Válaszok Dr. Kolumbán Géza bírálói véleményére

Rétvári Gábor: *Hálózati problémák interdiszciplináris megközelítésben*
című MTA doktori értekezéséről

Mindenekelőtt köszönetem szeretném kifejezni MTA doktori értekezésem hivatalos bírálójának, Dr. Kolumbán Gézának, a levont tudományos következtetések megalapozottságát részletesen értékelő, tanítanivalóan pontos és mély bírálatért. Külön köszönöm a megállapítást, miszerint a Disszertációban ismertetett munka *"új, fontos tudományos eredményekkel járult hozzá hálózati kutatások elméletéhez"*, illetve azt, hogy a bíráló nagyra értékelte és fontosnak tartotta *"az interdiszciplináris megközelítéseken alapuló új vizsgálati módszerek bevezetését"*. A bírálatban megfogalmazott észrevételeket a jövőbeni kutatásaim során igyekszem megszívlelni, mert hiszem, hogy ezek egy kiforrottabb kutatói látásmódra tanítanak.

Az alábbiakban bírálatban megfogalmazott kritikai megjegyzésekre és észrevételekre kívánok reagálni a tézisek szerinti bontásban, illetve választ adok a bíráló által megfogalmazott kérdésekre.

Az értekezés szerkezetével és felépítésével kapcsolatos észrevételek

A bíráló felvetette, *"kár, hogy az értekezésből hiányzik egy, az irodalmi előzményeket összefoglaló fejezet, amely kontexusba helyezné az értekezés kutatási témáját, és sokat segítene a hálózati problémák kutatásában nem járatos olvasónak az új eredmények megértésében"*, és jelezte, hogy *"ezen fejezet szerepét csak részben tölti be [. . .] az egyes fejezetek végén található, a kapcsolódó munkákat áttekintő összefoglalás"*. A Disszertáció írásának során nagy gondot okozott, hogy négy, egymástól többnyire független kutatási területet kellett egyetlen munkában bemutatnom, lehetőség szerint minél egységesebb jelöléssel, szerkezettel és tárgyalásmóddal. Végül arra jutottam, hogy a kapcsolódó irodalmi előzményeket összefoglaló fejezetet nem egyben, a Disszertáció elején közlöm, hanem azt témánként külön egységekre bontva az egyes témákat tárgyaló fejezetek végére szerkesztem. Ez lehetővé tette, hogy ne kelljen egyben, ömlesztve tárgyalni 4 különálló téma irodalmi előzményeit, amely talán zavarta volna a megértést. Az egyes fejezetekben az irodalmi áttekintést is szándékosan két részre bontottam: a bevezetőben csak a szorosan kapcsolódó, közvetlen előzményeket ismertettem, és a részletes áttekintést az egyes fejezetek végére mozgattam. Ezen a ponton a kapcsolódó irodalmat már lehetséges a fejezetben közölt eredmények kontextusában vizsgálni. Az utóbbi 10 évben közölt tudományos munkáim szerkesztésében már szinte kivétel nélkül ezt az elvet követem.

Az irodalmi hivatkozások szerkesztésénél azt az utólag nem túl szerencsésnek bizonyuló elvet követtem, hogy a Disszertáció nem különíti el a saját publikációkat az egyéb hivatkozásoktól, a különálló publikációs listát csak a Tézisfüzetben közöltem (lásd Tézisfüzet: *A tézisek témájában megjelent közlemények*). A bíráló jelezte, hogy "*az értekezés bírálhatóságát jelentősen megkönnyítette volna, ha a hivatkozásokban a saját publikációk meg lettek volna különböztetve*": ezzel az észrevétellel utólag teljesen egyetértek. Kifogásolja továbbá a *"sávszélesség"* fogalmának inkonzisztens és félreérthető használatát, felveti, hogy a Disszertáció *"több kérdés igazolását [. . .] az olvasóra bízza"* és hogy *"hiányzik [. . .] a használt rövidítések jegyzéke"*: ezek szintén jogos kritikák. Ettől eltekintve azonban leszögezi, hogy *"a disszertációra jellemző a jól követhető egyértelmű fogalmazás, a logikus felépítés és a jó olvashatóság"*.

A tézisek megfogalmazását érintő kritikák

A bíráló kiemeli, hogy *"az értekezés új tudományos eredményei 4 téziscsoportban és összesen 22 altézisben lettek összefoglalva [azonban] az altézisek túl nagy száma inkább megnehezíti semmint támogatja az új eredmények fontosságának megértését"*. Javaslatot tesz *"egyes altézisek összevonására"*, illetve néhány *"kisebb jelentőségű altézis elhagyására"*: szorgalmazza *"a 1.2, 1.3 és 1.4 altézisek egy altézisbe való összevonását"* és *"kisebb jelentőségénél fogva [. . .] az 1.5 altézis elhagyását"*, *"a 2.1-2.5 altézisek helyett egy, az új ORAR modellt definiáló altézis"* felállítását, *"a 3.1-3.2 altézisek egy tézisbe való összevonását"*, *"a 4.1-4.3 altézisek egy 4.1 altézisbe való összevonását"*, és végül a *"a többi tézishez képest kisebb jelentőségű 4.5 altézis elhagyását"*.

Annak fényében, hogy a tézisek megfogalmazását illetően az összes bíráló hasonló kritikákkal élt, a fenti meglátást teljességgel jogosnak és a javaslatokat, két apró kivétellel, megalapozottnak érzem. A két kivétel az egyes altézisek elhagyását érintő javaslatok.

