

Tézisek lokális hálózatokról

0

Hálózatnak nevezem állomásoknak egy együttesét, amelyben az állomások (közvetlenül vagy egymás közvetítésével) jeleket/ jelsorozatokat tudnak eljuttatni egymáshoz.

Lokálisnak nevezek egy olyan hálózatot, amelyben a jelterjedési idő már nem elhanyagolható a jelidőhöz képest, de még hatékonyan lehet összhálózati jeleket használni a hálózat vezérlésére. (Nemcsak kisméretű hálózatok lehetnek ilyenek, hanem akár egy műholdas rendszer is, úgyhogy az elnevezés nem nagyon szerencsés.)

Ketynek fogok nevezni egy olyan - hálózatonként rögzített - időegységet, amely legalább kétszer akkora, mint amennyi idő maximálisan kell ahhoz, hogy egy jel bármely adott állomásról bármely másikra eljusson. (Világos, hogy egy fél kety elég ahhoz, hogy egy állomás tudomást szerezzen egy partner-állomás akciójáról, és egy kety elég ahhoz, hogy egy állomás tudomást szerezzen arról, hogy egy partner-állomás az ő akciójának megindulása és észlelése közötti időben valamilyen akciót kezdeményezett. A kety tehát felfogható szinkronizációs résznek.)

Üzenetnek nevezem az érdemi jeleket, vagyis azokat, amelyek nem a hálózat önadminisztrációjához tartoznak. (Kérdés, hogy az üzenetek címzését az üzenetekhez számítsuk-e. Alább, a hálózatok összehasonlítása során, tulajdonképpen mindegy, mit teszünk: címzés bármiféle hálózatban kell, és a vizsgált hálózati megoldások közül egyik sem kényszerít eleve redundánsabb cím-kódolásra, mint a másik - bár némelyik konkrét implementáció felesleges redundanciákat hurcol. Én a címzést az üzenethez fogom számítani.)

Nem kötöm ki, hogy mindig minden állomás tényleg működik, és azt sem, hogy korlátatlanul mindenki mindenkinek üzenhet. (De az érdekes eset az lesz, ha legalábbis sokan üzenhetnek sokaknak.)

Egy hálózat hatékonyságát leginkább két mutatóval lehet jellemezni: hogy összesen mennyi üzenet tud átmenni rajta időegységként, és hogy egy-egy üzenetnek mennyi a késedelve a kezdeményezéstől a megérkezésig.

Ezek a mutatók általában nem rögzített számok, hanem valószínűségi változók, amelyek a hálózati működés dinamikájától függenek: vizsgálhatjuk eloszlásaikat, kereshetjük várható értékeiket, legrosszabb eseteiket stb. (Az átviteli képességnél nyilván elsősorban az átlag, a késedelemnél pedig a legrosszabb esetek eloszlása az érdekes, de más tulajdonságok is szerepet játszanak.)

Hálózatok vizsgálatánál többnyire különféle feltevéseket tesznek az igények eloszlásáról, pl. hogy ezek egyforma hosszú időt igényelnek és egymástól függetlenül egyenletesen jelentkeznek (amiből binomiális eloszlás, határértékben Poisson-eloszlás adódik). Az ilyen eloszlások vizsgálata természetesen érdekes, de az eredmények szkeptikusan kezelendők. Az átlagos terhelést még úgy-ahogy jól meg lehet becsülni, de az üzenethosszak és főleg a torlódások szerkezete nagyon különböző lehet. Lehetséges, hogy ha egy állomás üzent, ezzel csökken a valószínűsége, hogy a közeljövőben üzenni fog (mert elvégezte a dolgát), az is lehetséges, hogy növekszik (mert aktivitási periódusa van); lehet, hogy egy üzenet nem hat ki mások üzeneteinek valószínűségeire, az is lehet, hogy kihat (mert választ vagy válaszokat vár, vagy megindít vagy megállít valami nagy aktivitást). A különböző elképzelhető modellek meglehetősen eltérő eredményeket adnak. (Könnyen látható, hogy az igényeloszlásoknak nemcsak a várható értéke és a szórása, hanem a

a harmadik momentuma is kihat a hálózat működésére. Nem tudom, hogy a magasabb momentumok is kihatnak-e rá.) Érdemes lehet vizsgálni kézenfekvőnek látszó modelleket; "a" modell nem létezik.

Ezért célszerűnek látszik mindenekelőtt azt megállapítani a hálózatokról, amit az igény-eloszlásra vonatkozó mindenféle feltevés nélkül meg lehet állapítani, és az eloszlásokra csak akkor tenni feltevéseket, amikor az már végképp elkerülhetetlen.

A vizsgált hálózatokra nézve minden esetben minden feltevés nélkül meg tudjuk adni azt, hogy adott számú üzenet-igény fennállása esetén hogyan alakul az az idő, amíg az első üzenet (vagy valamennyi üzenet) adása megindul (vagy befejeződik, vagy megérkezik). Ezt fogom tekinteni a hálózat fő jellemzőjének. Minden egyebet (pl. eloszlási feltevéseket) ennek a függvényében lehet vizsgálni.

A hálózatban levő állomások számát N -nel, az (adott pillanatban) éppen üzenni akaró állomások számát n -nel fogom jelölni.

1

Vonalon ("fizikai" csatornán) akármilyen jelhordozó csatornát érthetünk, rádióhullámhosszat, kábelt stb., amelyen egyidejűleg egy átvitel folyhat; a jelformák, kódolások is közömbösek lesznek (egyetlen, alább említendő kikötéssel).

N állomásból mindenestre csinálhatunk hálózatot úgy, hogy mindegyiket mindegyikkel összekötjük. Ez természetesen működni fog; egyetlen hátránya, hogy $\binom{N}{2}$ dupla-vonal kell hozzá, ami N^2 -tel arányos.

Ha kevesebb "fizikai" csatornával akarunk hálózatot, mint ahány elképzelhető "logikai" csatornánk van, akkor a "logikai"

csatornáknak osztozniuk kell a "fizikai" csatornákon. Ez már azt jelenti, hogy címzés kell, és címzéshez rendelt üzenettartalom. Egy ilyen együtttest nevezek a továbbiakban üzenetnek. A címzés szólhat akár több vagy minden állomásnak; a tartalom tetszőleges; nincs kikötve, hogy az üzenet fizikailag "csomagként" jelentkezzen, csak az kell, hogy a hálózat az üzenetet mint egységet kezelni tudja.

Az első kézenfekvő ötlet a vonalak számának csökkentésére: Megkülönböztetett állomás(ok)on keresztül időlegesen, az üzenetküldések idejére létrehozni "logikai" csatornákat - vagyis telefonközpont. A vonalak száma most már csak N-nel arányos, de ez sem kevés, azonkívül a központra aránytalan terhelés hárul, továbbá ha a központ kiesik, az egész hálózat lebénul.

A következő elképzelés - és itt jutunk el a tulajdonképpeni lokális hálózatokhoz - ez volt: Ha csak egyetlen vonalunk van is, és rákötjük valamennyi állomást, akkor minden állomás minden állomással fizikailag össze van kötve. Ha a vonal kapacitása elég nagy ahhoz, hogy az igényeket együttesen kielégítse, akkor ez voltaképpen elegendő lenne egy hálózathoz; csak az a probléma, hogy mivel a vonalon egyidejűleg csak egy átvitel folyhat, hogyan lehet szabályozni azt, hogy ki mikor használja a vonalat: az igényütközéseket vagy eleve lehetetlenné kell tenni, vagy legalábbis előbb-utóbb ki kell küszöbölni.

Nyilván eleve nem lehet igényütközés, ha az állomások valamilyen előre rögzített sorrendben (pl. ciklikusan) kapják meg a jogot a vonal használatára (pl. egy időtartam vagy egy üzenet erejéig), és ilyenkor élnek vagy nem élnek a joggal. Ilyenek a "körbekapcsolt" hálózatok ("token passing" és hasonló megoldások). Itt a határfok (nem pontosan kety-időben, hanem) jogátadás-időben fejezhető ki (azok a jogátadások, amelyekkel nem éltek, alkotják a tiszta veszteséget). Minél

egyenletesebb a terhelés, annál jobban működik egy ilyen hálózat; ideálisan működik akkor, ha minden állomásnak mindig keletkezik üzenetküldője a következő jogosultságig, és az üzenet rá is ér addig. Ha ilyen egyenletesség nem áll fenn (és tényleges hálózati igényeknél gyakran nem áll fenn), a hálózat határfoka erősen romlik (vagy, ami ugyanaz, nagyon nagy kapacitású átvitelt kell használni viszonylag szerény átviteli igények kielégítésére). (Egyenletességi megfontolásoktól függetlenül ilyen megoldást sugallhat maga a vonal fizikai természete is: pl. egy üvegkábel, amelyen nem tudják az összes állomások ugyanazt a fizikai jelet lehallgatni, mert a lehallgatásoktól a jel elvész. Ilyen esetben elég kézenfekvő megoldás az állomásokat csakugyan fizikailag körbekapcsolni: mindegyik vesz/továbbad; az is elég kézenfekvő ilyenkor, hogy a hálózat vezérlése alkalmazkodjék a hálózat fizikai szerkezetéhez. Ízlés kérdése, hogy egy ilyen hálózatot 1 vagy N vonalnak tekintünk-e.)

