

Rádiókommunikációs hálózatok

Készült az NJSZT Számítógéphálózat modellek Tavaszai Iskola előadás-sorozataihoz.
1977-1980.

Gyarmati Péter
IBM Research, USA;
Budapest Főváros Tanácsa.

In this paper we show a somewhat new networking method: the broadcasting type of communication for computer networking. The paper introduce the basic technics together with their design and evaluation method. The second part shows the packet-switching model with the analysis of the collisions, the channel throughput, together with the stability. The last part shows some method to improve and enhance the capacity of such broadcasting packet swithing network.

The author lives in Hungary. This work was written at IBM Research and offered for the Spring Shool Series of NJSZT.

Tartalom jegyzék

Rádiókommunikációs hálózatok.....	1
1. Bevezetés	5
2. Alapvető forgalomszervezési típusok	5
2.1 Időosztásos forgalom.....	6
2.2 Frekvenciosztásos forgalom.....	6
2.3 Polling rendszerű forgalom.....	7
2.4 Véletlenelérésű forgalom.....	8
3. A véletlen-elérésű forgalom modellje.....	9
3.1 A modell.....	9
3.2 A működés vizsgálata.....	10
3.3 Stabilitás.....	13
4. A véletlen-elérésű forgalom kiegészítési és bővítési lehetőségei.....	16
4.1 Részleges szinkronizáció.....	16
4.2 Csatorna foglalás	16
4.3 Ütközési valószínűség csökkentése	17
4.4 A kommunikációs csatorna, illetve a központi állomás bővítése.....	18
5. Összefoglalás	18
6. Irodalom.....	19

1. Bevezetés

A technikai fejlődés, a kiépítés egyszerűsége és a relatív olcsósága miatt az utóbbi években előtérbe került a rádiókommunikációs rendszerek alkalmazása számítógépes hálózatok kiépítése céljából is. Az alkalmazás elve lényegében az, hogy nagy sebességű rádiókommunikációs csatornán (vagy csatornákon) valamilyen többszörös elérési séma alapján üzenetközvetítők (felhasználók) osztoznak.

Számítógép hálózatok céljára való alkalmazásának nagy előnye a rádiókommunikáció már kialakult tapasztalatokkal rendelkező működése, függetlensége a korlátozott kiépítésű vezetékcsatlakozásoktól, valamint az a tény, hogy a felhasználók számát nem korlátozza semmilyen technikai körülmény (hol van vezeték és mennyi, stb.).

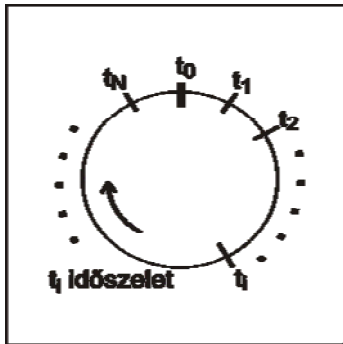
Korlátlan bevezetésének azonban bizonyos hátrányos tulajdonságok határt szabnak. Ilyen tulajdonság az üzenetek ütközésének (interferencia) esete, amikor két-, vagy több adóállomás egyszerre küldi üzenetét. Ennek a problémának a feloldási lehetőségeiről később még lesz szó.

2. Alapvető forgalomszervezési típusok

Az üzenetközvetítés lebonyolításának a csatornán ..csatornaforgalom—számos megoldása lehetséges. Példaként bemutatunk néhány ilyen forgalomszervezési megoldást, amelyeknek mindegyike valamilyen többszörös elérési sémát (multi-access) alkot.

2.1 Időosztásos forgalom.

A más területről jól ismert időszeleteléses megoldás, amikor az i -edik felhasználó kommunikálhat (az időszeletek allokációja esetleg dinamikusan is változtatható).



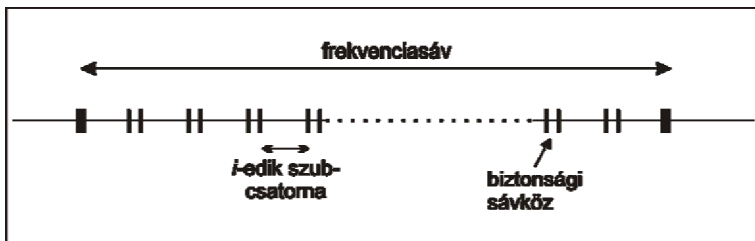
1.ábra

Működése a klasszikus módszerekkel elemezhető és tervezhető. A rendszer felső korlátját –a felhasználók maximális száma– a teljes időciklusból adódó várakozási idő elfogadhatósága határozza meg (a dinamikus változtatás

kiegészítő kommunikációs felszerelést igényel).