Az 1.5 altézis az *water-filling algoritmus* helyességét mondja ki az általánosított max-min fair kapacitásallokáció problémájára: ez az algoritmus ma a nemzetközi mesterszintű kommunikációs kurzusok tananyagának megkerülhetetlen része (lásd [Tan: *Resource allocation and performance optimization in communication networks and the Internet*, CRC press, 2017] és [Freire, Pereira: *Encyclopedia of Internet technologies and applications*, IGI Global, 2007]). Ennek függvényében fontos eredménynek tartom a water-filling algoritmus általánosítását az útvonalfüggetlen esetre, és úgy érzem, az altézis elhagyása csorbítaná a mondanivaló teljességét.

A 4.5 altézis megtartását pedig azért érzem kritikusnak, mert a téziscsoport két olyan tömöríthetőségi eredményét kapcsolja össze, amely azokra az esetekre vonatkozik, ahol a címek kiosztása a címtérben számít: a strukturálatlan címterek fölött megfogalmazott címfüggő esetre és a strukturált címterek esetére. Ezt az eredményt olyannyira izgalmasnak találtuk, hogy aktuális kutatásunkban célul tűztük ki a két, látszólag teljesen különböző modellben kapott gyakorlati tömörített méretkorlát vizsgálatát nemcsak a korábbi munkánkban ismertetett 6 konkrét esetre (lásd: Tézisfüzet, 2. táblázat), hanem a HBONE hálózatában elhelyezkedő 10 valódi Internet routerről 8 éven keresztül naponta gyűjtött valódi forgalomtovábbítási táblára is. A kezdeti eredményeink igencsak biztatóak ebben a tekintetben [Horváth Petra Rebeka: *IP forgalomválasztási táblák tömöríthetőségének időbeli vizsgálata*, BME-VIK TDK dolgozat, 2020].

Ezekkel az apróbb megjegyzésekkel, a bíráló az altézisek szerkesztésére vonatkozó összes javaslatát jogosnak érzem. Felajánlottam, hogy a Tézisfüzetet a fenti észrevételek fényében szívesen átszerkesztem, sajnos azonban az MTA doktori folyamat ebben a stádiumában erre már nincs lehetőség. Bízom benne, hogy ezek a szerkesztési hibák nem csökkentik jelentősen a Disszertáció tudományos és szakmai értékét.

Kérdések

Általános kérdések

- ***Kérdés:*** *Az értekezés számos eredménye során abból indul ki, hogy a hálózati konfiguráció reguláris. Mi van, ha ez a feltétel egyes időtartányokban időnként nem teljesül? Hogyan veszi észre a modell és a szabályzás azt, hogy egy adott idősáv felett a hálózat nem reguláris?*

  Az értekezésben közölt eredmények olyan reguláris hálózati konfigurációkra kerültek megfogalmazásra, amelyekre igaz, hogy minden $k \in \mathcal{K}$ felhasználó számára elérhető legalább egy, pozitív és véges élkapacitású irányított útvonal (lásd a Disszertáció 2.1. definícióját). Ennek a feltételezésnek többnyire egyetlen jelentősége van: a reguláris hálózati konfigurációkhoz tartozó átviteli politóp teljes dimenziós (tartalmaz a forrás-cél párok számával megegyező számú affin független pontot) és ezért a "belső része" (interior) nem üres. Fontos kiemelni, hogy ez a megszorítás nem jelent valamely alapvető elméleti korlátot, hanem abból a célból került a Disszertációba, hogy az eredmények kimondása és a bizonyítások menete egyszerűbb legyen. Ennek következtében a legtöbb eredmény és algoritmus érvényes marad a "nemreguláris" esetben is, azonban ezekkel a kiterjesztett eredményekkel a munkánkban nem foglalkoztunk.

  Tekintsük az általánosított max-min fair kapacitásallokáció problémáját és a már korábban említett water-filling algoritmust nemreguláris konfigurációkra. Először tegyük fel, hogy a hálózat nem tartalmaz negatív vagy végtelen kapacitású éleket (az ilyen esetek detektálása statikusan is könnyű). Célszerűen szólva, egy ilyen nemreguláris konfigurációban a felhasználók egy $\mathcal{L}$ csoportja számára a kijelölt útvonalhalmaz vagy üres, vagy annak összes útvonala nulla kapacitású. Ennek következtében egy ilyen $k \in \mathcal{L}$ felhasználó számára az átvihető teljes forgalom zérus: $\theta_k \leq 0$. Ha a water-filling algoritmust egy ilyen nemreguláris konfigurációban használjuk (Disszertáció, 2.1. algoritmus), akkor már az első iterációban az összes $k \in \mathcal{L}$ felhasználó "blokkolódik" ($\forall k \in \mathcal{L} : \theta_k = 0$), az algoritmus eltávolítja az összes "blokkolt" felhasználót és tovább lép a következő iterációra. Könnyű látni, hogy az így létrejövő hálózati konfiguráció a $\mathcal{K} \setminus \mathcal{L}$ felhasználó-

ra vonatkozóan reguláris, így innen az algoritmus helyessége az értekezésben igazolt módon biztosított. A nemreguláritás kezelésére hasonló analízis adható az értekezésben tárgyalt legtöbb esetre, azonban ezekkel az egyes esetekkel külön nem foglalkoztunk.