Mindenesetre felmerülhet a kíváncsi, hogy (ne a jogosultsághoz csoportosítsuk az igényeket, hanem) valamilyen módon az igények vezéreljék a jogosultság elnyerését.

A legkezdetlegesebb megoldás, szokták "méltánytalan, de gyors"-nak ("unfair but fast") nevezni, a következő: Minden állomás kap egy (pozitív egész) számot, különböző állomások különbözőt (tehát mondjuk 1-től N-ig). Mindenki hallja, ha átvitel folyik a vonalon, és ilyenkor békén marad. Az állomások időszámolása az átvitel befejeződésének észlelésétől kezdődik. Ha a k állomás üzeni akar, üzeni kezd a k-adik ketyben, ha akkor még csend van a vonalon; ellenesetben (valaki más egy korábbi ketyben üzeni kezdett) visszatér a várakozó állapotba. Akinek az igénye később keletkezett, kivárja legalább az N-edik ketyet (és ha indult egy átvitel, akkor persze azt is). Világos, hogy nincsen ütközés: az órák legfeljebb

félketytel térnek el, az elkezdett üzenetet mindenki félketyen belül hallani kezdi; ha többen akarnak adni, közülük a legkisebbik számú zavartalanul elindulhat. További szabály kell arra, hogy mi történjék legkezdetben és olyankor, ha az előző átvitelt nem követte közvetlenül újabb üzenetigény, hanem egy ideje csend van a vonalon. Tisztán időszámolásos szabályt célszerűtlen lenne bevezetni: nem tehetjük fel ugyanis, hogy az órák újabb "szinkronizálások" nélkül korlátlan ideig elcsúszás nélkül járnak. Ha teljesen "tisztá" ütközésmentes megoldást akarunk, tehetjük pl. azt, hogy N üzenetnélküli ketye eltelte után minden működő állomás nekikészül, hogy az attól számított k-adik ketyében elindítson egy üzenetet a levegőbe; egyiküknek (a legkisebb ketyeszámú működő állomásnak) sikerülni fog, a többi lemond róla, és ennek az üzenetnek a vége újra "szinkronizál"; legkezdetben pedig a hálózat egy akárhonnan kiadott "világteremtő" adással indul. Ha nem ragaszkodunk "tisztasághoz" és az állomások fel tudnak ismerni ütközést (lásd alább), akkor eljárhatunk pl. így: Ha a k állomás üzeni akar és elmulasztotta a saját idejét, akkor vár, amíg legalább N ketye is eltelt, és aztán egyszerűen üzeni kezd - ha sikerül, jó; ha nem, akkor az ütközés végétől úgy megy minden, mint fent az üzenet végétől. Vagy lehet egy ütközés kockázatát mindig vállalni, és csak akkor használni a ketyeszámokat, ha történt ütközés. - Méltánytalanok méltánytalan a hálózat, sőt még az is előfordulhat, hogy egy magas számú üzeni akarót az alacsonyabb számúak korlátlan ideig kirekesztenek. Hogy gyors-e, azt meglátjuk alább az összehasonlításoknál, mindenestre nyilvánvaló, hogy egy adás megindításához legalább 1 és legfeljebb N ketye kell, és ha az állomások egyforma gyakorisággal adnak, akkor egy egyedi adás megindítása átlagosan $\frac{N+1}{2}$ ketyig tart. (Mellesleg: a méltánytalanságot némi kis bonyodalmak árán ki lehetne küszöbölti, de nem ismerek olyan ketye-kiosztásos implementációt, amelyben ezt megtették volna.)

2

Megengedünk ütközést. Minden alábbi stratégiában ki lesz kötve a "tartózkodási szabály": aki átvitelt észlel a vonalon, csendben marad. Így ha ütközés fordul elő, az már a megkísérelt üzenet kezdőketyében megtörténik. A stratégiák egy részében elég, ha csak az ütközésben részt vevő állomások tudják megkülönböztetni az ütközést a sikeres adástól, más részükben minden állomásnak tudnia kell ezt. Hogy az ütközés felismerése hogyan történik, az elvben mindegy. Olyan ütközésfelismerés is van, hogy a címzett állomás nyugtájának elmaradása jelzi az ütközést. De minél hamarabb történik meg a felismerés, annál jobb. A legügyesebb megoldás (feltéve, hogy technikailag lehetséges) azon alapszik, hogy az adóállomás az adással egyidejűleg lehallgatja a vonalat, és ő maga állapítja meg az ütközést: Ha mást hall, mint a saját adása, ütközés van. Hogy ez biztonságos legyen, az adás elejének valami olyan jelsorozatát kell tartalmaznia, amely más állomások (egy ketyen belül bárhogyan elcsúszott) adás-elejével szuperponálva felismerhető eltérést mutat: felismerhető vagy valamennyi érdekelt számára, vagy legalábbis egy állomás számára, aki azután egy valamennyi érdekelt számára felismerhető "ütközés történt" szolgálati jelzést ad. (Ez az 1. elején említett kikötés.) Világos, hogy az ütközésben részt vevő állomások legalább egyike félketyen belül észreveszi az ütközést, és a jelzését további félketyen belül mindenki hallhatja. Az első félketye után már senkinek sincs oka jelzést adni, úgyhogy az egész ütközésfelismerés lezajlik egy ketye plusz annyi idő alatt, amennyivel maga a jel túllóg a ketyen. - Ha nem történt ütközés, nem szükséges, hogy egy teljes ketyeyi idő elteljen a vizsgálattal: egy rövid fej után megindulhat maga az üzenetadás, noha még nem bizonyos, hogy nincs ütközés - de ha nincs, akkor jó. (Ez különösen előnyös nagyon gyors hálózatokban, ahol egy ketye-idő alatt akár egy teljes üzenet is átmehet.)

Az összes alábbi stratégia olyan, hogy a "szinkronizáló események" az adásvége és az ütközésvége, ha pedig az utolsó szinkronizáló esemény óta több idő telt el, mint bizonyos (esetenként explicite megadható) számú kety, akkor nincs már szükség szinkronizáltságra (illetve olyasmi történik, ami majd újra szinkronizál).

A stratégiákban mindenekelőtt az lesz érdekes, hogy mennyi többlet-idő (magukat az üzenet-időket nem számítva) kell ahhoz, hogy az üzenetek átmenjenek a hálózaton, és hogy mennyi késedelmet szenvedhet egy üzenet.

Egy-egy ketyben háromféle eset lehetséges: (a) senki sem jelentkezik adással; (b) pontosan egyvalaki indul adással, és akkor az adás sikeresen lefolyhat; (c) ketten vagy többen indulnak adással, és akkor ütközés van. - A számszerű vizsgálatban fel szokták tenni, hogy ezek egyaránt lezajlanak a kety-idő alatt. Ez nem pontosan igaz. Az adáshiány nyilván csakugyan tisztázható kety-időben. A sikeres adás megindításához nem okvetlenül kell egy teljes kety-idő (ha rögtön az első ketyben már az üzenetadással is próbálkoztunk), viszont az is lehet, hogy az adásindításhoz/befejezéshez olyan hálózati többlet-tevékenység kellhet, amelynek ideje a kety-időhöz képest nem feltétlenül elhanyagolható. Éppígy az ütközéskezeléshez is tartozhatik el nem hanyagolható időtöbblet. (Olyannyira, hogy ez ki tud hatni a hálózat helyes megtervezésére is.) Egyelőre ezt nem veszem tekintetbe a képletekben, 6. vége felé visszatérek arra, hogy ez hogyan számolható.

A stratégiák az ütközéseket általában nem egyetlen lépésben oldják fel, hanem a feloldás során további ütközések fordulhatnak elő. Ilyenkor a kezdeti ütközést - megkülönböztetésül a feloldás során bekövetkező további ütközésektől - konfliktusnak is fogom nevezni.

Először is a "determinisztikus" stratégiákról.

Bár az ütközés természeténél fogva véletlen jelenség, mégis beszélhetünk ilyenekről. Greenberg és S.Winograd (lásd [5]) determinisztikusnak nevez egy stratégiát, ha minden egyes lépésben az állomásoknak egy csakis az addigi lépések eredményeitől függő részhalmaza jön tekintetbe mint adásra (üzenetkísérletre) jogosult, mégpedig úgy, hogy minden üzenet elküldésére bizonyossággal sor kerül. - Ez tehát kétfős értelemben is meghatározottságot ír elő: azonos feltételek mellett azonos lépéssorozatok hajtnának végre, és tetszőleges feltételek mellett is bizonyos az eredmény (nemcsak valószínű, még csak nem is 1 valószínűségű: mert még 0 valószínűségű kivétel sincs megengedve).

