

ZSIGA ÁRPÁD  
Távközlési Kutató Intézet

## Blokkszinkron rendszerek szinkronizációs időinek számítása\*

ETO 621.397.335

Egy blokkszinkronizálással működő rendszer fő tulajdonságait — szinkronizációs szempontból — a következő három valószínűségi adattal írhatjuk le: a hamis szinkronhibák gyakorisága, a szinkronhiba felismerési idő és a visszaszinkronizálási idő. A fenti három jellemző a teljes szinkronizálási folyamat egy-egy részfolyamatát jellemzi, és ezek csak a később megadott feltételekkel és pontossággal igazak a teljes folyamatra.

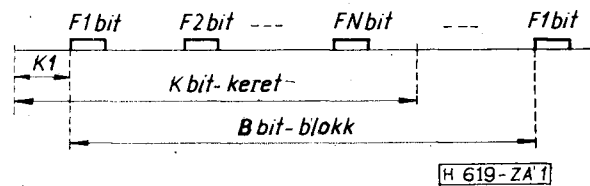
A szinkronizálás folyamatát meghatározza a vizsgált rendszer keret-, illetve blokkiosztása. Tekintsük át vázlatosan a CCITT által ajánlott keretelrendezéseket szinkronizációs szempontból. Ezek két fő csoportba oszthatók: csoportos blokkszinkron szóval, illetve egyenletesen elosztott blokkszinkron szóval szervezett keretek. Az 1. ábra a csoportos blokkszinkron szóval (továbbiakban csoportos BS szó), a 2. ábra az egyenletesen elosztott BS szóval felépített keret általános megadását mutatja.

A különféle szinkronizációs módszerek a 3. ábrán látható állapotokat tartalmazzák. Az alapállapot a szinkronellenőrző (SZE) állapot. Innen átmenet történhet a szinkronhiba-ellenőrző állapotba, vagy állapotokba. A szinkronizációs rendszer a kód-kereső (BSKK) állapotot veszi fel, ha a rendszer hamis szinkronhiba-védettségének megfelelő számú hiba lép fel (általában közvetlenül egymást követő hibák). A BSKK állapotból a hamis felszinkronizálódási védettségének megfelelő számú (legtöbbször szintén egymás utáni) hibátlan szinkronkód vétele után kerülhet újra a SZE állapotba a szinkronizációs rendszer.

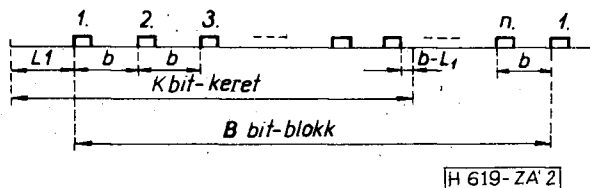
Csoportos BS szóval felépített keret esetén egy gyakran használt szinkronizációs eljárás látható a 4. ábrán. A szinkronkód vizsgálata blokkonként történik, egy lépésben. Csak azt a kódot tekintjük hibásnak, amelynek  $F$  bitjétől ( $F = \sum_{i=1}^N F_i$ ) legalább  $F_0$  hibás. Ezzel a hamis szinkronhibák elleni védettség nő. A hamis szinkronhibákat — jó közelítéssel — úgy

vizsgálhatjuk, hogy azokat kizárólag a vonali bit-hibaaarány hozza létre. Így meghatározhatjuk az egyes átmenetek valószínűségeit.

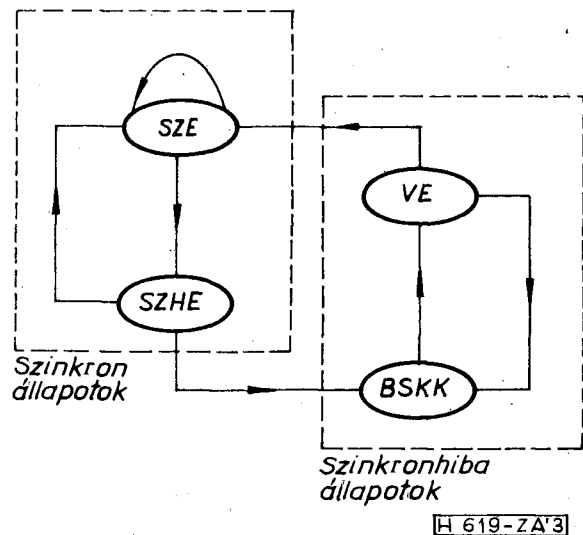
$$p = \sum_{i=F_0}^F \binom{F}{i} \varepsilon^i (1-\varepsilon)^{F-i}. \quad (1)$$