Ha mégis fontos a regularitás dinamikus ellenőrzése, akkor ez a legtöbb, a gyakorlatban elterjedten használt forgalommenedzsment architektúrában egyszerűen megvalósítható. Például az SDN architektúrában a központi SDN vezérlő a teljes és dinamikusan frissített hálózati konfiguráció birtokában polinom időben ellenőrizni tudja a regularitás tulajdonságát.

1. tézis: Max-min fair hálózati erőforrás-allokáció geometriai megközelítésben

- ***Kérdés:*** *Milyen mértékek alapján lehet egy hálózati probléma megoldására javasolt módszer hatékonyságát jellemezni? Azokat hogyan lehet a használat szempontjából releváns paraméterekre lefordítani?*

  Egy hálózati problémára adott módszert hatékonynak nevezünk, ha az az input n méretének valamely polinomjával jellemezhető időben garantáltan lefut, vagyis futási ideje $O(n^k)$ ahol k valamely pozitív konstans. A praktikus esetekben k kis értéket vesz fel: például a lineáris programok megoldására javasolt első polinom idejű módszer komplexitása hiába n polinomja (egyszerűsítve $O(n^6 \text{polylog}(n))$), a $k = 6$ kitevő már túlságosan magas a gyakorlati alkalmazások számára. Hálózati alkalmazásokban az input n mérete tipikusan a hálózat valamilyen paramétereiből származtatható, például az hálózat topológiáját leíró gráf pontjainak n vagy éleinek m száma, a felhasználók száma, stb.: például a legrövidebb útvonalak kiszámítására általában használt Dijkstra algoritmus komplexitása $O(m + n \log n)$.

  A polinom időben megoldható "könnyű" problémákkal ellentétben léteznek "nehéz" problémák is, amelyek megoldására jelenleg nem létezik polinom időben futó algoritmus. Az ilyen nehéz problémák megoldását szubrutinként használó módszereket a gyakorlati alkalmazásokban nem tekintjük hatékonynak, hiszen jelenlegi tudásunk szerint nem biztosítható, hogy azok praktikus (értsd: polinom) időben lefutnak. Például senki sem javasolna hálózati alkalmazásokba olyan útvonalválasztási módszert, amelynek a megvalósításához a hálózati eszközöknek ki kellene számítaniuk a hálózat Hamilton-körét, hiszen ez már néhány száz eszközt tartalmazó hálózatban is célszerűtlenül sokáig tartana.

  A "könnyű" és a "nehéz" problémák között helyezkedik el egy érdekes és ritkán tárgyalt problémaosztály: azok a feladatok, ahol létezik polinom idejű algoritmus, azonban a bemenet vagy a kimenet mérete kezelhetetlenül nagy. Ilyen eset például a poliéderek féltér-reprezentációja és extrém-pont-reprezentációja közötti transzformációra szolgáló *double-description* algoritmus [Ziegler: *Lectures on Polytopes*, Springer, 1998]: egy poliéder n félteret tartalmazó leírásához hiába tudunk polinom időben generálni egy-egy extrém pontot, a megoldásban szereplő extrém pontok száma olyan magas lehet, hogy csak a felsorolásuk is n-ben exponenciális lépésszámot eredményez (például egy $2n$ oldalú hiperkocka sarokpontjainak száma 2^n). Sajnos az értekezésben tárgyalt water-filling algoritmus is ilyen esetet képez, amint azt alábbi kérdésre adott válaszban tárgyaljuk.

- ***Kérdés:*** *A disszertációban javasolt módszerek komplexitása hogyan viszonyul a hálózatok allokációja során jelenleg használt módszerek komplexitásához? Összehasonlította-e, hogy a javasolt új módszer mennyivel hatékonyabb a jelenleg használt megoldásoknál (1) ha csak az aggregált átviteli kapacitást ill. (ii) a teljes hálózat teljesítményét (overhead, számítási késleltetés, stb) vizsgáljuk?*

  A disszertációban az általánosított max-min fair kapacitásallokáció problémának megoldására a water-filling algoritmus az adott (reguláris) hálózati konfigurációhoz tartozó átviteli politópon való futtatását javasoljuk. Az algoritmus legfeljebb $|\mathcal{K}|$ iterációban végez, ahol $\mathcal{K}$ felhasználók halmaza (azaz az átviteli politóp dimenziója), sajnos azonban az egyes iterációk polinom idejű futási ideje nem garantálható akkor, ha az átviteli politóp $|\mathcal{K}|$ paraméterben exponenciális számú egyenlőtlenséget tartalmaz.

Ilyen eset sajnos a gyakorlatban is előfordulhat: korábbi matematikus hallgatóm, Boróczki Lajos szép eredménye, hogy egységkapacitások mellett az n méretű páros gráfokban a $|\mathcal{K}| = n/2$ felhasználóhoz tartozó átviteli politóp leírásához szükséges egyenlőtlenségek száma $O(2^n)$ szerint exponenciálisan növekszik [Boróczki: *Átvihető folyamokat leíró poliéder keresése hálózatokban*, 2006]. Ez sajnos alapvető korlátokat jelent a módszer skálázhatóságán: tapasztalataink szerint 15–20 felhasználó és felhasználónként 2-3 útvonal jelenti a praktikus felhasználhatóság korlátját, efölött az átviteli politóp mérete kezelhetetlenül nő.