Az ilyen értelemben vett determinisztikussághoz az ütközésmentesség sem nem szükséges, sem nem elegendő. Az 1. végén ismertetett stratégia ütközésmentes, de nem determinisztikus (a korlátlan ideig tartó kirekesztés lehetősége miatt). Másrészt létezik ütközésmegengedő determinisztikus stratégia: 1977-78-ban Cibakov és Mihajlov, Capetanakis, Hayes (egymástól függetlenül, de lényegében megegyezően) kidolgoztak egy ilyen stratégia-családot (lásd [9], [3], [6]). Ezeket D-stratégiáknak fogom nevezni.

A legegyszerűbb változat a következő:

Ha (sikeresen megindult) üzenetadás folyik, a többiek tartózkodnak. A többi idő kétféle szakaszra oszlik: vetélkedésmentes és vetélkedési szakaszra. Aki vetélkedésmentes szakaszban üzeni akar, az üzeni kezd; ha sikerül, jó, ha ütközés van, vetélkedési szakasz kezdődik, amelyben azok vesznek részt, akik az ütközés részesei voltak (a többiek, ha közben üzenetigényük keletkezik is, kivárvák a folyó vetélkedési szakasz végét). A vetélkedés így történik: Az állomások

egy bináris fa leveleiként vannak azonosítva. A résztvevők közül először azok kapják meg az üzenési jogot, akik a bal részfán vannak, azután azok, akik a jobb részfán. Ez rekurzívan értendő: Az éppen engedélyezett részfából vagy senki sem akar üzenni, akkor ez el van intézve (és egy kety alatt kiderül), vagy pontosan egyvalaki akar üzenni, akkor üzen is és szintén el van intézve (és ebben a ketyben el is indul az üzenete, a vetélkedés pedig az üzenet befejezése után folytatódik), vagy ütközés van (amellyel eltelik egy ütközés-idő), és akkor a részfa tovább bomlik a saját bal és jobb részfájára, és a következő lépéstől kezdve rendre ezekben folyik a vetélkedés. A vetélkedési szakasz akkor ér véget, amikor az egész fa el van intézve.

Világos, hogy ez "determinisztikus" stratégia. Greenberg pontosabb becslést is mond: n -szeres konfliktus esetén a vetélkedés feloldása a legrosszabb esetben $\Theta(n + n \log \frac{N}{n})$ ketyig (egy-egy igényre számítva tehát $\Theta(1 + \log \frac{N}{n})$ ketyig) tart - itt az $f = \Theta(g)$ jelölésen azt értjük, hogy vannak olyan pozitív c_1 és c_2 konstansok, hogy $c_1 g \leq f \leq c_2 g$.

A legjobb eset nyilván 1 (ha nincs ütközés); a vetélkedési szakasz átlagos hossza (valamennyi lehetséges vetélkedési csoportosulásra átlagolva) a vetélkedők számával arányos korlát alatt marad; erről pontosabbat 5-ben.

A D-stratégiák más változatai:

- (a) Más sorrend a fa bejárásában.
- (b) Nem kétfelé, hanem k felé (esetleg csomópontonként vagy helyzetenként különbözőképpen) elágazó fa.
- (c) Fa-torzítással egyes állomások feltételeit javítani/ronítani.
- (d) Stb.

A legérdekesebb módosítás (lásd Cibakov és Mihajlov [9], Massey [7]), M -nek nevezem, a következőképpen javítja a határfokot: Ha egy ütközés után a bal részfán (az első $k-1$ részfán) nem volt próbálkozó, akkor a jobb részfán (a k -adik részfán) bizonyosan megint ütközés lesz; ezt tehát ki sem kell próbálni, hanem rögtön bontani lehet. - A fát kissé jobbra torzítva a határfok tovább javul.

Mindezeknek a változatoknak a határfokára érvényesek a fenti állítások (csak a Θ -jelölésben implicit konstansok különböznek).

Egyszóval ezek máris gyorsabbak, mint a "gyors": ezeknek a legrosszabb esete is sokkal jobb, mint annak az átlaga. Ezek is "méltánytalanok", de itt nem fordulhat elő, hogy kireked valamelyik vetélkedő (a méltánytalanságon egyébként, ha akarunk, itt is segíteni tudunk). Az implementálás pedig alig-alig bonyolultabb.

Megjegyzendő, hogy determinisztikus hálózatoknál nemcsak a jó átlag a fontos, hanem a jó legrosszabb eset is. Ennek az a magyarázata, hogy a legrosszabb eset nemcsak megfelelően ritka tranziensként fordul elő, hanem a hálózat tartós állapota lehet: ugyanis akkor fordul elő, amikor állomásoknak egy a fán való elhelyezkedés szempontjából "kellemetlen" csoportja ütközik; ha egy ilyen állomáscsoport kommunikál tartósan a hálózaton, a rossz eset lesz a normális. (Pl. ha $N=2^M$ állomás van, és két levélszomszéd kerül konfliktusba, akkor mindig $2^{M+1} \sim 2 \log_2 N$ kety kell, a minimális 3, ill. az átlagos $1 + \frac{2^{M+1}}{2^M - 1} (2 - \frac{M+2}{2^M}) \rightarrow 5$ helyett.)

Greenberg és S. Winograd megvizsgálta, hogy determinisztikus stratégiák legrosszabb esete legalább milyen rossz, és azt találta, hogy egy leghosszabb vetélkedési szakasz tartamára

konst. $\cdot n \frac{\log N}{\log n}$ egy alsó korlát. - Ebből az is látszik, hogy a D-stratégiák meglehetősen jó determinisztikus stratégiák. (Jobb egyébként nem ismeretes.)

3

Nem-determinisztikus stratégiák következnek.

Az első nem-determinisztikus (egyben az első ütközés-vállaló) hálózat 1970-től az Abramson-féle Aloha volt (v.ö.pl.[1]). (Aloha, mert Hawaiiiban csinálták.) Itt az üzeni akaró állomás egyszerűen üzen; ha ütközött, később újra megpróbálja. (Különböző variánsai vannak aszerint, hogy mikor van a "később"; még kety-kvantálás sem okvetlenül kell hozzá.) Mit tesz Isten, működött.

Nem elemzem a korai variánsait, hanem rögtön rátérek a legelterjedtebb továbbfejlesztésére, az 1974-ban Metcalfe által kidolgozott Ethernet-stratégiára (v.ö.[8]). Kétféle értelmezése kínálkozik: "globális" és "nem-globális" - aszerint, hogy az állomásokat a hálózaton megtörtént valamennyi siker/ütközés szinkronizálja és vezérli-e, vagy csak azok, amelyekben az illető állomás maga részt vesz. Nem tudtam megállapítani, hogy az eredeti implementáció melyik értelmezésen alapult. Jó érvek szólnak emellett, hogy a "globális" a jobb. Viszont pl. az 1980-as Digital-Intel-Xerox-implementáció és az 1985-ös amerikai Ethernet-szabvány a "nem-globális" stratégiát fogadja el (lásd [13]).

A "globális" Ethernet ütközés-feloldó stratégiája a következő:

Ha adás folyik, minden más állomás tartózkodik. Ha nincs vetélkedés, az üzeni akaró állomás adni kezd: ha egy ketyen belül nem volt ütközés, akkor már nem is lesz. Ha volt ütközés,

akkor a konfliktusban részt vevő állomások - mindegyik önmagának - véletlenszerűen és egyforma valószínűséggel választanak 1 és 2 közül, és az ütközés utáni ennyiedik ketyen próbálnak újraindulni: ha valakinek sikerül, akkor megindul az üzenet (és a többiek utána előlről kezdik), ha nem, akkor az első 4 szám közül választanak, azután 8 közül, és így tovább a 2-hatványokon, amíg csak nem sikerül valakinek az adás, vagy a végtelenségig. (A felhasznált ketyek részben üresek, részben ütközések, kivéve az utolsót: ebben indul az adás.) A vetélkedési szakasz a sikeres adás megindulásáig tart; utána előlről kezdődik minden. (Itt tehát nem akkor ér véget a vetélkedés, amikor a konfliktusban részt vevő valamennyi igény teljesült, hanem amikor közülük egy teljesült.) - Tényleges implementációkban (mivel nem lehet korlátlanul nagy számot ábrázolni) rögzítsünk egy maximális 2-hatványt, amelynek elérése után a sorsolási intervallum már változatlan marad. Egy lehetséges további megszorítás: bizonyos számú eredménytelen kísérlet után abbahagyás és hibajelzés következik.

Látható, hogy ez a stratégia még csak bizonyosra sem ígéri, hogy az adás egyáltalán sikerül. (Akkor sem, ha nincs beépítve abbahagyás.) Ugyanakkor a szakma több-kevesebb csodálkózással regisztrálta, hogy az Ethernet sokkal jobb határfokú minden egykorú konkurensénél. (A D-stratégiák még nem voltak kitalálva.)

