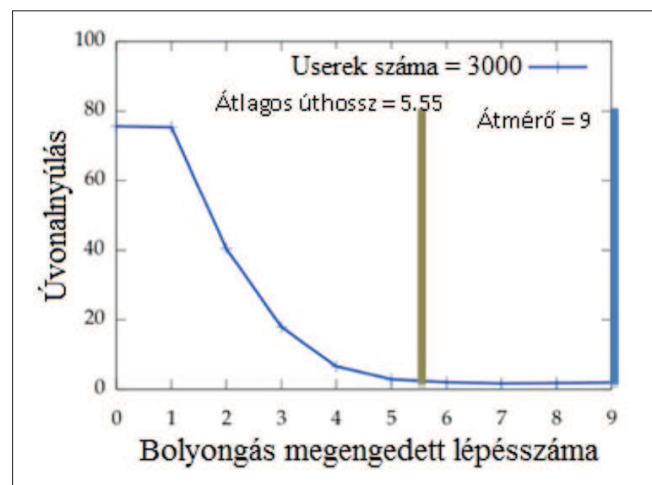
4.2. Az architektúra kiértékelése

Az architektúra hatékonyságának felmérésére szimulációkat végeztünk a dinamikus modellen. A szimulációk során arra voltunk kíváncsiak, hogy egy véletlenszerűen kiválasztott csomópont milyen hatékonysággal talál meg egy másik véletlenszerűen kiválasztott csomópontot a hálózatban. A kereső algoritmus mohó útvonalválasztást valósít meg, s ennek során mind a fizikai, mind pedig a virtuális bejegyzéseket használja. A mohó algoritmust úgy implementáltuk, hogy tárolja az útvonalbejárás során a már látogatott csomópontokat, s csak akkor lép ismét egy ilyen csomópontba, ha már nem tud máshova menni. Mivel a bejárás során kialakulhat hurok, így kellően sok lépés után (a szimulációk során 1000 volt ez az érték) sikertelennek nyilvánítottuk a keresést. A továbblépés során pedig mindig afelé a csomópont felé halad a bejárás, aki a legígéretebbnek tűnik, vagyis az ő azonosítója hasonlít legjobban a célcsomópont azonosítójához.

A keresések során feljegyeztük a lépések hosszát, s ezek átlagából készítettünk statisztikát. A szimulációk során a gerinchálózatot a BRITE [17] topológia generátor használatával készítettük el. A hálózat 500 routert tartalmazott, amelyek véletlen módon vannak elszórva a fizikai térben. A felhasználók száma tipikusan 500-3000 között változott.

Metrikus tér kiépítése a lokális megőrzésével

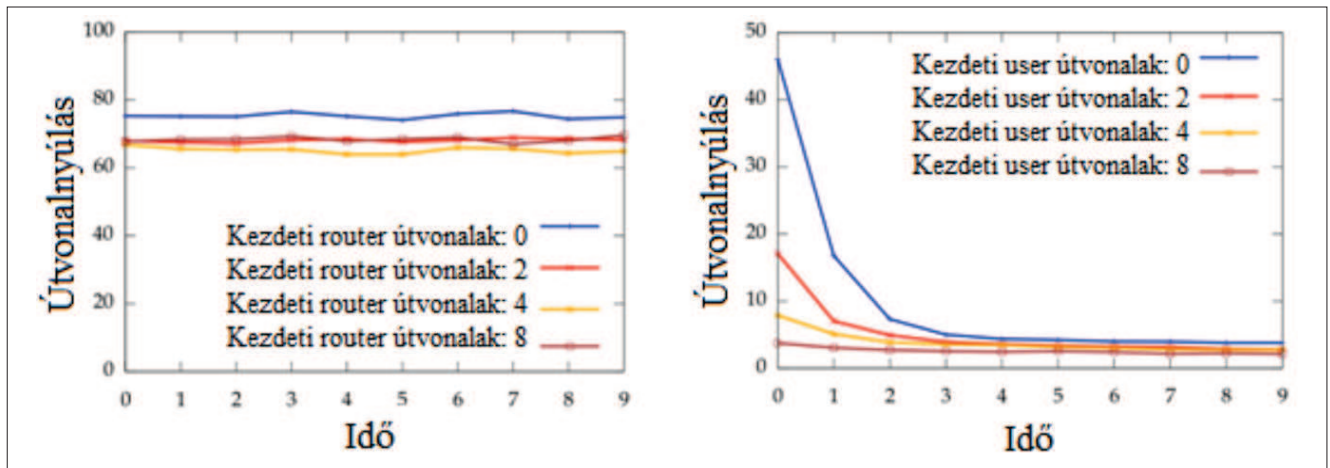
A nagyméretű komplex hálózatokban csak elosztott módszerekkel tudunk hatékonyan keresni, mivel a dinamizmusból adódó topológiaváltozás globális szemlélettel követhetetlen. Ennek következtében a karbantartás, vagyis a friss információk küldése, majd a belőlük globálisan meghatározott legrövidebb utak számítása nem tudja elég gyorsan követni a topológia változását. Az elosztott útvonalkeresésen alapuló algoritmusok mindig csak a lokális információkat veszik figyelembe. Ami a bemutatott architektúrát illeti, a hatékonyság az átfedő hálózat metrikus terének pontosságától függ. Annál pontosabb a metrikus tér, minél több lépésszámot engedünk meg a csomópontoknak a virtuális szomszédkeresés során. Ezt a 7. ábra szemlélteti.