A water-filling algoritmus jelentősége az általánosított max-min fair kapacitásallokáció problémának megoldására tehát alapvetően elméleti. A gyakorlati alkalmazások számára az értekezésekben inkább Le Boudec és Radunovič *max-min programozási algoritmusát* javasoljuk [Le Boudec, Radunovič: *A Unified Framework for Max-Min and Min-Max Fairness with Applications*, Allerton, 2002] (lásd Disszertáció, 2.4).

- ***Kérdés:*** *A hálózat idővariáns tulajdonsága és a fellépő kapacitásigények változása miatt a hálózatot újra és újra optimalizálni kell, és a forgalomtovábbítási táblákat aktualizálni kell. Ezek a számítások jelentős informatikai többletterheléssel, azaz overhead-del járnak. Hogyan viszonyul egymáshoz a jelenleg használt és a disszertációban javasolt megoldások overhead-je?*

  Ahogy a fenti kérdésre adott válaszban jeleztem: az általánosított max-min fair kapacitásallokáció problémának megoldására az értekezésben javasolt water-filling algoritmus jelentősége alapvetően elméleti, pontosan annak a gyakorlati alkalmazások számára túlságosan nagy többletterhelése miatt. Itt megjegyzem, hogy ez a nehézség a gyakorlati alkalmazások számára jelenleg elérhető egyetlen praktikus algoritmus, Le Boudec és Radunovič max-min programozási algoritmusa esetében is előadódik [Le Boudec, Radunovič: *A Unified Framework for Max-Min and Min-Max Fairness with Applications*, Allerton, 2002]: egyrészt az algoritmus által használt szukcesszív lineáris programozás mai tudásunk szerint is túlságosan költséges a valós idejű alkalmazásokhoz, másrészt elosztott alkalmazások számára a módszer alapvető központosított jellege is nehézséget jelenthet.

  Ez a kérdés azonban felvette bennem egy izgalmas jövőbeli kutatási terület megnyitásának lehetőségét. Jelenleg ugyanis nyitott kérdés, hogy vajon létezik-e olyan kombinációja a többutas útválasztási módszereknek és a csomagütemező algoritmusoknak, amely automatikusan az általánosított max-min fair erőfoglalást megvalósító forgalomelvezetést eredményezi. Abban az esetben, ha a felhasználók csak egyetlen útvonalat használhatnak, a válasz pozitív, hiszen a csomagonkénti "fair queuing" ütemezés közismerten max-min fair allokációt eredményez [Le Boudec, *Rate adaptation, Congestion Control and Fairness: A Tutorial*, 2005]. A jövőben szeretnék kutatási időt szentelni a többutas forgalomválasztási és csomagütemezési módszerek olyan kombinációinak tanulmányozására, amelyek automatikusan (általánosított értelemben) max-min fair allokációhoz vezetnek.

- ***Kérdés:*** *A hálózat önmaga idővariáns és idővariáns az egyes átviteli kapacitások iránti igény is. Ezt a problémát hogyan kezeli a javasolt megoldás? A hálózat idővariáns volta nem hoz be konvergencia problémákat?*

  Ahogy fent jeleztem, a water-filling algoritmus jelentősége inkább elméleti, valós idővariáns hálózatokban való alkalmazását nem javasoljuk. Dinamikus esetben meglátásom szerint érdemesebb lenne egy elosztott módszert bevetni az általánosított max-min fair allokáció meghatározására, azonban nincs tudomásom jelenleg ilyen módszerről.

  Ami a forgalmi igények idővariáns jellegét illeti: egy adott G_c hálózati konfigurációra az általánosított max-min fair erőforrás-allokáció problémájában a forgalmi igények nem képezik a feladat bemenetét, hanem azok a megoldás során adódnak az alábbi lépésekben:

  1. meghatározzuk a $T(G_c)$ átviteli politópot,
  2. meghatározzuk a θ általánosított max-min fair erőforrás allokációt ("általánosított water-filling" algo-

ritmus, Disszertáció 2.1. algoritmus),

3. meghatározzuk az egyes átviteli utakra irányítandó forgalom mennyiségét (Disszertáció (2.14)–(2.16) lineáris program).

Sajnos elmulasztottam a Disszertációban fenti komplex számítási folyamat illusztrálását egy átfogó ábrában, és ez láthatólag értelmezési nehézségekhez vezet. Ez teljességgel az én szerkesztési hibám.

- ***Kérdés:*** *Mindig garantált a megvalósíthatóság? A hálózat reguláris (Definition 2.1) ha a szükséges valamennyi út létezik és azok kapacitása véges és nagyobb nullánál. Ekkor a max-min fair allokációs problémának van megoldása és az unikális (Collary 2.11). Mi van ha a hálózat idővariáns volta miatt a hálózat időnként nem reguláris? A regularitást hogyan tudjuk garantálni? Ha a hálózat időközben elvesztette reguláris mivoltát, akkor mi történik az algoritmus konvergenciájával?*

  A kérdés jogos és kiváló. Valóban, léteznek olyan szcenáriók, amelyekben a max-min fair erőforrás-allokáció problémája nem oldható meg, vagy a megoldás nem egyedi. Ilyen eseteket tárgyal részletesen Le Boudec és Radunovič [Le Boudec, Radunovič: *A Unified Framework for Max-Min and Min-Max Fairness with Applications*, Allerton, 2002] és példakánt említik a "layered multicast" kommunikációban a kódolási layer-ek max-min fair allokációjának esetét. Itt a lehetséges allokációk halmaza diszkrét, ezért általában nem létezik megoldás. Megmutatják azonban az is, hogy ha a megengedett allokációkat tartalmazó tartomány kompakt (véges és konvex), akkor létezik megoldás és az egyedi. Ez a feltétel meglátásom szerint garantált az értekezésben tárgyalt regularitási feltétel minden "ésszerű" megszorítása mellett (de például a negatív kapacitások esetét nem nevezném ésszerűnek). Ugyanakkor könnyen kaphatunk "megoldhatatlan" nemreguláris esetet ha feltételezzük például, hogy a kapacitások csak diszkrét kvantumokban allokálhatók, hiszen ilyenkor a megengedett allokációk halmaza diszkrét (vagyis nemkonvex).