Röviddel később elkezdtünk a SZTAKI-ban lokális hálózatokkal foglalkozni (kezdetben légtérflügelyelet-szimuláció miatt); meg kellett érteni a működésüket, és mindenképp azt, hogy az akkor általunk még csak hírből ismert Ethernet mitől jóhírű. Sikerült matematikailag a végére járni az Ethernet működésének (lásd [15], 37-44).

A leglényegesebb adatok a következők: A stratégia 1 valószínűséggel feloldja a konfliktust, mégpedig egy n-szeres konfliktust

várhatólag $\log_2(n+1) + c_n$ kety alatt, ahol kis n -ekre c_n nagyon közel van 2-höz, nagy n -ekre pedig eltölpül az első taghoz képest, úgyhogy növekvő n -re a várható feloldási idő aszimptotikusan egyenlő az első taggal (tehát egyben $\log_2 n$ -nel is). Annak valószínűsége, hogy a feloldáshoz a várható időnél több kety kell, a többlet-ketyek számában exponenciálisan csökken, a többlet-ütközésekre ugyanez hiperexponenciálisan igaz. Egy igény késedelmes kielégítésének valószínűsége (noha az igényt később jelentkezett igények is leelőzhetik) a késedelemben exponenciálisan csökken. A várható feloldási idők stb. egyébként teljes pontossággal, képletszerűen megadhatók. - Az is kitűnik, hogy ha a konkrét implementációkbeli korlát a 2-hatványokra egy a hálózat méretétől függő számnál nagyobbra van megválasztva, akkor valamelyest (de jelentéktelenül) még csökkennek is a várható értékek (viszont a többlet-ütközések valószínűsége hiperexponenciális helyett csak exponenciálisan csökken). A próbálkozásokra adott korlát elvileg 1 alá csökkenti a siker valószínűségét, de ha a korlát elég nagyra van megválasztva, akkor ez gyakorlatilag nem okoz bajt (tesztelési szempontból pedig egy ilyen korlát kívánatos is lehet).

Az Ethernet működését pedig ténylegesen a várható ("átlagos") időfelhasználás jellemzi: hiába fordulhat elő akármilyen rossz eset, az átlagosnál rosszabb eset nem tud a hálózat tartós állapotává válni.

Mindez magyarázza a tapasztalatot. Ugyanis $n \leq N$ (és a gyakorlatban többnyire jóval kisebb), és a logaritmus elsőprően kisebb, mint a lineáris függés.

Az 1985-ös szabvány - és egyáltalában a "nem-globális" Ethernet - a következőkben tér el a fent leírt Ethernettől. Siker után csak a sikeres adónak a sorsolási intervalluma áll vissza, a többieké nem. Hogy ez a hatásfokot hogyan módosítja, arra 4. végén vissza-

térek. Annyi rögtön látható, hogy ez azzal jár, hogy a sikeres adó vagy a konfliktusban részt nem vett adó, ha ilyenkor adni akar, előnyt élvez azokkal szemben, akik a konfliktusban a rövidebbet húzták, és ezeknek a késedelme várhatólag még fokozódik; ez a kiegyensúlyozatlanság alkalmasint nem kívánatos. Ez a megoldás nyilvánvaló következménye az áhhoz való ragaszkodásnak, hogy az állomásokat csakis olyan események vezéreljék, amelyek "velük magukkal történnek", nem pedig olyanok is, amelyeket csak a vonalon lehet hallani: a más állomások ütközései/sikerei (noha ezek ugyanúgy a vonalról vehetők, mint a "saját" események). Ugyanebből adódik két további eltérés is:

(a) A vetélkedési szakasz nincs "védve" újonnan jöttektől; ha pillanatnyilag csend van a vonalon, bárki, aki frissen jelentkezik, azonnal szólhat. (Valójában nincs szükség "védelemre": kimutatható, hogy ha újonnan jöttek beleszólhatnak, de a helyes sorsolási intervallumot használják, akkor nincs hatásfokromlás. De ha azonnal szólhatnak, még hozzá kety-szinkronon kívül, akkor van; ráadásul ez még fokozza a "leelőzési" hatást.) (b) A konfliktusban részt vett állomások a saját ütközésektől ketyben számolnak, függetlenül a társaik olyan ütközéseitől, amelyekben ők nem vesznek részt. Ezért a kety-időt akkorára kell választani, hogy beleférjen a teljes ütközéslekezelés, hiszen ha az üres kety rövidebb lenne, mint az ütközés, elveszne a szinkron (márpedig az Ethernetben sok az üres kety, tehát ha számottevő a különbség, számottevő a hatás). Ugyanezért a konfliktusban részt vett állomások sorsolási intervallumai "szóródni" fognak (kiderül majd, hogy ez sem jó).

Ugyanez a matematikai vizsgálat, amellyel az Ethernetet sikerült elemezni, az Ethernetnél jobb ütközésfeloldási stratégiákat is sugallt, olyanokat, amelyekben a várható feloldási idő

egy (mind az állomások, mind a vetélkedők számától független) korlát alatt marad. Ez meglepő volt.

E-stratégiának nevezek egy stratégiát, amelyben a vetélkedők minden pillanatban egyforma valószínűséggel és egyforma sok kety közül választanak. (Különbség abban lehet köztük, hogy hogyan szabják meg a sorsolási ketyek számát.) Az Ethernet E-stratégia.

Kifejezés adódott arra, hogy E-stratégiában hogyan függ a várható feloldási idő a vetélkedők és a sorsolási ketyek számától. (Lásd [15], 5-36. - Mulatságos módon ebben nagy szerepet játszik az a matematikai apparátus, amelyet a Fermat-sejtés kezelésére dolgoztak ki; ahhoz nem bizonyult elegendőnek, ehhez igen.)

Kitűnt pl., hogy célszerű lenne, ha a ketyek száma megegyeznék a vetélkedők számával. Ez sajnos nem stratégia, hiszen ütközéskor a vetélkedők számát nem ismerjük (pontosabban: a vetélkedők nem tudják, hogy hányan vannak, márpedig nekik kell a stratégiát végrehajtaniok). De mivel ez a szám hat a hálózat viselkedésére, a hálózat viselkedéséből következtetni lehet erre a szápra. Csak az a kérdés, hogy elég pontosan-e (vagyis tényleg hatásfokjavulás adódjék belőle), és elég egyszerűen-e (hiszen nem drótozhatunk be egy teljes valószínűség-számítási kézikönyvet). Szerencsére a válasz igen, igen: A matematikai vizsgálatból adódik, hogy semmiféle E-stratégia sem tudhatja várhatólag $e (= 2.71828...)$ ketynél rövidebb idő alatt feloldani a konfliktust, ha a vetélkedők száma tetszőlegesen nagy; ugyanakkor nagyon egyszerű E-stratégiákat lehet megadni, amelyek nincsenek nagyon messze ettől az értéktől.

Kvalitatíve a következőről van szó. A "globális" Ethernet dupláz, ha ütközés van, ha pedig siker (sikeres adás) van,

visszaállítja a ketyszámot 1-re, vagyis (nem egészen logikátlanul) megriad a kudarcától és megnyugszik a sikertől. Minden-esetre siker esetén elveszti az emlékezetét, és nem törődik azzal, hogy a sikeres adás a vetélkedők számát csak 1-gyel csökkentette (miközben esetleg új igények is keletkeztek); ha a sikeres adás után többen állnak lesben (azaz éppen torlódások idején) előlről kezdődik az ütközés-duplázás. A kiigazított E-stratégiák közös tulajdonsága, hogy őrzik a ketyszámot, és növelik azt, ha "korán", csökkentik, ha "későn" következik be az "esemény": ütközés vagy siker. (Szerencsére az ütközés és a siker várható bekövetkezési ideje annyira közel van egymáshoz, hogy meg sem kell különböztetni őket, és így a ketyszámot tényleg az "esemény" vezérelheti.) Kitűnik, hogy ha a "korán" és "későn" jól van beállítva, akkor ezzel "becslődik" a vetélkedők száma, méghozzá olyan jól, hogy ez elég a korlátosságához abban az értelemben, hogy a korlát nem okvetlenül az egyedi vetélkedésre vonatkozik, hanem a vetélkedések átlagára a hálózat tartós működése során. (Úgyhogy egy valamivel jobb logika szerint félni nem a kudarcától kell, hanem az elhamarkodástól, és nem a sikert kell éreynnek, hanem a tékozlást bűnnek tekinteni.)

A ténylegesen implementált stratégia - nevezzük Othernetnek - a következő:

Ha az esemény az első ketyben következett be, akkor duplázzuk a sorsolási ketyek számát, ha a másodikban, akkor változatlanul hagyjuk, ha később, akkor felezzük. Ehhez járulnak még 1-be állítási szabályok, továbbá duplázáskorlátozás. (Variáns: Akkor is felezzük, ha a második ketyben következett be az esemény. Van amikor ez a jobb; ez függ a hálózat egyéb időzítési paramétereitől. Más variánsok is lehetségesek, itt nem térek ki erre.) - Ez csak annyival bonyolultabb az Ethernetnél, hogy nemcsak 1-be állítani és duplázni kell tudnia, hanem felezni

és változatlanul hagyni is. Ugyanakkor ez elegendő ahhoz, hogy jobb legyen a "globális" Ethernetnél, nemcsak határértékben (ami az Ethernetben végtelen), hanem minden tényleges ütközésszámra is. (Lásd [15], levezetés és képletek 47-65, számértékek 67-69.)