2.2 Frekvenciosztásos forgalom.

A kommunikációs csatorna frekvenciasávokban szubcsatornákra van felosztva bizonyos biztonsági sávközök kihagyásával. Az i -edik szubcsatorna tartozik az i -edik felhasználóhoz (a szubcsatorna allokációk dinamikusan is változtathatóak).

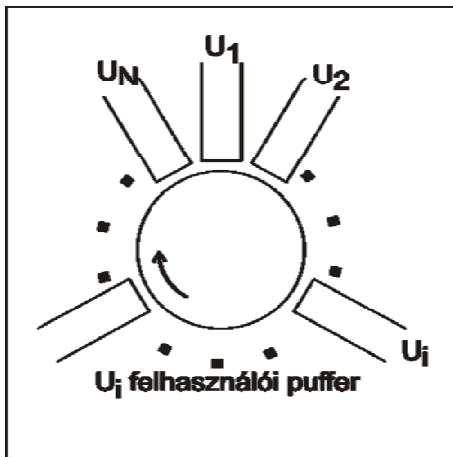


2.ábra

A felhasználók maximális számát a szükséges szubcsatorna sávszélesség határozza meg. Az allokáció dinamikus változásával tovább növelhető a felhasználók száma, azonban a várakozási idő a váltások számával többszöröződik (a dinamikus változtatás kiegészítő kommunikációs felszereléseket igényel). Elemzése, tervezése a klasszikus módszerekkel lehetséges.

2.3 Polling rendszerű forgalom.

A központi állomás valamilyen meghatározott sorrendben lekérdezi a felhasználókat, hogy van-e átviendő üzenet. Üres felhasználói puffer esetén azonnal továbblép. Lényegében az időosztásos rendszer továbbfejlesztésének tekinthető, tervezési feltételei avval azonosak.



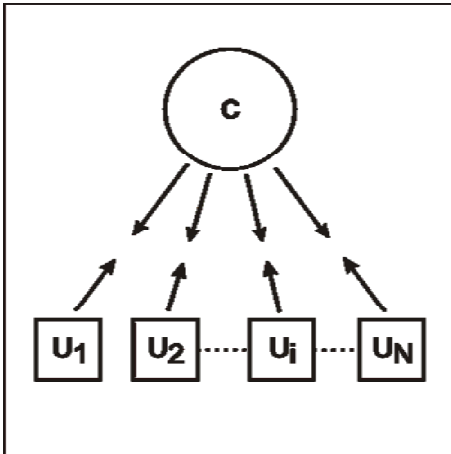
3.ábra

A lekérdezés miatt adódó overhead árán a kommunikációs csatorna maximális kihasználását teszi lehetővé. A várakozási idő nem a felhasználók számától, hanem azok aktivitásától függ (az egyszerű időosztásos

forgalomhoz képest kiegészítő kommunikációs felszereléseket igényel).

2.4 Véletlenelérésű forgalom.

A forgalom elve az, hogy amint egy üzenet elkészült az átvitel azonnal elkezdődik. A központi állomás az üzenet vételét egy válaszcatornán nyugtázza.



4.ábra

Várakozási idő ebben a rendszerben nincs, azonban az egyes terminálok egymástól független üzenetei „ütközhetnek” a közös átviteli csatornában, ami az átvitel megghiúsítását jelenti az összes egyidejű, --ütköző--

üzenetre. Emiatt az átvitel megismétlésére kell számítani, ami végül is valamilyen statisztikusan kiértékelhető várakozási időhöz vezet. A rendszer analízise és tervezése a szokásostól eltérő módszerű, amelyre a későbbiekben visszatérünk.

Egyszerű kiegészítő felszereléssel a rendszerbe bizonyos szinkronizálást lehet bevinni, amelynek révén az ütközések száma jelentősen csökkenthető. A szinkronizáció lényege, hogy az üzenet-átvitelek csak az „üzenethossznak” megfelelő időintervallumok kezdetekor indíthatók.

A fenti forgalmi rendszerek mellett számos más forgalmi megoldás is elképzelhető, amelyek azonban általában visszavezethetők az itt ismertetettekre, illetve ezek valamilyen kiegészítései, kombinációi.