1. ábra

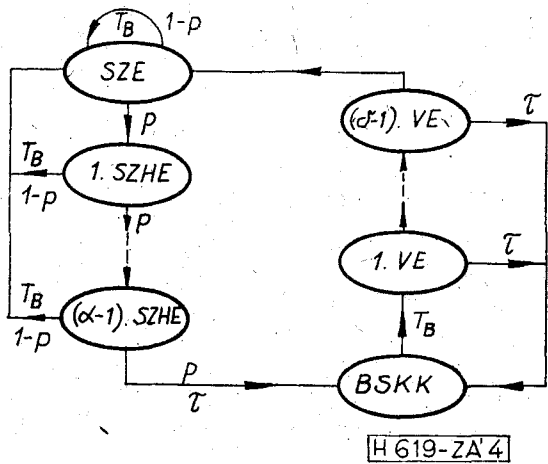


2. ábra

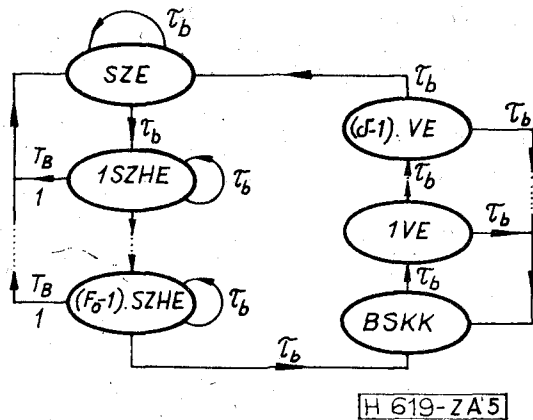


3. ábra

\* A cikk a szerzőnek az 1977. évi diplomatervezési pályázaton I. helyezést elért diplomaterve alapján készült.  
Beérkezett: 1978. IX. 5.



4. ábra



5. ábra

A hamis szinkronhibák elleni védettség másik értéke a SZH detektálási feltétel:  $\alpha$  számú egymás utáni hibás BS kód esetén detektál a rendszer szinkronhibát. A hamis felszinkronizálódás elleni védettség értéke  $\delta$ , azzal a kiegészítéssel, hogy a visszaállás alatt  $F_0 = 1$ . Az utóbbi abból adódik, hogy a visszaállás alatt a vonali hibaarányt 0-nak tekintjük, ami figyelembe véve a hamis szinkronhibák gyakoriságának és a visszaállás várható idejének arányát, igen jó közelítéssel megtehető.

Az egyenletesen elosztott BS szóval szinkronizált rendszerek esetén használjuk az 5. ábrán látható eljárást. A fő eltérés a másik eljárástól az, hogy itt a szinkronkód vizsgálata bitenként történik, az átmenetek tehát nem blokkidőnként ( $T_B$ ), hanem  $b \cdot \tau = \tau_b$  időnként történnek, ahol  $\tau$  egy bitidő. SZE állapotból indulva, az egy blokkban levő, nem feltétlenül egymást követő hibák száma összegződik, és ha eléri az  $F_0$  értéket, azonnali átmenet történik a BSKK állapotba. Ha a hibák száma  $F_0$  érték alatt marad, a blokkot elfogadja, és a hibák számolása a következő blokkban újra indul. A visszaálláshoz viszont  $\delta$  számú egymás utáni hibátlan BS bit szükséges.

A későbbiek során átviteli útként BSC csatornát veszünk figyelembe, és feltételezzük, hogy az átvitt információk bitek egymástól függetlenül 0,5 valószínűséggel veszik fel az 1 vagy 0 értéket.

A BS szó bitkombinációjának célszerű megválasztásával az utánzások valószínűsége csökkenthető.

Csoportos BS szó esetén a bitkombinációt úgy választják meg, hogy annak biteire a következő feltétellel teljesüljön:

$$(X_k, X_{k+1} \dots X_F) \neq (X_1, X_2 \dots X_{F-k+1})$$

$$k=2, 3 \dots F-1,$$

ha a BS szó:  $(X_1, X_2, \dots, X_F)$  alakú. Az ilyen BS szavak alkalmazása esetén nem jöhet létre utánzás úgy, hogy abba valódi BS bit is kerül. Elosztott BS szó esetén a szó biteire a következő teljesüljön:

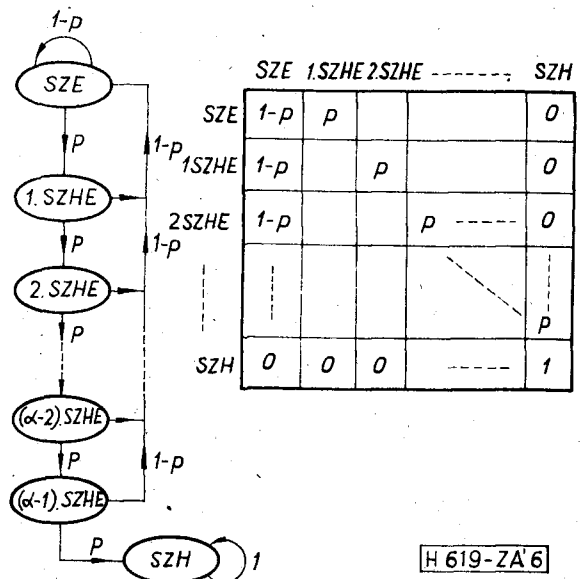
$$(X_1, X_2, \dots, X_{n-k+1}) \neq (X_k, X_{k+1}, \dots, X_n) \text{ és } X_1 = X_n, k=2, 3 \dots, n-1, \text{ ha a BS szó } (X_1, X_2, \dots, X_n) \text{ alakú.}$$

1. Hamis szinkronhiba gyakorisága csoportos BS szó esetén

A 4. ábra a teljes szinkronizációs folyamatot mutatja. Ebből most csak a SZE állapotból a BSKK állapotba irányuló átmeneteket vizsgáljuk. A kiindulási állapot tehát a SZE állapot, és a BSKK állapotot, illetve az összes visszaállási állapotot tekintjük közös, zárt állapotnak, amit nevezünk szinkronhibá (SZH) állapotnak. Így a 6. ábra gráfjához, illetve a gráfot leíró tranzíciós mátrixához jutunk. A tranzíciós mátrixból egyszerű inverzióval meghatározhatjuk a hamis szinkronhiba bekövetkezés várható idejét, ami a hamis szinkronhiba várható gyakoriságának reciproka.

$$N = [I - Q]^{-1} \quad (2)$$

ahol az  $N$  mátrix  $n_{ij}$  eleme megadja annak várható értékét, hogy az  $i$  állapotból induló rendszer hány-szor veszi fel a  $j$  állapotot. A  $Q$  mátrix a tranzíciós mátrix azon része, amely csak tranzien állapotokat tartalmaz; az  $I$  mátrix egységmátrix. (Levezetések a [3] irodalomban.) Ha az adott indulási feltétel mellett összegezzük az összes tranzien állapotban az elő-



6. ábra

fordulások várható számát, megkapjuk a rendszer zárt állapotig megtett lépéseinek várható számát.

$$\underline{\tau} = N\underline{\xi}, \quad (3)$$

ahol  $\underline{\xi}$  egységvektor,  $\tau$  egyes értékei pedig egy-egy állapothoz, mint indulási állapothoz a fenti várható értékét adják. Mivel egy lépés ideje egy blokkidő, a hamis szinkronhiba várható idejét a következőképpen írhatjuk fel:

$$M\{t_{HSZH}\} = \tau_{SZE} \cdot T_B, \quad (4)$$

ahol  $T_B$  egy blokkidő. A szórást a definíció alapján néhány mátrixművelet után kapjuk:

$$\text{Var}\{t_{HSZH}\} = \tau_{2SZE}, \quad (5)$$

$$\tau_2 = 2(N - I)\underline{\tau} - \underline{\tau}^2.$$

A hamis szinkronhiba-bekövetkezési idő eloszlásfüggvényének számításához vezessük be az  $S$  állapotvektort, amely minden lépés után megadja az egyes állapotokban való tartózkodás valószínűségét.  $S_0$ -at úgy vesszük fel, hogy a SZE állapothoz tartozó értéke 1, a többi 0 legyen.  $n$  lépés megtétele után a következő rekurziós formula adja meg az egyes állapotokban való tartózkodás valószínűségét:

$$\underline{S}_n = \underline{S}_0 \cdot \mathbf{T}^n \quad n=1, 2, 3, \dots, \quad (6)$$

$\mathbf{T}$  mátrix itt a teljes tranzíciós mátrix. Egy zárt  $j$  állapotra:

$$S_n^{i-j} = S_{n-1}^{i-j} \cdot 1 + P_n^{i-j} = \sum_{k=1}^n P_k^{i-j},$$

amiből látható, hogy (6) az  $n$  lépéshez tartozó eloszlásfüggvény-értéket adja meg.

Tehát az eloszlásfüggvény a következőképpen írható:

$$F_{HSZH}\{n \cdot T_B\} = S_n^{SZE-SZE} \quad (7)$$

## 2. Szinkronhiba-felismerés csoportos blokkszinkron szó esetén

A szinkronhibát az adó és a vevő állapota közötti  $n$  bit nagyságú fázisugrásnak,  $n$ -et pedig egyenletes eloszlású valószínűségi változónak tekintjük. A vevő tehát ilyenkor a blokk közbülső, információs bitjein végez vizsgálatot. A szinkronhiba-felismerés folyamata megegyezik a 6. ábrán mutatottal.