Egy konkrét hálózatban persze a vetélkedők száma soha nem tarthat a végtelenhez, mert nem lehet nagyobb, mint az állomások száma. Így hát az Ethernet is várhatóan korlátos időt igényel, csak valamivel többet. Ha a hálózat kis méretű és a kety-időhöz képest hosszú üzenetek mennek rajta (mondjuk 20 μ sec kety-idő, 50 állomás, 1 Mbaud-os vonal, legalább 128 bites üzenetek), akkor az eredeti és a javított stratégia átlagos hatásfoka közti különbség gyakorlatilag elhanyagolható. De már viszonylag szerény hálózatokban is érzékelhető a következő jelenség: Amikor az igények összetorlódnak (ami ritkán, de pozitív valószínűséggel előfordul), a "globális" Ethernetben, mivel minden igénykielégítés után 1-től kezd újra a sorsolást (és $\log_2 n + \log_2(n-1) + \dots + \log_2 2 \sim n \log_2 n$), egy lassan olvadó jéghegy keletkezik (miközben újabb igények támadhatnak): a hálózat érezhetően lelassul, mégpedig éppen csúcs-igénybevételkor. A kiigazított stratégiákban ilyen pluszhatás nincs, mert a soronkövetkező sorsolást az előzően beállt ketyszám "környékén" végzik, tehát jobb a kilátás a gyors sikerre (hirtelen terhelésváltozásnál persze kell egy "felfutás", de csak egyszer, az elején, és ehhez sem kell több idő, mint az Ethernetnek folyton). A határterhelés pedig (az a terhelés, amely felett előfordulhat, hogy a hálózat már nem bírja elvinni, és a restancia minden határon túl növekszik) nemcsak kisebb az Ethernetben mint a kiigazított stratégiákban, hanem ez a különbség annál nagyobb, minél egyenetlenebb a terhelés. (Mellesleg: erősen terhelt hálózatokban az Ethernetet érdemes úgy módosítani, hogy mindig mindenki azonnal 2-től kezdjen sorsolni; vannak implementációk, amelyek erre módot adnak

- bár ők ezt az eszközt "prioritás"-beállításra találták ki.)

Most még a szabvány-Etheretről. Az, hogy csak a sikeres adó sorsolási intervalluma áll vissza kezdőállapotba, az hatásfokjavító lehet (hiszen nem mindenki áll vissza; többen esetleg a "jó környéken" maradnak). Másrészt, ha valaki "jó környéken" van, kétféle történhet vele: visszaáll kezdőállapotba vagy továbbdől, azaz mindenképpen eltávolodik a "jó környektől". A sorsolási intervallumok "szóródása" azt jelenti, hogy ha egyvalaki "jó környéken" van, a többi valószínűleg nincs ott. (A "jó környék" 2-hatvány-lépésekben számolva elég szűk.) Mindez ráadásul erősen függ az igényelosztástól független becslést adni). Ez tehát aligha indokolhatja a fent leírt hátrányok vállalását. Egyébként egy 1985-ben elfogadott ütközésfeloldásos hálózati szabványtól az ember nem ilyen vagy olyan Ethernetet remélt volna, hiszen mint mindjárt látható lesz, már régen ismeretesebbek voltak egyértelműen jobb megoldások is. Az ipari vállalkozások nem okvetlenül szűklátókörűek, de amire törekvesnek, az nem a globális műszaki, hanem a lokális pénzügyi optimum, és a kettő nem feltétlenül esik egybe. (Am ezt eddig is tudtuk.)

5

Cibakov és Mihajlov, Capetanakis, Hayes a D-stratégiákkal egyidejűleg kidolgoztak egy olyan feloldási stratégia-családot, amely nemcsak korlátos várható idejű, hanem kifejezetten jobb a fenti legjobb stratégiánál is, és alig bonyolultabb nála (lásd uo.). Ezek a stratégiák felfoghatók a D-stratégiák "véletlenülített" módosulatainak; C-stratégiáknak fogom nevezni őket.

nagy n-re ez $< 2.66405n$ (és $> 2.66404n$).

Kiderül, hogy ebben az esetben érdemes hamispénzt használni: a stratégia javul, ha a 0 választásának valószínűsége valamivel kisebb mint az 1-é (v.ö. Cibakov és Mihajlov [10], valamint Hofri eredményét, amelyet Greenberg és Ladner [4] idéz). Ha a 0 választásának valószínűsége 0.4175, akkor a várható idő nagy n-re kb. 2.623. (Ez is számolható lenne egzaktul, de nincs kiszámolva.)

A többi D-változat C-megfelelője is kezelhető (a fa-torzításnak természetesen a pénzhamisítás felel meg).

Könnyen látható, hogy a D-stratégiák átlagos időfelhasználása rögzített n és $N \rightarrow \infty$ mellett a megfelelő C-stratégiák várható időfelhasználásához tart, még hozzá növekvőleg.

Ugyanakkor a C-stratégiákra is igaz, ami az E-stratégiákra: végtelenül rossz eset is elképzelhető, de a várhatónál rosszabb eset nem tud a hálózat tartós állapotává válni (mint a D-stratégiáknál).

Az ismertetett C-stratégiák határértékben is, minden egyes n-re is jobbak a fenti E-stratégiáknál, és a módosított C-stratégiák (minthogy $2.66405 < e$) jobbak az E-stratégiák elvi korlátjánál is. Azonkívül nem érzékenyek a hirtelen terhelésváltozásokra; a korlátos várható idő nemcsak a vetélkedések átlagára, hanem a vetélkedésekre egyenként is igaz. További előnyüknek tekinthető, hogy a korábban jelentkezett igények bizonyosan korábban elégülnek ki, mint a későbbiek. (Ha nem volt konfliktus, rögtön; ha volt, akkor legkésőbb a vetélkedési szakasz végéig, tehát még mielőtt újabb igény jelentkezhetnék. Az E-stratégiákban egy korábban jelentkezett igény kielégítését leelőzheti egy későbbi; csak annyi igaz, hogy a késedelmes kielégítés valószínűsége a

A legegyszerűbb változat a következő:

Vetélkedésmentes szakaszban ugyanaz történik, mint a D-stratégia szerint. A vetélkedés így folyik: A vetélkedők mindegyike véletlenszerűen választ 0 és 1 közül, azután először a 0-sok, utána az 1-esek vetélkednek; ez is rekurzívan értendő.

A stratégiát és változatait elég részletesen elemezték (pl. Cibakov és Mihajlov [9], Massey [7]). A várható feloldási időre n-ben rekurzív képlet írható fel. Az eddigi elemzések a rekurzív képlet alapján meglehetősen szoros (szűkebb belüli eltéréssű) alsó és felső korlátokat tudtak megadni. Úgy látszik, nem vették észre, vagy nem tartották fontosnak, hogy a rekurzív képlet átalakítható explicit képletté és ebből teljes pontossággal megadható a várható feloldási idő viselkedése (lásd [12]).

Eszierint egy n-résztvevős vetélkedés teljes feloldásának várható ideje $(\frac{2}{1n2} + \frac{4}{1n2} B_n) n-1$ kety (az egy-egy igényre eső idő tehát $\frac{2}{1n2} + \frac{4}{1n2} B_n - \frac{1}{n}$ kety), ahol B_n korlátos, mégpedig $\limsup_{n \rightarrow \infty} B_n = 5.41927 \cdot 10^{-7}$, de nem tart határértékhez, hanem oszcillál: a \pm limsup közötti minden értéket végtelen sokszor tetszőlegesen megközelít. (A B_n explicit matematikai alakban is felírható, mint Beta-függvényekből alkotott sor, de erre itt nem lesz szükség.) Kis n-re a várható teljes feloldási idő könnyen számolható (akár a rekurzív, akár az explicit képletből); nagy n-re $< 2.88540n$ (de $> 2.88539n$; és ha kell, tetszőleges pontossággal is kiszámolható).

A C-stratégiáknak ugyanolyan változatai lehetnek, mint a D-stratégiáknak.

Kiemelem az M változatot (Cibakov és Mihajlov, Massey.uo.).

Itt a várható teljes feloldási idő $(\frac{1}{2} + \frac{3}{21n2} + \frac{3}{1n2} B_n) n-1$;

késedelemben exponenciálisan csökken.) - A C-stratégiákat implementálni alig bonyolultabb, mint az E-stratégiákat.