Az ismertetett forgalmi rendszerek közül a továbbiakban a véletlen-elérésű forgalommal fogunk foglalkozni, mivel a tervezése, elemzése eltérő a többiekétől és a hagyományos módszerekkel nem követhető. A közismert ALOHA rendszer, illetve annak különböző továbbfejlesztései mind ezt a sémát követik és több éves működésük számos gyakorlati tapasztalattal bizonyították a véletlen-elérésű forgalom előnyeit.

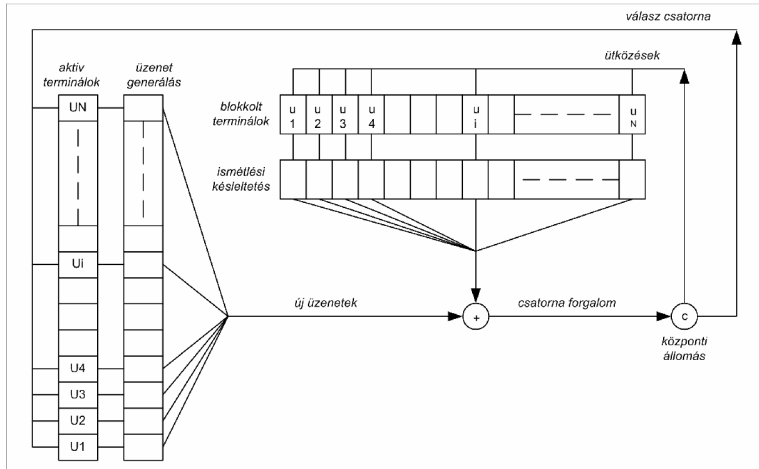
3. A véletlen-elérésű forgalom modellje.

3.1 A modell.

A működés vizsgálata és a forgalom tervezhetősége érdekében a későbbi kiterjeszthetőség figyelem előtt tartásával az alábbi módon fogalmazzuk meg a modellt:

- egy meghatározott frekvencián tetszőleges számú terminál üzeneteket küld és fogad egy központi állomással (forgalom kiszolgáló);
- egy másik frekvencián a központi állomás az üzenet vételét nyugtázza;
- az üzenetek fix hosszúságúak és az átvitelük zajmentes csatornán történik (vagyis a véletlen zaj okozta hibák elhanyagolhatóak az ütközésekhez képest);
- ha egy terminálhoz véges időn belül nem érkezik nyugtázás a küldött üzenetre, akkor ütközést kell feltételezni;
- ütközés esetén az összes érintett üzenet átvitelét hibásnak feltételeztük és a terminálok az üzenetük átvitelének megismétlésére kényszerülnek;
- az átvitel megismétlésére egy bizonyos késleltetés után kerülhet sor –a késleltetési idők véletlenszerűen különböznek az egyes terminálokon, az ismételt összeütközések valószínűségének csökkentése érdekében;

- az átvitel sikeres befejezésével a terminálon újabb üzenet készítése kezdődhet.



5.ábra

3.2 A működés vizsgálata

A működés vizsgálatához feltételezzük, hogy az egyes üzenetek (az új és az ismételt együtt) közötti időközök eloszlása független és exponenciális.

A számításhoz az alábbi jelöléseket vezetjük be:

τ : egy üzenet átviteléhez szükséges idő

k : az aktív terminálok száma

λ : üzenetgenerálási ráta terminálonként

r : üzenetgenerálási ráta a rendszerben.

Akkor $r = k\lambda$, általánosabban
$$r = \sum_{i=1}^k \lambda_i$$

Az átviteli csatorna terhelése az $r\tau$ sorozattal jellemezhető, amelynek értéke maximálisan 1 lehet. Ez az érték azonban nem érhető el, mert mint láttuk üzenetközések is előfordulnak, ismétlés is van, amely a csatorna forgalmát a hasznos üzenetek kárára növeli. Be kell vezetnünk tehát a csatorna forgalom fogalmát is, ez $R\tau$, ahol $R > r$.

A csatornaforgalom $--R\tau--$ tehát a csatornán ténylegesen áthaladó üzenetközvetítés mértéke, míg a csatornaterhelés $--r\tau--$ ebből csak a hasznos, a központi állomás által átvett és nyugtázott üzenek mértéke. A különbséget a modell ábrája is mutatja.

A feladat tehát meghatározni az eloszlásra és a késleltetésre vonatkozó --a modellben meghatározott-- feltételek mellett a csatornán átvihető hasznos üzenetek várható mennyiségét.