7. ábra Az útvonalnyúlás mértéke a bolyongás megengedett maximális lépésszámának függvényében
Jól látszik, hogy a bolyongás lépésszámát célszerű az átlagos úthossz értékének választani, ezáltal nem lesznek indokolatlanul hosszú virtuális utak a hálózatban.

A 0-ás és 1-es lépésszámú bolyongás között azért nincs különbség, mert az 1-es lépésszám csak a fizikai szomszédokig engedi a virtuális szomszédkeresést, s ha egy csomópont már fizikai szomszéd, akkor nem választható virtuálisként. Az ábrán jól látszik, hogy a bolyongás maximális megengedett lépésszámának megválasztása hogyan befolyásolja az átlagos útvonalnyúlást. Ezáltal az útvonalkiépítésekkel kapcsolatos overhead is korlátozható. Ezen a ponton érdemes hangsúlyozni, hogy a keresések az esetek 99,9%-ában sikeresek voltak, de mivel csak 1000 feletti lépésszám felett nyilvánítottuk sikertelennek a kereséseket, ez az információ az átlagos úthosszakkal együtt mond sokat. (A 11. ábrán az is látható, hogy az átlagos útvonalnyúlás 2-es körüli értéket is elér, amikor is még mindig 99,9%-ban sikeresek a keresések.)

Az architektúra először a routerek közötti átfedő hálózatot építi ki, majd ahogy folyamatosan érkeznek a userek, ők a már meglévő metrikus hálót is használják, s alakítják a virtuális szomszédok keresése során. A 8. ábrán látható a rendszer kezdeti hatékonyságának alakulása, annak függvényében, hogy routerek és userek kezdetben mennyi virtuális kapcsolatot építenek ki.



8. ábra

A baloldali ábrán látható a keresés hatékonysága, ha csak a routerek húznak ki virtuális útvonalakat, a jobb oldali ábrán látható, hogy nő a hatékonyság, ha a userek is részt vesznek a virtuális útvonalak kiépítésében. A jobb oldalon körönként három virtuális útvonalat húznak ki a userek, ezért idővel eltűnik a kezdeti különbség a keresés hatékonyságában.

Ha például csak a routerek építik ki az átfedő hálózatot, akkor egy user sem lesz képes a hatékony keresésre, mivel a routereknek csak arról lesz pluszinformációjuk, hogy miként találjanak meg másik routereket a hálózatban.

A 9. ábrán jól látszik, hogy akkor a leghatékonyabb a rendszer, ha a routerek és userek is folyamatosan építenek ki virtuális útvonalakat.

A keresés hatékonysága

a hálózat méretének függvényében

Az architektúra teljesítőképességében nagy szerep jut a userek által kiépített virtuális utaknak.

A 10. ábrán látható, hogyan alakul az átlagos útvonalnyúlás a userek számának függvényében, ha minden user adott számú virtuális útvonalat épít ki körönként. Elsőre talán meglepő lehet, hogy minél több user van a hálózatban, annál rövidebb a kezdeti átlagos útvonalnyúlás. Ennek az a magyarázata, hogy a hálózat-

ban annál több virtuális útvonal – vagyis pluszinformáció – van, minél több user csatlakozik a hálózathoz, és épít ki virtuális útvonalat. A dinamikus környezetben 2500 user esetén akár 1,7-es útvonalnyúlási értéket is el lehet érni a jelenleg implementált karbantartó algoritmussal.