(Ezek a stratégiák azért nem E-stratégiák, mert a vetélkedők nem minden menetben egyforma valószínűséggel választanak - hanem éppen közülük választódik ki, hogy ki vesz egyáltalán részt a menetben; az E-stratégiák állomásnak sorsolnak ki ketyet, a C stratégiák ketynek sorsolnak ki állomást. [15]-ben, a bevezetőben az az ostobaság áll, hogy "it can be seen a priori that non-equiprobability is more collision-prone". Egészséges algoritmikai ösztön azt súgta volna, hogy amit az ember megnéz hosszában, megnézi keresztben is.)

6

A két trükk (a vetélkedők számára vonatkozó becslés visszacsatolása és maguknak a vetélkedőknek a szétsorsolása) kombinálható.

Egy ilyen módszert javasol Greenberg és Ladner (lásd [4]). Ők ismerik a C-stratégiákat, de nem ismerik [15]-öt, úgyhogy ettől függetlenül vezetnek be módszert a vetélkedők számának megbecsülésére, és a technika is egészen más. Ezt G-stratégiának fogom nevezni.

A stratégia ebben tér el a C-stratégiáktól:

A vetélkedési szakasz legelején a résztvevők "tapogatókat" bocsátanak ki: a h-adik lépésben 2^{-h} valószínűséggel jelet tesznek ki a vonalra mindaddig, amíg már nincs ütközés; az eljárás lépésszáma várhatólag $\log_2 n + c$, ahol c numerikusan kiszámítható; ez becslést ad n-re. Mármost a vetélkedők szétsorsolják magukat [s \hat{n}] csoportra, ahol s egy (1-hez közeli) hálózati állandó és \hat{n} az n becslése, majd csoportonként egymás

után végrehajtanak egy C-stratégiát. (Vigyázat: a csoportok között üresek és egy-igénylősek is lehetnek, sőt a legtöbb csoport ilyen lesz; az eredeti vetélkedés-kezelés nincs felkészülve arra, hogy eleve ilyen esettel találkozzék, ezt bele kell venni. - Az igények számának függvényében csoportosított állomások ötlete már Capetanakistól való; Greenberg-Ladneré ez a becslés és összeépítés.)

A tapogatózás időigénye eltörpül n-hez képest; mindent összevéve nagy n-re igényenként az egyenvalószínűségű M-változattal 2.324, a hamispénzes változattal 2.14 kety körüli várható feloldási időket lehet elérni. Kis n-re azonban a módszer nyilván rosszabb, mint a megfélemlítő C-stratégia.

Alkalmassint ez sem a végső tökély. (Van egy séjtés, hogy igényenként 2 kety az elvi határ. Azonkívül az egyenletesség fokozása is cél. Végül "kellemes" igényeloszlás esetén sokkal több üzenet is átmehet a vonalon, és ez elsősorban a kis n-ek időigényétől függ.) Elképzelhető másféle kombinálás is; ez az eljárás is valószínűleg finomítható. (Pl. lehetségesnek látszik, hogy a külön tapogatók helyett az adaptivitást beépítsük egy homogén eljárásba, mint a kiigazított E-stratégiákban. Ettől esetleg remélhető, hogy a hardware egyszerűbb lesz, hogy kis n-ekre kevesebb lesz a kombinálás okozta munkatöbblet, és talán az is, hogy a becslési szórás csökkenésével általános javulást is kapunk.) Mindenesetre jelenleg sem nekem, sem tudtommal másnak sincsen kidolgozott és végigragozott javaslatok ilyen hálózatra.

Az összes vizsgált stratégiánál tisztázandó még a következő. Tényleges hálózatokban adáshoz/ütközéshez mindenféle kiegészítő jelek tartozhatnak (bevezető, ellenőrző, befejező, ütközésjelző stb. eljárások). Előfordulhat (minél lassúbb a vonal, annál inkább), hogy egy "esemény" időtartama nem-elhanyagolhatóan hosszabb, mint egy "üres" kety (vagyis egy több ketyet,

egy determinisztikus". (Még azzal is találkoztam, hogy "folyamatvezérlésben csak determinisztikus hálózatot szabad használni". - És mi a javaslat? Az 1-beli nem-is-determinisztikus "gyors" stratégia!) Adok egy számszerű méretezési becslést. Vegyük a "globális" Ethernetet (vagyis egy nem-korlátos nem-determinisztikus stratégiát), és tekintsünk egy 255 állomásos hálózatot, amelyben a duplázási korlát legalább 20. Tegyük fel, hogy mindig valamennyi állomás verseng a vonalért, minden milliomodmásodpercben elmegy egy üzenet, és aztán megismétlődik ugyanez; a hálózat legyen annyira gyors, hogy ebbe az időbe akár egy 20-ütközéses vetélkedés is beleférjen. (Világos, hogy ez a képtelenségen túl eltúlzott feltevés.) Akkor várhatólag ezer évenként egyszer sem fordul elő, hogy 18 ütközés történik, mielőtt egy üzenetnek sikerül elmennie, négy-millió évenként egyszer sem, hogy 19 ütközés történik, és harminckétmilliárd évenként egyszer sem, hogy 20 történik. Éppígy, hogy egy igénynek a jelentkezésétől a teljesüléséig több mint 10 ezredmásodpercig kelljen várnia, az ezer évenként egyszer sem fordul elő, stb. Másfelől a legelső áramkimaradás-kor a "megbízható" és a "megbízhatatlan" hálózat egyformán megbízható - és áramkimaradás feltehetőleg hamarabb lesz.

Ha mégis az a helyzet, hogy a hálózatban a legrosszabb eset idejét akarjuk limitálni, akkor egy D-stratégia jó jelölt. (Az 1-beli "ál-determinisztikus" stratégia semmire sem jó.) Normálisan, ha általánosan jó hatásfokot akarunk, nyilvánvalólag valamilyen "véletlen" stratégia az értelmes választás, nem pedig determinisztikus, mivel determinisztikus stratégiában a legrosszabb esetek nem hanyagolhatók el. A determinisztikusság Greenberg és S. Winograd által adott definíciója elég tág ahhoz, hogy elismerhessük: nemcsak elnevezték determinisztikusnak, hanem bajosan képzelhető el, hogy egy ennek a definíciónak meg nem felelő stratégiát bármiféle meggondolás alapján mégis determinisztikusnak akarnánk nevezni. Az ilyen stratégiákról

de kevesebb ütközést ígérő stratégia ilyenkor esetleg jobb lehet, mint egy kevesebb ketyes és több ütközéses). Ennek vizsgálata az E-stratégiáknál megtörtént, és ki is hat a "hangolásukra" (lásd [15], 65). A C-stratégiáknál Massey felveti a problémát és ötleteket ad a kezelésére (lásd [7]); a várható időfelhasználásra való pontos kihatásáról nincsen vizsgálat, de egyszerű lenne pótolni: be lehet rakni a rekurzív képletekbe, és aztán újra mindent végigszámolni (nem történt meg); valószínűleg kihatna a hamispénz és bizonyosan kihatna az s szorzó megválasztására.

Az E-C-G-stratégiáknál a szórásokat stb. is számítani lehet; erről itt nem beszélek.

A kapott értékeket fel lehet használni ahhoz, hogy különböző igényeloszlás-feltevés esetén vizsgáljuk a hálózat viselkedését. (pl. tudjuk, hogy Poisson-eloszlás esetén a vonal kihasználhatósága az igényenkénti várható időfelhasználás limsup-jának reciproka.) Az ilyen vizsgálatok száma vég nélkül szaporítható. Itt csak arra az intuitív is világos tényre hívom fel a figyelmet, hogy minél egyenletesebb a terhelés, annál jobban kihasználható a vonal és annál közömbösebb a stratégia egyenletessége; ha fokozzuk a terhelés egyenetlenségét, azt az Ethernet rosszabbul bírja, mint az Othernet, az Othernet rosszabbul, mint a C-stratégiák, és van egy olyan pont, ahol a G jobbá válik a C-nél. Egyáltalán: minél korlátosabb és minél egyenletesebben korlátos egy stratégia, annál kevésbé érzékeny az igényeloszlás konkrét alakjára.

Nézzük az aggályt (van ilyen vélemény!), hogy "azért egy nem-determinisztikus rendszer mégiscsak megbízhatatlanabb, mint

ne zavarja össze az esetleg folyamatban levő vetélkedést, illetve hogy az állomás helyes paraméter-értékekkel kapcsolódják be a vonalhasználatba. Nagyon egyszerű algoritmusokat lehet adni az újonnan csatlakoztatottak felzárkóztatására. (Bizonyos kivárások, az üzenetek fejében néhány bitnyi információ a kurrens állapotról, amit a csatlakozó állomás elolvashat, stb.) Látható lesz azonban, hogy a szóban forgó stratégiáknál erre nincs szükség: vaktában bármikor elindítva minimális veszteségokozással csatlakozni tudnak, és az állomás-csatlakoztatás elég ritka esemény ahhoz, hogy ezt vállalni lehessen. A lekapcsolás, ha olyankor történik, amikor az állomás passzív, semmiféle problémát nem okoz; ha vetélkedés vagy adás közben történik a lekapcsolás, akkor a hatás ugyanaz, mintha üzemzavar miatt esett volna ki az állomás, lásd alább.