Ennek alapján a rendszer további jellemzői is meghatározhatók lesznek.

A modell alapján az alábbi valószínűségeket fennállnak:

1. $p(T \text{ intervallumban nem lesz start}) = e^{-RT}$

2. $p(\text{ismétlés előfordul}) = 1 - e^{-2R\tau}$

ahol $T = 2\tau$ könnyen belátható, mivel egy üzenet egy öt megelőző, vagy egy öt követő üzenettel találkozhat csak.

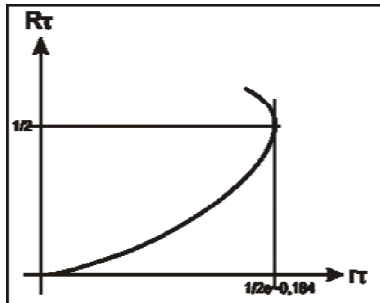
Ennek alapján az ismétlések átlagos értéke:

$R = (1 - e^{-2R\tau})$ és akkor $R = r + R(1 - e^{-2R\tau})$ innen a csatornaterhelés:

$$r\tau = R\tau e^{-2R\tau}$$

Ha ezt az összefüggést --a csatornaterhelést a csatornaforgalom függvényében-- megvizsgáljuk, akkor azt

találjuk, hogy a függvénynek az $r\tau = \frac{1}{2e}$ helyen szélső értéke van, amit az ábrán bemutatunk.



6.ábra

Ez azt jelenti, hogy a csatornán átvihető hasznos üzenetek száma várhatóan csak a csatorna teljes kapacitásának $\frac{1}{2e}$ -ed része

lehet (kerekben 18 %-a). A tényleges csatorna forgalom a kapacitás 50 %-át teszi ki ebben az esetben. Amennyiben tovább növelnénk az új üzenetek számát, akkor az ütközések száma is növekedne, nő a csatornaforgalom, de –amint az ábrán is látszik-- csökken a hasznos terhelés és a rendszer instabillá válik (az ismétlések száma minden határon túl nőhet). Megállapíthatjuk tehát, hogy a rendszert a rendelkezésre álló kommunikációs csatorna kapacitásának $\frac{1}{2e}$ -ed részére lehet csak tervezni.

A továbbiakban nézzük meg, hogyan használható fel ez az összefüggés az egyidejűleg aktív terminálok maximális számának meghatározásához.

A számításhoz tételezzük fel, hogy a rendelkezésre álló kommunikációs csatorna sebessége és egy üzenet mérete alapján az egy csomag átviteli ideje: $\tau = 34ms$.

Tételezzük fel továbbá, hogy az összes terminálon azonos „sebességgel” dolgoznak és percenként egy üzenetet készítenek a felhasználók, tehát $\lambda = \frac{1}{60}$.

A feltételezésünk szerint:

$$r\tau = k\lambda\tau = \frac{1}{2e} \quad \text{és innen}$$

$$k_{\max} = (2e\lambda\tau)^{-1}$$

A felvett értékeket behelyettesítve $k_{\max} = 324$ értéket kapjuk, vagyis egyidőben maximálisan **324(!)** terminál lehet aktív, ami nem kis érték a gyakorlatban előforduló terminálhálózatokat tekintve.

Az összefüggés felhasználható a központi állomás terhelésének a megállapítására is.

Tételezzük fel, hogy központi állomás maximálisan *24 kB* sebességű csatornát képes kiszolgálni (ez megegyezik a példa kommunikációs csatornájának a sebességével), akkor az állomás terhelése $24000/2e \approx 4000$ bit/sec.

Tehát jelentős kapacitás marad a központi állomás multiplexerében a szükséges adminisztráció és további feladatok elvégzésére még ilyen lassú gép esetén is.

3.3 Stabilitás

A csatornaterheléssel nő az ütközések –és evvel az ismétlések—száma és ez tovább növeli a csatornaforgalmat, ami ismét csak növeli az ütközések valószínűségét és így tovább.

Ha egy ilyen --kumulatív folyamat—helyzet kialakul., akkor szinte bizonyosra vehető, hogy a rendszer telítésbe megy át és végül is nem lesz hasznos átvitel, csak ütközés.

Fayolle, Gelenbe, Labetuelle [2] kimutatták, hogy az ilyen állapot elkerülhető, a rendszer stabilizálható az ismétlések valamilyen szabályozásával.