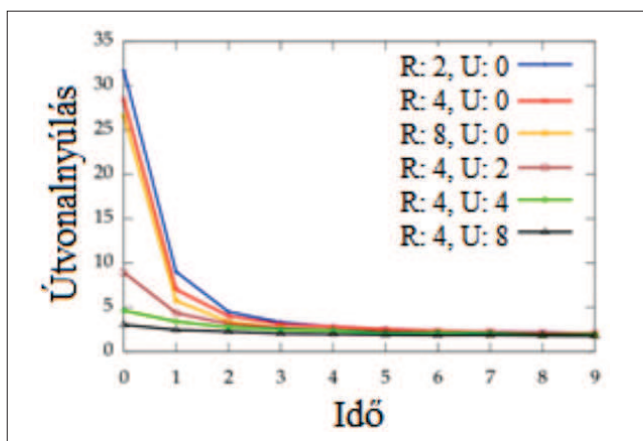
A routingtáblák karbantartása

Az architektúra önszerveződő módon, adaptív algoritmussal valósítja meg a routingtáblák karbantartását, vagyis nincs szükség globális információra. Minden user önmaga dönt a saját routingtáblájának bejegyzéseiről, aszerint, hogy mennyire tűnnek megbízhatónak az útvonalválasztás terén.

A 11. ábrán jól látható, hogy a megvalósított karbantartással a routerek átlagos bejegyzésszáma majdnem a felére csökkenthető, amellet, hogy a rendszer teljesítménye változatlan.

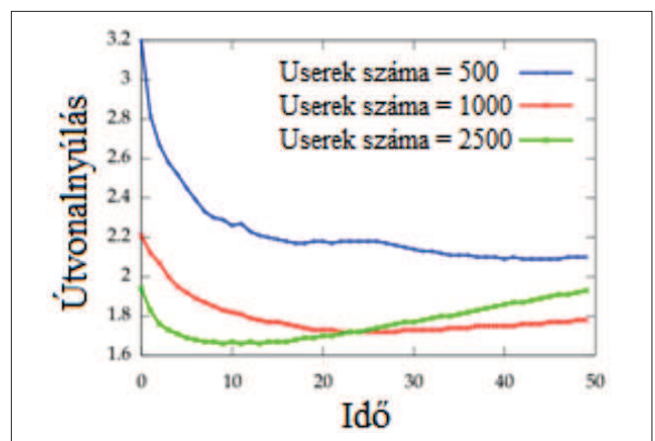
9. ábra

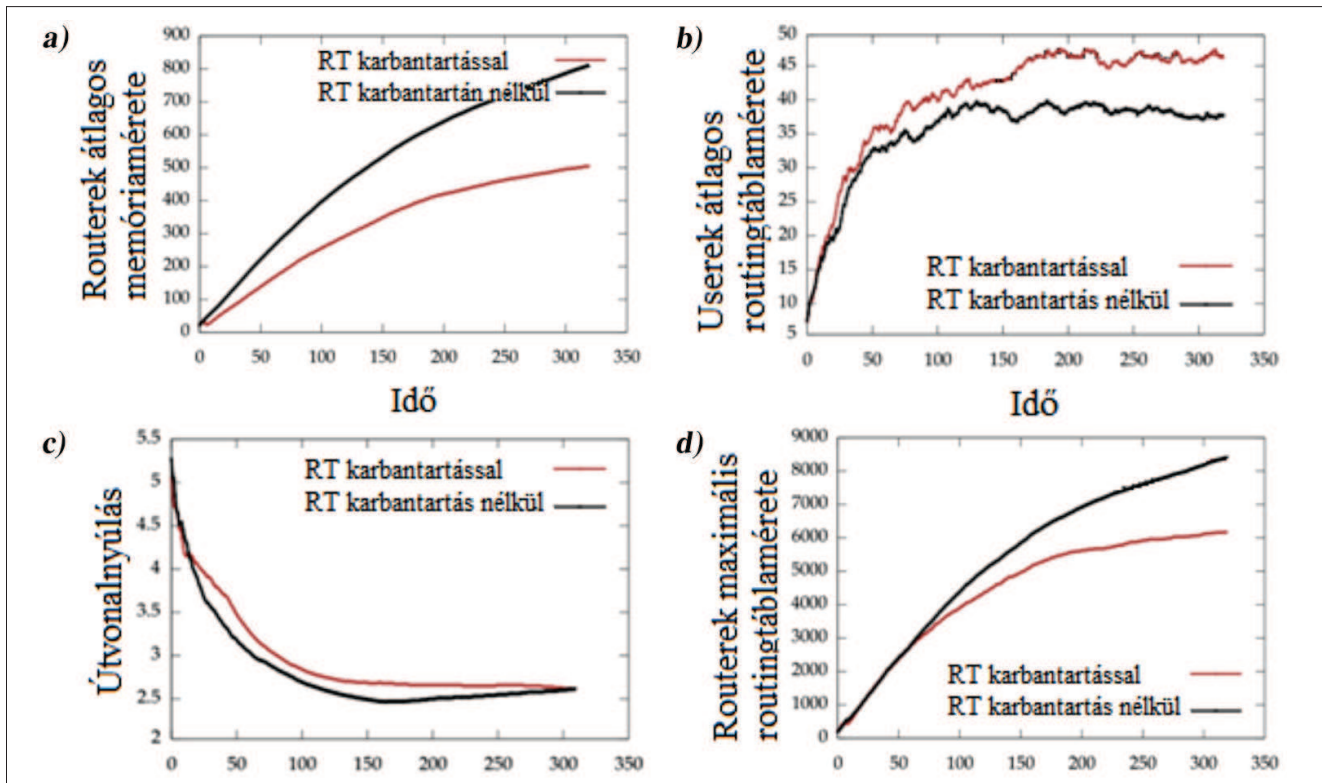
Az ábrán látható a rendszer hatékonyságának alakulása az idő függvényében, ha mind a routerek, mind pedig a userek folyamatosan építenek ki virtuális útvonalakat. Az ábrán feltüntetett értékek a routerek és userek kezdetben kiépített virtuális kapcsolatainak számát mutatják.