Mi történik, ha egy állomás rossz időpontban vagy rossz paraméterekkel nyúl a vonalhoz, vagy a vonali jelforgalom alkalmi megzavarása/félreértése miatt hamisan vezérlődik a vonalhasználat?

Az E-stratégiákban ez elronthatja a "méltányos" sorrendet és torzíthatja a vetélkedés várható idejét, de csekély mértékben és rövid ideig: az Ethernetben legkésőbb a következő adástól kezdve helyreáll a pontos szabályosság, az Othernetben az új állomás sorsolási intervallumának be kell állnia a "jó környékre", ami kimutathatóan "logaritmikus sebességgel" megtörténik - de itt esetleg értelme van annak, hogy a sikeres üzenő az adás fejébe beírja a saját sorsolási intervallumát (annak 2-alapú logaritmusát), és mindenki innen folytatja, elfelejtve az ettől esetleg eltérő korábbi meggyőződését (lásd [15], 49). Mindig mindenki tudja, hogy sikerült-e elküldenie az üzenetét; ha nem, akkor újra fog próbálkozni, és ez elég ahhoz, hogy a működés helyrerázódjék. (A szabványbeli stratégiá-

pedig láttuk, hogy a legrosszabb esetben nem küszöbölhető ki belőlük a (nem is az ütközésszámtól, hanem) az állomásszámtól való (logaritmikus) függés. (Ez egyébként nemcsak a legrosszabb esetekre igaz, hanem sok "elég rossz" esetre is.)

Megint olyan esettel állunk szemben, ahol előfordulhat, hogy determinisztikus stratégia nem tud optimális lenni. (Az első eset: a Neumann-féle játékelméletben bizonyos feltételek között csakis "kevert" - véletlen sorsolást tartalmazó - stratégia lehet optimális. A mostani esetből az is látható, hogy a véletlen szerepét az optimalizálásban nem okvetlenül az ellenérdeklőség magyarázza, sem nem az egymással szembeni "ravaszkodás" szükségessége.)

8

Tényleges hálózatban előfordulhat, hogy olykor egy állomás hibásan működik vagy a vonalon összezavarodnak a jelek; azonkívül kívánatos, hogy a hálózat működése közben lehessen állomásokat rákapcsolni és lekapcsolni. Egy jó stratégiának tehát stabilnak (vagy "robosztusnak") kell lennie abból a szempontból, hogy újonnan csatlakozók a hálózat hatásfokát nem rontva vagy azt legfeljebb tranzienzen (és lehetőleg csekély mértékben) rontva fel tudjanak zárkózni a működéshez, éppígy a hálózat elhagyása lehetséges legyen, és hibás működés (beleértve egy állomás vetélkedés közbeni kiesését vagy jogtalan boleszolását) ne okozzon információs kárt (kivéve esetleg a saját kommunikációjának) és szintén csak tranzienzen hatású legyen.

A rákapcsolás-lekapcsolás "körbekapcsolt" hálózatoknál külön kezelést igényel. A D-C-E-G-stratégiáknál rákapcsoláskor természetesen az adaptivitás a probléma: az, hogy a rákapcsolás

a hibajavító kódolásra fordított erőfeszítés nagyrészt kárba vész: a hibák jelentős része javítatlan marad, és ha az eredeti hibaarány nem volt túrhető, nem lesz sokkal túrhetőbb a maradék sem. (Ilyen elemzéseket már a 70-es évek elején végzett Burton és Sullivan, lásd [2]; ők amerikai statisztikai hivatkozásokat is adnak pl. telefon- és műhold-vonalakról.)

További eszközökre van szükség: kéréstlen vagy kért ismétlések, nyugták, ismétléskérések stb. Itt is kettős kíváncsi vagyok: a többlet-adminisztráció egyrészt minél kevesebb terhet rójon a vonalra, másrészt minél kevesebb késedelmet okozzon egy-egy üzenet sikeres átviteléig - elsősorban olyankor minél kevesebbet, amikor nincs hiba. Ilyesmire vannak ügyesebb és kevésbé ügyes technikák. (Pl. nagyon szép az a módszer, ahogy a Moon-féle Chaosnet a hosszú üzeneteket úgy tagolja/nyugtázza, hogy hibák hiányában rendkívül kevés a vonal többlet-terhelése és semmi késedelem sincsen, hiba jelenlétében pedig a többlet-terhelés és a késedelem átlagosan nem sokkal több, mint amennyit egy hibás adag megismétlése mindenképpen megkövetel.) Nem térek itt ki részletesebben az ilyen technikákra (egy konkrét megoldásra lásd pl. [14], Sect.6), csak annyit jegyzek meg, hogy tényleges lokális hálózatokban, még nagyon gyors hálózatokban is, általában az időzítési követelmények elég lazák és a zavarok elég ritkák ahhoz, hogy az orvoslásnak (újrakezdés, üzenetismétlés stb.) nem kell a hardware legmélyebb rétegébe tartoznia, sőt általában software-re lehet ezt bízni.

Marad még az a kérdés, hogy a hálózat egy részének kiesése hogyan hat a hálózat ép részére. A vizsgált megoldásoknál (megint csak a "körbekapcsolt" hálózatokkal van nehézség) egy állomás vagy állomáscsoport kiesése nem akadályozza meg a többiek működését. Egyáltalán: a rendszerek tisztán kooperatívok. Ez már csak azért is jó, mert hierarchikus rendszerekre nem lehet veszteségmentesen kooperatív működést építeni, koope-

ánál kritika alá esett, hogy a rendszeres működésben az új igénylő bármikor elindulhat, amikor csend van a vonalon. De a csatlakoztatás és a hiba nyilván elég ritka ahhoz, hogy ilyenkor ezt elviseljük.)

A D- és C-stratégiák (legalábbis jelentéktelen algoritmikai többlettel) szintén rendben vannak: A C-stratégiák alapváltozatánál Massey részletesen elemezte a stratégiásértékek/jelhibák hatását, és kimutatta, hogy a hálózat stabil (lásd [7]); ugyanez ugyanígy érvényes a D-stratégiák alapváltozatára. Ugyanakkor Massey azt is kimutatta, hogy a C- (és D-) stratégiák M-változata, vagyis annak kihasználása, hogy a jobb részén bizonyosan lesz ütközés, ha a bal részén nem volt (egyébként ennek a módosításnak maga Massey volt az egyik kitalálója), nem stabil, sőt egyetlen jel elvesztésével végtelen ciklusba eshet. Ezen segíteni lehet pl. egy iterációs korlát beépítésével, de ez szükségképpen határfokcsökkenéssel jár, bár ezt elhanyagolhatóan kicsivé lehet tenni; olyan orvoslást, amely elvileg sem okoz romlást, nem ismerek.

A G-stratégiáról nem ismerek ilyen vizsgálatot, de elég nyilvánvaló, hogy az egyetlen többlet-probléma: a rosszkor kibocsátott tapogató, némi dűlást okoz ugyan, de lecseng, és utána C-ben vagyunk.

Bajuk persze nemcsak a csendeknek és a vetélkedési ütközéseknek eshet, hanem maguknak az üzeneteknek is. Az üzenetekhez ezért hibadetektálás is kell (beleértve persze az üzenetek félbemaradásának felismerését is). Szóba jöhetne hibajavító kódolás is, de ez jobban hangzik, mint amennyit ér. A hibajavító kódoknak igen határozott feltevéseik vannak a hibaeloszlásról, és ha ezek nem teljesülnek, gyenge az eredmény (pl. egy a hibák függetlenségét feltételező kódolásé löketekben jelentkező hibák esetén vagy fordítva). Hacsak nincsen valami nagyon "szolid" hibaeloszlás (és többnyire nincsen),

ratív rendszerekre viszont gyakorlatilag veszteség nélkül (és sokféleképpen és változtathatóan) lehet (akár) hierarchikus működést építeni (vagy annyit belőle, amennyit akarunk). (Példa: Az összes említett "véletlen" stratégiákba be lehet vezetni prioritást, legyegegyeszerűbben a sorsolási valószínűségek manipulálásával. Ez valamelyest rontja az össz-hatásfokot, de jóval kevésbé, mint bármely előre-be-drótozott hierarchikus döntési folyamat. Még egészen durva dolgokat is szabad csinálni: így egy C-vagy egy "emlékező" E-stratégiában erőszakos "azonnali" adással egy állomásról "vész-üzenetet" lehet küldeni; ha ez elég ritkán történik, senkinek semmi baja nem lesz tőle.) - Elképzelni sem tudok olyan hierarchikus rendszert, amelynek csak megközelítőleg is e hálózatokéhoz fogható hatásfoka lenne.