A továbbiakban –a bizonyítás bemutatásának mellőzésével– tekintjük át a stabilitást biztosító szabályozás módját. Vegyük fel az alábbi valószínűségeket:

1. $f(n) = p(\text{ismétlés indult egy blokkolt terminálról})$
2. $c_i = p(i \text{ új üzenet átvitele kezdődik egyszerre})$
3. $g_i(n) = p(i \text{ blokkolt terminálról ismétlés van és } n \text{ a blokkolt terminálok száma})$

Kimutatható, hogy

$$g_i(n) = \binom{n}{i} (f(n))^i (1 - f(n))^{n-i}$$

Feltételezzük, hogy az új üzenetek száma független a blokkolt terminálok számától, akkor a csatornaterhelés n -re az alábbi feltételes valószínűséggel fejezhető ki:

$$S_n(f) = p(\text{sikeres átvitel} | n \text{ blokkolt terminál}) = c_0 g_1(n) + c_1 g_0(n)$$

A feladatunk a csatornaterhelés – $S_n(f)$ – maximalizálása az ismétlések függvényében. Ez a feladat az $f(n)$ alkalmas meghatározásával érhető el.

Eszerint tehát, a részletes számítások mellőzésével

$$\max S_n(f) = c_0 \left(\frac{n-1}{n-a} \right)^{n-1} \quad \text{ahol} \quad a = \frac{c_1}{c_0}$$

$$\text{Ha} \quad f(n) = f^*(n) = \frac{c_0 - c_1}{nc_0 - c_1} = \frac{1-a}{n-a}$$

vagyis (visszahelyettesítve $S_n(f)$ kifejezésébe):

$$S_n(f) = c_0 \left(1 - \frac{1-a}{n-a}\right)^{n-1} \quad \text{ha } n \rightarrow \infty = c_0 e^{a-1}$$

Ha az új startokra Poisson eloszlást feltételezünk

$$\left\{ c_i = \frac{\lambda^i}{i!} e^{-\lambda}, \quad a = \lambda \right\}$$

akkor

$$\max .S_n(f) \rightarrow e^{-\lambda} e^{\lambda-1} = e^{-1} = \frac{1}{e} \approx 0,368$$

Végül, ha az ismétlések vezérlése $f^*(n)$, akkor a teljes csatornaterhelés:

$$S(f) = \sum_{i=0}^{\infty} p(i \text{ blokkolt terminál}) = S_i(f) \geq e^{-1}$$

Tehát az $f^*(n)$ vezérlés biztosítja mindenkor a hasznos átvitelek –csatornaterhelés– maximális értékét és így a rendszer stabil marad. A rendszer stabilitását az ismétlések indításának a korlátozásával értük el.

A fenti vezérlés mellett kiszámítható még az n blokkolt terminál okozta ismétlésekből származó kiegészítő csatornaforgalom is. Ez a számítások mellőzésével az alábbi:

$$nf^*(n) = n \frac{1-a}{n-a} < 1-a$$

4. A véletlen-elérésű forgalom kiegészítési és bővítési lehetőségei.

Mint láttuk a véletlen-elérésű forgalmi megoldású kommunikációs hálózat az egyszerű topológia és a nagy megbízhatóságú kommunikációs hordozó által adott előny alacsony csatorna-kihasználással működik, sőt az instabilitás veszélye miatt a rendszer várakozási ideje exponenciálisan növekszik a terheléssel.

A fenti hátrányok elkerülésére, illetve hatásuk csökkentésére -- további feltételek bevezetésével, illetve kiegészítő berendezések segítségével-- különböző megoldási lehetőségek vannak. Az alábbiakban röviden áttekintjük ezeket.

4.1 Részleges szinkronizáció

A kommunikációs berendezés kiegészítésével a központi állomás τ hosszúságú időszakonként a válaszcatornára szinkronjelet bocsát ki, amelyet a terminálok vesznek az üzenet átvitel megkezdésének szinkronizálására. Könnyen belátható, hogy ezáltal az egy üzenetre vonatkozó ütközési valószínűség időtartama a korábbi 2τ helyett τ -ra csökken.

Evvel a lehetséges csatornaforgalom a kétszeresére, $\frac{1}{e}$ -re (kb. 36 %) növekszik. (SLOTTED ALOHA).