2. tézis: Adaptív útvonalválasztás szabályozáselméleti megközelítésben

- ***Kérdés:*** *Az Internet használata során [. . .] a különböző szolgáltatások (MS Teams, Skype, BrowserCall, stb) eltérő átviteli sebességeket és csomagvesztést biztosítanak. Amennyiben a szolgáltató nem egyezik meg a hálózati szolgáltatóval, akkor hogyan történik meg hálózati szolgáltatói szinten az eltérő sebességek biztosítása, illetve mondjon példákat a különböző átviteli sebességeket biztosító szolgáltatásokra.*

  A hálózati alkalmazásokat két nagy csoportra oszthatjuk: az *elasztikus* alkalmazások az átviteli sebességet képesek a hálózatban rendelkezésre álló kapacitások függvényében a torlódás elkerülése érdekében változtatni (például nagy adattömeg átvitele TCP felett), míg az *inelasztikus* alkalmazások fix minimális bitsebességet igényelnek a megfelelő működéshez. Az Internet jelenlegi "best-effort" átviteli modellje nem teszi lehetővé azt, hogy a szolgáltató egyes az adatfolyamokra egyenként jelezze forgalmi és minőségi igényét a hálózat operátora számára. Ennek ellenére ez a modell így is tökéletesen megfelel a forgalom túlnyomó hányadát kitevő elasztikus alkalmazások számára (például buffer-elt/nem-valós-idejű videó, mint Youtube vagy Netflix). Azonban a bíráló által említett ún. *valós idejű multimedia* szolgáltatások tipikusan inelasztikus forgalmat használnak. Ebben az esetben a szolgáltatás minősége (QoS) nem garantálható: az ilyen alkalmazások számára csak az biztosítja a "tolerálható" átviteli minőséget, hogy (1) a hálózati kapacitásokat az operátorok tipikusan többszörösen túltervezik (over-provisioning), illetve (2) az inelasztikus forgalmak többnyire elasztikus forgalmakkal versengenek az esetleges szűkös erőforrásokért, amelyek azonban torlódás esetén leszabályozzák adási sebességüket (congestion control).

  Az Internettel egyidős *hálózatsemlegességi* vita (network neutrality) pontosan ezt a kérdést feszegeti: jelenleg az egyes csomagok azonos valószínűséggel kerülnek eldobásra a hálózat túlterhelt pontjain, függetlenül attól, hogy azok mely szolgáltatáshoz tartoznak. Ugyanakkor sok szolgáltató szívesen fizetne is azért, hogy a forgalma megkülönböztetett elbánásban részesüljön az átvitel során, azonban ennek komoly politikai és technikai akadályai vannak: a ma már mintegy 20 éves, garantált minőségű átvitelt biztosító IntServ és DiffServ

architektúrák sosem tudták átvenni a ma domináns "best-effort" modell helyét.

A kérdésre tehát, hogy *"hogyan történik meg hálózati szolgáltatói szinten az eltérő sebességek biztosítása"* a válaszom az lenne, hogy sehogy, de lehet, hogy ez néhány éven belül változni fog. Emiatt nehéz példákat adni *"a különböző átviteli sebességeket biztosító szolgáltatásokra"*, hiszen jelenleg nem a hálózat adaptálja az átviteli kapacitást a pillanatnyi forgalmi igényekhez (ahogy azt a tézisben ismertetett módszer biztosítani szándékozik), hanem éppen ellenkezőleg, még az inelasztikus alkalmazások is igyekszenek a forgalmukat adaptálni az aktuális átviteli viszonyokhoz (vagyis korlátozottan elasztikusak). A legtöbb valós idejű videokonferencia alkalmazás például automatikusan rosszabb minőségű de kisebb erőforrás igényű videó kódolásra vált csomagvesztés esetén.

- ***Kérdés:*** *A 28. oldalon (3.1.2 fejezet első bekezdés) olvasható: „... our routing controllers are viable in small- and middle-size networks." Hogyan definiálhatók a kis és közepes méretű hálózatok? Milyen tényezőket kell figyelembe venni, pl. a felhasználók száma, hálózatok komplexitása, stb? A kutatás során kapott eredmények milyen komplexitású hálózatokra alkalmazhatók (felhasználók, routerek és útvonalak száma)?*

  A kérdésre a választ az értekezésben közölt szimulációs eredmények szolgáltatják (lásd. Disszertáció, 3.4. fejezet, illetve 3.5. ábra). Az ORAR szabályozó komplexitása a szabályozási régiók számával mérhető, ez pedig a számításaink alapján elsősorban nem a hálózat méretétől, hanem a felhasználók és az útvonalak számától függ leginkább. Úgy találtuk, hogy módszereink 10-12 felhasználó és felhasználónként 2-3 útvonal mellett szinte bármilyen, praktikus méretű hálózatban (kevesebb, mint 100 pont) jól használhatók.