9

"Nem-korlátos" stratégiájú hálózatok nagy számban léteznek a piacon. "Korlátos" stratégiájú hálózatot csak egy olyat ismerek, amely tényleg implementálva van, meg lehet kapni és be lehet dugni: ez a SZTAKI hálózata. (Lásd [14].) Ez egy szerény hálózat: legfejlebb 255 állomása lehet és egy legfejlebb 1000 m hosszú 1 Mbaudos koaxiális kábellel működik; a csatolók is egyszerűek, és egy állomáshoz elég egy 8-bites processzor (Z80A), amely ráadásul egyéb feladatokat is el tud látni (pl. a saját Hostja lehet). Az ütközéseket "Othernet" kezeli. (Ennek az a magyarázata, hogy a hálózat megtervezésekor még nem ismertük a C-stratégiákat, később pedig már nem terveztük át ilyenre vagy egy kombinált mód-szerre, mert úgy számoltunk, hogy egy ilyen célú és ilyen sebességű hálózatnál a javulás gyakorlatilag nem is lenne észrevehető.) Az állomások egy kapcsolóval átállíthatók "globális" Ethernet-stratégiára. Efölé épül egy hálózat-

kezelő software-szint. A felhasználóknak a hálózat (többek között) "virtuális full-duplex csatornákat" ad, amelyeken a kommunikáció biztonságos abban az értelemben, hogy a felhasználó bizonyos lehet a hibátlan átvitelben, hacsak - és amíg - a hálózat nem értesíti őt arról, hogy a kommunikációt nem képes fenntartani. Az adminisztrációs terhelés/késedelem alacsonyan tartására a Moon-féle Chaosnet-technikának egy erősen módosított (de lélekben hasonló) változata szolgál. A hálózat alkalmas arra, hogy "kapukon" keresztül összekapcsolódjék más, akár hasonló, akár eltérő (de valamilyen standard protokollnak megfelelő) hálózattal. A hálózat bel-sejében semmiféle standard nem érvényesül, hanem kíméletlenül ki van hegyezve gyorsaságra és megbízhatóságra.

A csatolókat vagy kártyákat be lehet dugni a csatolandó készülékekbe (ha lehet), vagy némi körülépítéssel külön installálni és önálló készülékként vagy más készülékek perifériájaként használni.

Az utóbbi megoldáshoz kifejlesztettünk egy hálózat-dobozt; egyelőre csak ezt a doboz-megoldást hoztuk forgalomba. (Lásd [13].) Egy hálózaton legfeljebb 99 doboz lehet, és minden dobozhoz legfeljebb 10 készülék csatolható. (Ami nem jelenti azt, hogy a hálózati átvitel elbírja, ha 990 készülék egyszerre teljes sebességgel működik - de a hálózat fékezni tudja a készülékeket, ha azok fékezhetők.) A dobozok további hálózatkezelő software-t tartalmaznak; a doboz-rendszer arra van kihegyezve, hogy ne csak "homogén elvű" rendszereket lehessen vele kiépíteni, hanem a legkülönbözőbb típusú, sebességű, intelligenciájú stb. készülékeket a számukra kívánatos kommunikációs módon össze lehessen kötni, mégpedig anélkül, hogy a csatolt készülékek oldalán bármiféle külön speciális kódot kelljen írni (kivéve az alkalmasint úgyis meglevő elemi port-kezelést). Ilyen hálózat már több helyen működik; jelenleg

a legnagyobb és legerősebben terhelt hálózat Laxenburgban, az IIASA számítóközpontjában.

Az alkalmazott megoldások (protokollok, buffer-kezelés stb.), bár számos ponton eltérnek a szokásos megoldásoktól, valójában nem támaszkodnak újszerű elvekre, hanem csak az ismert elvek közül a hasznavehető elvek tisztakezű összeépítésén alapulnak. A működés külön magyarázat nélkül is elég világos [14] és [13] szövegéből.

Hivatkozások:

- [1] N.Abramson: The Aloha System - Another Alternative for Computer Communications; AFIPS Conf.Proc., Fall Joint Comp. Conf., 37 (1970), 281-285.
- [2] H.G.Burton, D.D.Sullivan: Errors and Error Control, Proc. IEEE, 60 (1972), 11, 1293-1301.
- [3] J.Capetanakis: Tree Algorithms for Packet Broadcast Channels, IEEE Trans.Inf.Th., II-25 (1979), 5, 505-515. (Korábbi változat 1977-ben mint Ph.D. Thesis.)
- [4] A.G.Greenberg, R.E.Ladner: Estimating the Multiplicities of Conflicts in Multiple Access Channels (Preliminary Report); Proc. 24th Ann.Symp. Found.Comp.Sci., IEEE, New York, 1983, 383-392.
- [5] A.G.Greenberg, S.Winograd: A Lower Bound on the Time Needed in the Worst Case to Resolve Conflicts Deterministically in Multiple Access Channels; Journ. ACM, 32 (1985), 3, 589-596. (Első változata megjelent 1983-ban mint Univ. of Washington Technical Report.)

- [6] J.F.Hayes: An Adaptive Technique for Local Distribution, IEEE Trans.Comm., COM-26 (1978), 1178-1186.
- [7] J.L.Massey: Collision-Resolution Algorithms and Random Access Communications, School of Eng. and Appl.Sci., Univ. of Calif., Los Angeles, 1980.
- [8] R.M.Metcalf, D.R.Boggs: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks; Comm. ACM, 19 (1976), 7, 395-404.
- [9] Б.С. Цыбаков, В.А. Михайлов: Свободный синхронный доступ пакетов в широкополосный канал с обратной связью; Проблемы передачи информации, XIV (1978), 4, 32-59.
- [10] Б.С. Цыбаков, В.А. Михайлов: Случайный множественный доступ пакетов. Алгоритм дробления; Проблемы передачи информации, XVI (1980), 4, 65-79.
- [11] Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection, ANSI/IEEE Standard 802.3-1985, New York, 1985.
- [12] Expected Collision-Resolving Time in Tree-Lot Strategies, CAI Leaflet, 1985.
- [13] Káptalan, or Collegiate Coaxing, IIASA, Laxenburg, 1985.
- [14] Lóhalál, a Chaotic Quicknet, CAI, Budapest, 1983.
- [15] Some Mathematics for Evaluation and Design of Collision-Resolving Strategies in Networks, CAI, Budapest, Third printing, 1985. (Első közzététel 1981.)

- [10] Б.С. Цыбаков, В.А. Михайлов: Случайный множественный доступ пакетов. Алгоритм дробления; Проблемы передачи информации, XVI (1980), 4, 65-79.
- [11] Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection, ANSI/IEEE Standard 802.3-1985, New York, 1985.
- [12] Expected Collision-Resolving Time in Tree-Lot Strategies, CAI Leaflet, 1985.
- [13] Káptalan, or Collegiate Coaxing, IIASA, Laxenburg, 1985.
- [14] Lóhalál, a Chaotic Quicknet, CAI, Budapest, 1983.
- [15] Some Mathematics for Evaluation and Design of Collision-Resolving Strategies in Networks, CAI, Budapest, Third printing, 1985. (Első közzététel 1981.)

Az új eredmények és alkalmazásuk összefoglalása

/T-vel jelölöm a "Tézisek lokális hálózatokról" című összefoglalót; a szögletes-zárójeles hivatkozások a T-beli irodalomjegyzékre vonatkoznak./

1. Tisztáztam az időrés-kisorsoló /"lot-slot", Ethernet-like"/ eljárások ütközésfeloldási időigényét az ütközés többszörösségének függvényében. // [15] 5-36; T 16, 23-24./
2. Ennek felhasználásával elemeztem az Ethernetet; többek közt kimutattam, hogy időigénye aszimptotikusan egyenlő az ütközéstöbbszörösség 2-alapu logaritmusával. // [15] 37-44; T 13-15, 18-19, 25, 27-28./
3. Rájöttem az Othernet algoritmusokra /amelyek az Ethernet visszacsatolásos javításainak tekinthetők/; megmutattam, hogy korlátosak és hogy kis többszörösség mellett is előnyösebbek; igazoltam a stabilitásukat - és kidolgoztam őket annyira, hogy /egyikükkel/ tényleges hálózatot lehetett kifejleszteni. // [15] 47-65; T 16-18; 24, 27, 30./
4. Exakt kifejezést adtam a fába-sorsoló /"tree-lot", Cibakov-Mihajlov, Capetanakis, Hayes, Massey/ algoritmusok időigényére. // [12]; T 20-21./

Azt is eredmények tartom, hogy a mások által elért eredményeket a fentiekkel kiegészítve sikerült az e területen használt eljárásokat értelmesen kategorizálnom és érdemben összehasonlítani, valamint a fő kritériumokat világosan megfogalmaznom. /T egésze./

Szintén eredmény maga az Othernetre épülő /bel- és
külföldön számos helyen már üzemszerűen működő/
hálózat, amelynek teljes algoritmikája /és kódolása
is/ az én munkám. /{14}; {13}; T 30-32, továbbá né-
hány T-ban még nem említett továbbfejlesztés./

Bródy Ferenc