4.2 Csatorna foglalás

A megoldás lényege az, hogy a működés bizonyos időszakára a csatornát meghatározott felhasználók kizárólagosan vehetik igénybe. A lefoglalás szabályozása tetszőleges algoritmus alapján, vagy ötletszerűen is lehetséges. Gyakorlati érteleme például nagyobb adatmennyiségek összefüggő egységben

történő átvitele céljából van. A megoldás tervezése visszavezethető az időosztásos rendszer esetére.

4.3 Ütközési valószínűség csökkentése

Különböző kiegészítő kommunikációs berendezésekkel csökkenteni lehet az ütközések számát. Ennek többféle megoldása lehet:

- A vivő frekvencia figyelése, amikor a terminál az üzenetet csak akkor indítja el, ha a csatornában nincs éppen adás –nem „hallható” rajta vivőfrekvencia. Ez a megoldás csak esetleges és jól láthatóan a terminálkezelő „türelmétől” függ. Mindenesetre –a várakozási idő rovására—az ütközések számának csökkenésére lehet számítani.

- Hasonló megoldás a központi állomás által kiadott foglaltsági jelzés figyelése is.

- Az adóteljesítmény, illetve az „adás érthetőség” megkülönböztetése révén lehetővé válik, hogy a központi állomás az ütközött üzenetek közül a nagyobb teljesítményűt –ha még érthető—vegye és ezzel ennek ismétlésére nem lesz szükség. A megoldás hátránya, hogy a kedvezőbb adási körülményű terminálok többnyire nem kívánt privilegizált helyzetbe kerülnek a többiek rovására.

- A terminálok adóteljesítményének tudatos, szándékos szabályozásával, változtatásával azonban a terminálokat különböző módon csoportosítani lehet. Ilyen módon például egy prioritásos rendszer kialakítása is lehetséges.

Ezekkel a módszerekkel a hasznos csatornaforgalom tovább növelhető (50 % fölé is). A megoldás módja, a rendszer

tervezése és stabilitásának biztosítása eltér az eddig tárgyalattól.

4.4 A kommunikációs csatorna, illetve a központi állomás bővítése.

A terminálok számának, vagy aktivitásának növelése, vagy a várakozási idő csökkentése elképzelhető a kommunikációs csatornák számának a növelésével, illetve ennek megfelelő mértékben a központi állomás multiplexerében várakozósor kialakításával. A bővítésnél külön kell megvizsgálni a terminál adócsatornák számát és a terminálok közötti kiosztásának módját, a válaszcatornák számát, illetve a multiplexer várakozósorának hosszát és kezelését.

A megoldás vizsgálata és tervezése, valamint a stabilitás biztosítása az eddigiekhez képest további kiegészítéseket igényel és a következő előadás tárgya lesz.

5. Összefoglalás

A rádiókommunikációs hálózatok egyszerű topológiájuk, egyszerű technológiájuk, könnyű tervezhetőségük és néhány más előnyük révén jelentős elterjedésre tarthatnak számot.

A rendszer komoly hátrányának tekinthető az alacsonyfokú csatorna-kihasználás és a várakozási idő exponenciális növekedése. Ezek a hátrányok azonban kiküszöbölhetőek, illetve jelentőségük csökkenthető –különösen a mikroprocesszorok megjelenésével— a különböző kiegészítések, bővítések célszerű alkalmazásával. Ennek vizsgálata és tervezése a későbbi előadások témája lesz.

6. Irodalom

A gyakorlati alkalmazások tapasztalatai (ALOHA rendszer-Hawaii Egyetem) és azok elméleti továbbfejlesztése révén a rádiókommunikációs hálózatoknak ma már kiterjedt irodalma van. Ezek közül a teljesség igénye nélkül felsorolunk néhányat:

1. Abraham, N.: The throughput of Pocket Broadcasting Channels. IEEE COM-25, (1977), 117-128.
2. Fayolle, G., Gelenbe, E., Labetouelle, L.: Stability and Control of Pocket Switching Broadcast Channels. Journal of the ACM, vol. 24. (1977), 375-386.
3. Kleinrock, L., Lam, S.: Pocket Switching in a Multiaccess Broadcast Channel. IEEE COM-23, (1975), 410-422 and 891-904.
4. Metzner, J.J.: On improving Utilization in ALOHA Networks. IEEE COM-24, (1976), 447-448.
5. Gyarmati, P.: The ALOHA layout as a resource sharing. Hawaii University Papers, MENE-8, 1974, 24-27.
6. Gyarmati, P.: An extension for the pocket switching network. The (m,d,L)ALOHA modell. Hawaii University Papers, MENE-10, 1977, 77-81.

—