10. ábra

Az ábrán a rendszer kezdeti teljesítménye látható az eltelt idő függvényében, az útvonalnyúlás értéke annál kisebb, minél több user csatlakozik a hálózathoz. Ennek oka az, hogy egyre több virtuális útvonal kerül a rendszerbe.





11. ábra

Az a) és b) ábrákon látható a routerek és userek routingtábláinak átlagos bejegyzésszáma, egy bejegyzés körülbelül 100 bit méretű. A c) ábra a routerek routingtábláinak maximális bejegyzésszámát mutatja. A d) ábrán látható, hogy a karbantartás következményeként kisebb táblaméret mellett sem változik a hatékonyság.

5. Összegzés

A kommunikációs hálózatok méretének és komplexitásának növekedésével, illetve a felhasználói szokások változásával (pl. mobilitás) egyre inkább szükség van olyan új technológiák bevezetésére, melyek hatékony kommunikációt tesznek lehetővé jól skálázódó hálózatmenedzsment mellett. Ehhez az egyik kulcs az önszerveződő működés, vagyis hogy a csomópontok mindössze lokális információk és lokális szabályok által képesek legyenek egymást rövid utakon keresztül megtalálni.

A bemutatott architektúrában nincs szükség központi elemekre, melyek felügyelik a kommunikációt, s a routing táblafrissítéseket. Nincs szükség globálisan számolt útvonalakra, hogy két csomópont megtalálja egymást. Maguk a felhasználók szervezik az útvonalválasztást a metrikus tér kiépítésében és fenntartásában való folyamatos részvételükkel.

Mindazonáltal a fenti architektúrával kapcsolatban is számos teendő vár még magára. Jelen cikkkel mindössze egy új aspektust szeretnénk volna bemutatni, egy ötletet, mely reményeink szerint értékes tapasztalatokkal szolgálhat egy újgenerációs Internet megtervezésében.

A szerzőkről



SZABÓ DÁVID 2011-ben szerzett műszaki informatikus oklevelet a Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen. Önszerveződő útvonalválasztási algoritmusokkal foglalkozó TDK dolgozata II. díjat nyert a 2010. évi kari TDK konferencián. 2010-ben csatlakozott a HSN Lab-hoz a BME-n. Érdeklődési területei a nagysebességű hálózatok és a bioinformatika.



GULYÁS ANDRÁS A Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen szerzett műszaki informatikus diplomát 2002-ben. Jelenleg a BME Távközlési és Média-informatikai Tanszék adjunktusa. Informatikai tudományokból doktori fokozatát 2007-ben védte meg. Kutatási és oktatási területe a komplex és önszerveződő hálózatok.