- ***Kérdés:*** *Egy időrésben az ORAR szabályozó aszimptotikusan stabilis. Mi történik egy nagy komplexitású hálózatban a teljes útvonalválasztási folyamatra nézve? Különösen mivel a hálózat idővariáns, és esetlegesen egyes szabályozási időrésekben nem reguláris? Hogyan lehet kizárni az instabilitást, a periodikus vagy akár kaotikus viselkedést?*

  Meglátásom szerint az értekezésben bemutatott ORAR szabályozó jelentősége inkább elméleti, azt a fentiekben tárgyalt skálázhatósági korlátai miatt sem javasolnám praktikus felhasználásra. Praktikus esetekre egy másik, az értekezésben nem tárgyalt módszerünket, az ún. hibrid központosított–elosztott módszert javasolnám, lásd [Rétvári, Németh: *Demand-oblivious routing: Distributed vs. centralized approaches*, IEEE INFOCOM, 2010] és [Németh, Rétvári: *Rate-adaptive multipath routing: Distributed, centralized, and hybrid architectures*, Networks, 2015].

  Izgalmas kérdés azonban, hogy a skálázhatósági és egyéb praktikus korlátoktól eltekintve vajon garantálható-e az ORAR szabályozó stabilitása az idővariáns esetekre. Meglátásom szerint a válasz negatív. A központosított szabályozók alkalmazhatóságának jelentős korlátja, hogy a központi vezérlő csakis pontos és időszerű információ birtokában tudja meghatározni az optimális forgalomelvezetést. Elsősorban a holtidő jelent problémát: minél hosszabb időt vesz igénybe a hálózat bemenetén belépő forgalom mennyiségének mérése és az adatok a központi vezérlőbe való eljuttatása, annál pontatlanabb a szabályozás. Extrém esetben akár jelentős lengések és oszcillációk is felléphetnek a hálózatban.

  A dinamikus elosztott útválasztás elméletének egyik ünnepelt eredménye jól demonstrál ilyen esetet: Bertsekas 1982-ben megmutatta, hogy az legrövidebb útvonalak választása könnyen instabil viselkedést eredményezhet abban az esetben, ha a hálózat éleinek költségét a rajtuk átmenő pillanatnyi forgalom mennyiségével fordítottan arányosan dinamikusan állítjuk [Bertsekas: *Dynamic Behavior of Shortest Path Routing Algorithms for Communication Networks*, IEEE Trans. on Automatic Control, 27:1, 1982]. A cél, hogy a forgalmat dinamikusan el lehessen terelni a túlterhelt élekről, hiszen ezek költségét a módszer magasra állítja. Ezt az adaptív módszert a 70-es években az Internet előzményét képező ARPANET hálózat számára javasolták, és Bertsekas eredménye rávilágított a módszer gyakorlati korlátaira, olyannyira, hogy máig is a legrövidebb útvonal választásban az élsúlyok gyakorlatilag statikusak, és függetlenek a forgalomtól. Még izgalmasabbak

az Internet tartományai között használt BGP útválasztási protokoll instabilitási problémái, amelyek már statikus, nem idővariáns esetben is jelentkezhetnek [Griffin: *The stable paths problem and interdomain routing*, IEEE/ACM Trans. Netw., 10:2, 2002]. Véleményem szerint ezek a megközelítések kiterjeszthetőek lennének az ORAR szabályozó stabilitásának holtidők melletti vizsgálatára is, azonban munkánk során az idővariáns esetet esetet nem vizsgáltuk külön.

- ***Kérdés:*** *Az lnternet igen nagyszámú automóm rendszer (AS) összessége. Hogyan lehet itt egy centralizált hálózatvezérlést megvalósítani? Ha nem, akkor hogyan kezelhető a probléma?*

  Remek kérdés. Valóban, az ORAR szabályozó nemcsak skálázhatósági korlátai miatt, de a központi működésből adódóan is alapvetően egyes autonóm rendszerekben (AS) lenne használható (lásd Disszertáció, 3.5. fejezet). Az autonóm rendszerek közötti esetre a módszer nem használható. Megjegyzendő, hogy tudomásom szerint erre a "tartomámyok közötti" esetre jelenleg nem létezik praktikus, skálázható és elosztott többutas adaptív útvonalválasztó algoritmus.

3. tézis: Skálázható útvonalválasztás algebrai megközelítésben

- ***Kérdés:*** *A 48. oldalon bevezetett útvonalválasztási modell a csomagok fejlécét routolási adatokkal kiegészíti. Ez az overhead mily mértékben csökkenti egy tipikus hálózat kapacitását, és az új routolási információ beillesztése mennyivel növeli meg a hálózat késleltetését?*

  A 48. oldalon bevezetett útvonalválasztási modell célja alapvetően nem egy praktikus módszer bevezetése volt, hanem egy olyan általános algoritmikus séma lefektetése, amely lehetővé teszi az eltérő útválasztási szabályrendszerek egységes formalizmusban és modellben történő tárgyalását. Egy példa: a modell felteszi, hogy a pontok címkéje a hálózat méretében logaritmikus. Ez nem egyfajta praktikus megkötés (a valóságban a címek hossza fix, pl. konstans 32 az IPv4 es 128 az IPv6 esetén), hanem az olyan "cseles" megoldások elkerülésére szolgál, amikor egy trükkös módszer például belekódolja a hálózat teljes gráfját, vagy akár a pontba vezető összes preferált útvonalat, a pontok címébe (könnyű látni, hogy ez nem lehetséges logaritmikus méretű címek esetén).