CSERNAI MÁRTON a Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen szerzett villamosmérnöki diplomát 2010-ben. Jelenleg a Távközlési és Média-informatikai Tanszék doktoranduszhallgatója. Kutatási területe a komplex és önszerveződő hálózatok, valamint a szabály alapú útvonalválasztó rendszerek vizsgálata.



HESZBERGER ZALÁN a Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetemen szerzett villamosmérnöki diplomát 1997-ben. Doktori fokozatát 2007-ben villamosmérnöki tudományok területén szerezte. 2000 óta a BME Távközlési és Média-informatikai Tanszékének oktatója, ahol jelenleg egyetemi adjunktus. Kutatási és oktatási területe a nagysebességű hálózatok menedzsmentje, illetve a neurális és önszerveződő hálózatok.

Irodalom

- [1] Mark Handley,
Why The Internet Only Just Works,
BT Technology Journal, Vol. 24, No. 3, July 2006.
- [2] G. Huston,
Analyzing the Internet's BGP routing table,
potaroo.net, 2001.
<http://www.potaroo.net/papers/ipj/4-1-bgp.pdf>
- [3] IETF HIP Working Group,
<http://www.ietf.org/dyn/wg/chapter/hip-charter.html>
- [4] D. Clark, R. Braden, A. Falk, V. Pingali,
FARA: reorganizing the addressing architecture,
SIGCOMM FDNA Workshop, August 2003.
- [5] D. Cheriton, M. Gritter,
TRIAD: a scalable deployable NAT-based
Internet architecture,
Technical report, January 2000.
- [6] P. Francis, R. Gummadi,
IPNL: a NAT-extended Internet architecture,
ACM SIGCOMM, August 2002.
- [7] Stioica, D. Adkins, S. Zhuang, S. Shenker, S. Surana,
Internet indirection infrastructure,
ACM SIGCOMM, August 2002.
- [8] Matthew Caesar, Tyson Condie, Jayanthkumar Kannan,
Karthik Lakshminarayanan, Ion Stoica,
ROFL: routing on flat labels,
Proc. of the 2006 conference on Applications,
technologies, architectures, and protocols for
computer communications,
September 11-15, 2006, Pisa, Italy.
- [9] M. Caesar, M. Castro, E.B. Nightingale,
G. O'Shea, A. Rowstron,
Virtual ring routing:
network routing inspired by DHTs,
Proc. of the 2006 conference on Applications,
technologies, architectures, and protocols for
computer communications,
September 11-15, 2006, Pisa, Italy.
- [10] Albert R. and Barabási A.-L.,
"Statistical mechanics of complex networks",
Rev. Mod. Phys. 74, 47–97 (2002).
- [11] P. Erdős and A. Rényi,
"On the evolution of random graphs",
Publ. Math. Inst. Hung. Acad. Sci.,
Vol. 5, pp.17–60., 1959.
- [12] S. Milgram,
"The small-world problem",
Psychology Today, Vol. 2, pp.60–67., 1967.
- [13] J. Kleinberg,
The small-world phenomenon:
An algorithmic perspective.
Proc. 32nd ACM Symposium on Theory of
Computing, 2000.
- [14] Watts D.J., Strogatz S.H.,
Collective dynamics of 'small-world' networks.
Nature 393(6684): 440–442 (4 June 1998).
- [15] Cristian Tuduce, Thomas Gross,
A mobility model based on WLAN traces and
its validation, INFOCOM 2005.
24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer
and Communications Societies. Proc. IEEE.
- [16] Marta C. Gonzalez, César A. Hidalgo,
Albert-László Barabási,
"Understanding individual human mobility patterns",
Nature 453, 779–782 (5 June 2008).
- [17] Alberto Medina, Anukool Lakhina,
Ibrahim Marra, John Byers,
"BRITE:
An Approach to Universal Topology Generation",
Cincinnati, Ohio, 2001.
- [18] Barabási Albert László:
Behálózva, 2003.
- [19] A.L. Barabási and L. Albert,
Emergence of scaling in random networks,
Science, 1999.
- [20] Liljeros F., Edling C.R., Amaral L.A.N., Stanley H.E.,
Aberg Y.,
The web of human sexual contacts,
Nature, 2001.
- [21] Newman M.E.J.,
The structure of scientific collaboration networks,
Proc. of the National Academy of Sciences of
the United States of America, 2001.