  Ennek megfelelően a modell használatát nem javasolnám praktikus esetekre. Ettől függetlenül természetesen van példa arra, hogy valamilyen, az adatfolyamot leíró metaadatot átküldjünk a hálózaton: erre szolgál például a HTTP kapcsolatok "header" része.

- ***Kérdés:*** *Az Internetben használt BGP (Border Gateway Protocol) nem tömöríthető, ezért az értekezés 58. oldalán megkérdőjelezi az Internet hosszútávú fenntarthatóságát. Hogyan jelentkezik ez a probléma a felhasználók oldaláról, és milyen megoldást lát a probléma megoldására?*

  Sajnos létezik gyakorlati példa arra, hogy az Internet működése veszélybe kerül az útválasztás skálázhatósági korlátai miatt. A régebbi Cisco útválasztók tipikus korlátozása, hogy az IPv4 forgalomtovábbítási táblában legfeljebb 512 ezer bejegyzést lehet tárolni. Amikor 2014. augusztusában a globális útválasztási rendszerben terjesztett címtartományok száma meghaladta ezt a számot (ez volt az ún. "512k nap"), ezen útválasztók forgalomtovábbítási táblái túlcsordultak. A táblákból véletlen mód kieső útvonalak hiánya jelentős hálózati csomagvesztést, és így napokon tartó kieséseket okozott elsősorban Észak-Amerikában [The Register: *The Internet just broke under its own weight – we explain how*, 2014]. Európába pár nappal később gyűrűzött be a hatás, addigra az operátoroknak volt idejük felkészülni.

  Akkor viszonylag egyszerű volt a megoldás: elég volt egy konfigurációs beállítást megváltoztatni a legtöbb eszközön. Azóta volt már kisebb kieséseket okozó "768k nap" is [ThousandEyes: *What is 768K Day, and Will It Cause Internet Outages?*, 2019], és várjuk azt a pillanatot, amikor az útvonalak száma meghaladja majd az 1 milliót ("1M nap"). Ez várhatóan jelentősebb kiesést fog okozni, amely nem lesz egyszerű kon-

figurációval kezelhető, mivel a forgalomtovábbítási táblát kódoló TCAM memóriák tipikus mérethatára az olcsóbb eszközökben pontosan 1M bejegyzés.

A felhasználók tehát várhatóan több, és meglehetősen véletlenszerű forgalmi kiesést fognak tapasztalni, ahogy az egyes útválasztók memóriája megtelik. Megnyugtató megoldás jelenleg nincs: csak reménykedhetünk, hogy a jövőben a chip-gyártók gyorsabban lesznek képesek a TCAMek méretét gazdaságosan növelni, mint amilyen gyorsan az Internet mérete növekszik (lásd erről a kérdésről a részletes iparági analízist: [Fall, Iannaccone, Ratnasamy, Godfrey: *Routing tables: Is smaller really much better?*, ACM HotNets, 2009]).

- ***Kérdés:*** *Jelenleg hogyan megy végbe egy új hálózati protokoll Internet szintű, nemzetközi elfogadása?*

  Újabb remek kérdés, amely ismét a jelenlegi Internet alapvető anomáliáinak egyikére világít rá. A válasz, hogy alapvetően sehogy: lassan 30 éve, hogy utoljára jelentős, globális architekturális változást sikerült levezérelni (nagyobb fennakadások nélkül) az Interneten: ez 1993-ban a CIDR címzésre való áttérés volt. Az IPv6 majdnem egyidős ezzel, azonban elterjedése még mindig nem érte el az 50%-ot. Az Internet architektúrájának és protokolljainak megváltoztathatatlansága annyira alapvető jelenség, hogy külön neve is van: "Internet ossicifation" [Papastergiou: *De-Ossifying the Internet Transport Layer: A Survey and Future Perspectives*, IEEE Communications Surveys & Tutorials. 19:1, 2017].

  Pozitív példák szerencsére vannak: a SCION projekt egy teljesen új, a mainál lényegesen megbízhatóbb Internet architektúra kidolgozását tűzte ki célul, és a kezdeti kedvező tapasztalatok birtokában egyre több operátor dönt a rendszer bevezetése mellett [`https://www.scion-architecture.net`]. Ennek ellenére a jelenlegi IPv4 még valószínűleg évtizedekig velünk marad.

4. tézis: Forgalomtovábbítási táblák tömörítése információelméleti megközelítésben

- ***Kérdés:*** *A 76. oldalon olvasható: „… we present our compressed IP forwarding table … This data structure combines several existing scheme into a single … IP forwarding table." A felhasznált korábban publikált megoldások hogyan lettek kidolgozva (ad-hoc vagy elméletileg megalapozott eljárások), és azok mennyire optimálisak? Van esély arra, hogy a közvetlenül lekérdezhető tömörítési algoritmus ne ad-hoc hanem egy szisztematikus eljárással kerüljön kidolgozásra?*

  Az információ-elméletben akkor tekintünk egy tömörítő algoritmust "optimálisnak" és "szisztematikusan kidolgozottnak", ha az garantáltan az input entrópiája által meghatározott méretre kódol. Ilyen formában nem különböztetünk meg *"ad-hoc vagy elméletileg megalapozott eljárásokat"*: ha egy algoritmus eléri az entrópiakorlátot, akkor optimális. Ebben az értelemben a szövegek tömörítésére használt Huffman-kódolás, aritmetikai kódolás, vagy az LZ77 és LZ78 algoritmusok is mind "optimálisak". Az értekezésben ismertetett XBW-b módszer is ilyen "optimális" tömörítést valósít meg (csakúgy, mint az alapját képező, az irodalomból származó XBW módszer), hiszen annak kidolgozása során a fenti, ún. "principled megközelítést" követtük (lásd Disszertáció, 5.1.3. fejezet). Ennek során először meghatároztuk az forgalomtovábbítási táblák elméleti entrópiakorlátját (lásd Disszertáció, 5.5. lemma), majd megmutattuk, hogy az XBW-b módszer nemcsak hogy eléri ezt az entrópiakorlátot, de gyorsan előállítható és lekérdezhető is. Ennek megfelelően én úgy tekintem, hogy az XBW-b módszer egy *"szisztematikus eljárással"* került kidolgozásra.

- ***Kérdés:*** *A jelenleg ismert tömörítési eljárások, beleértve a disszertációban ismertetetteket is, mennyire közelítik meg a forgalmi táblákban foglalt információ entrópia korlátjait?*

  A tézis legfontosabb eredménye az általános forgalomtovábbítási táblák elméleti entrópiakorlátjának megállapítása (lásd Disszertáció, 5.5. lemma), illetve az XBW-b módszer, amelyről megmutatjuk, hogy az az entrópiakorlátra tömörít (lásd Disszertáció, 5.7. lemma), eltekintve egy elhanyagolható, a klasszikus Huffman-kódolásával megegyező méretű hibatagtól. Későbbi kutatásaink során mutattunk egy, a praktikus felhaszná-

lásra szánt módszert is (trie-folding), amely ugyanezeket az entrópiakorlátokat teljesíti (egy konstans szorzótól eltekintve), de a gyakorlat számára gyorsabb lekérdezéseket tesz lehetővé, akár több millió lekérdezés per szekundum sebességet is lehetővé téve.

Paradox módon lehetséges az entrópiakorlátnál valamivel kisebb méret elérése is a tömörítés során: az ellentmondásos, elgondolkodtató, kezdeti fázisban levő kutatási kérdések megvitatására szervezett ACM HotNets konferencián közöltük a *Compressing IP forwarding tables for fun and profit* című cikkünket [Rétvári et al.: *Compressing IP forwarding tables for fun and profit*, ACM HotNets, 2012], amelyben azt a kérdést vizsgáltuk, hogy hol a tömöríthetőség legvégső határa. Azt találtuk, hogy több módszer (például útvonal- és szinttömörítés) kombinálásával egy tipikus IP forgalomtovábbítási táblát az általunk megadott entrópiakorlát alá is lehet tömöríteni (ez 70-120 Kbyte 400 ezer bejegyzés esetén). Ennek oka az lehet, hogy ezek a méretHatékonyságra kihegyezett módszerek a képesek a tipikus forgalomtovábbítási táblák egyéb jellegzetességeit is kihasználni: például az általunk megadott entrópiakorlát tetszőleges szerkezetű prefix fákra vonatkozik, míg a tipikus forgalomtovábbítási táblák kódolásából kapott prefix fák szerkezete általában specifikus jegyeket mutat (például legfeljebb 32 szint mélységű, hiszen az IPv4 címek hossza pontosan 32 bit). Ezt a tulajdonságot a szint-tömörítés igen hatékonyan képes kihasználni.

Összegzés

Visszatekintve a kérdésekre, a bíráló többször kérdez rá az eredmények gyakorlati alkalmazhatóságára. Ezekre a kérdésekre a válasz legtöbbször az, hogy a gyakorlati alkalmazás nem javasolt, az eredmények elsősorban elméleti jelentőségűek. Ez könnyen azt a benyomást keltheti, hogy az értekezésben tárgyalt kutatási munka nem tekintette a gyakorlati alkalmazhatóságot kritikusnak. Ezzel szemben az igazság az, hogy minden kutatásom elsősorban gyakorlati kérdések megválaszolásának igényéből indul ki: valójában egyszerűen annyi történt, hogy az értekezésbe elsősorban az elméleti jelentőségű eredményeket válogattam be. Minden esetben azonban az elméleti modellek kidolgozását a munka egy későbbi fázisában olyan heurisztikus módszerek tervezése és kiértékelése követte, amelyek az elméleti módszerek gyakorlatban káros megkötéseit igyekeztek kiküszöbölni. Ezeket azonban a Disszertációban külön nem mutattam be, csak a irodalomjegyzékben hivatkoztam.

Zárásként még egyszer szeretném megköszönni az alapos és jogos kritikai észrevételeket. Különös köszönetem szeretném kifejezni a bírálók áldozatos munkájáért: ha a munkám ilyen részletes és magas színvonalú bírálatok fényében is megállja a helyét, az nagyon erős visszaigazolás lenne számomra, hogy jó úton járok. A Disszertáció értékeit elismerő méltató szavak különösen inspirálóan hatottak rám, és erős motivációt jelentenek, hogy a jövőbeli kutatási munkám során is kövessem azokat az értékeket, amelyeket eddig is fontosnak tartottam: a törekvést az elméleti és gyakorlati megalapozottságra és a szokatlan megközelítések használatára.

Budapest, 2021. augusztus 18.

Dr. Rétvári Gábor
tudományos főmunkatárs
Távközlési és Médiainformatikai Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem
és
tudományos tanácsadó
Ericsson Research, Magyarország