Jelölje a  $\xi$  valószínűségi változó az első hiba észlése után a felismeréshez szükséges blokkidejű lépések számát,  $\eta$  pedig a szinkronhiba kezdeti helyét a következő blokk kezdetétől bitekben.

A felismerési idő:

$$t_f = \eta \cdot \tau + \xi \cdot T_B, \quad (8)$$

ahol a  $\tau$  egy bitidő,  $T_B$  pedig egy blokkidő.  $\xi$  értéke függ a fázisugrás nagyságától a minimális utánzású BS szó miatt. Ha  $|n| \leq F-1$ , akkor  $\alpha$ -szor hibát detektál a vevő és SZH állapotba megy. Egyéb  $n$ -re figyelembe kell venni az utánzásokat is, amit a 6. ábr

ra gráfját használva tehetünk meg,  $\varepsilon=0,5$  hibaarányt véve figyelembe. Tehát:

$$t_f = \begin{cases} \eta \cdot \tau + (\alpha - 1) \cdot T_B & |n| \leq F-1, \\ \eta \cdot \tau + t_{HSZH}/\varepsilon = 0,5 & \text{egyéb } n\text{-re} \end{cases} \quad (9)$$

$$M\{t_f\} = M(\eta) \cdot \tau + M(\xi) \cdot T_B = \frac{T_B}{2} + \begin{cases} (\alpha - 1) \cdot T_B & |n| \leq F-1 \\ M\{t_{HSZH}\}/\varepsilon = 0,5 & \text{egyéb } n\text{-re.} \end{cases} \quad (10)$$

A felismerési idő eloszlásfüggvényét  $\eta$  és  $\xi$  eloszlásainak konvolúciójával kaphatjuk:

$$P(\chi=j) = \sum_i P(\eta=i) \cdot P(\xi=j-i), \quad (ii)$$

ahol  $\chi$  a felismerési időnek megfelelő valószínűségi változó. Figyelembe véve, hogy  $\eta$  egyenletes eloszlású, és  $\xi T_B$ ,  $\eta$  pedig  $\tau$  idejű lépéseknek felel meg,  $\chi$  eloszlása nem jelent többletinformációt  $\xi$  eloszlásához képest. A  $\xi$  eloszlásának meghatározása pedig az előbbiek szerint történik.

## 3. Visszaszinkronizálási idő csoportos blokkszinkron szó esetén

A visszaszinkronizálás folyamata a 7. ábrán látható. A keresés — egyenletes eloszlással — véletlenszerűen indulhat egy blokk  $i$ . bithelyéről.  $i$ . bithelynek egy tetszőleges blokk  $i$ . bithelyét nevezzük. Egy-egy bithelyen utánzás esetén hamis felszinkronizálódás, illetve ezután a szinkronhiba felismerési folyamata indulhat, vagy átmenet történhet a következő bithely vizsgálatára. A vevő akkor kerül szinkron állapotba, ami most a végső, zárt állapot, ha a  $B$ . bithelyről indul a vizsgálat, mivel itt az  $\varepsilon=0$  feltétel miatt a helyes BS kódot veszi  $\delta$  alkalommal. A  $K_i$ -be irányuló átmenetek  $\tau$  idő alatt történnek, a többi  $T_B$  idő alatt.  $p$  az utánzás valószínűsége:

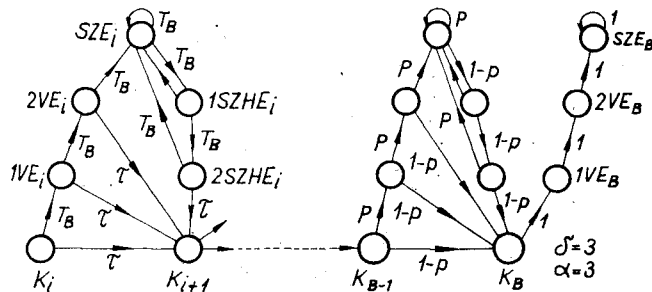
$$p = (0,5)^F, \quad (12)$$

a tett feltételek miatt.

A vizsgálat kezdete és az együttfutás visszaállásának felismerése közötti idő:

$$t_{vj} = (j + F) \cdot \tau + (\delta - 1) \cdot T_B + \chi \cdot T_B, \quad (13)$$

ahol az első tag a legközelebbi BS szó megtalálásához szükséges minimális idő, ha a vizsgálat  $j$  bit távolságra indult attól, a második tag a visszaállás



7. ábra

ellenőrzéséhez szükséges idő, a harmadik pedig az utánzások okozta késleltetés. Az utánzások miatti késleltetés a következő véletlen tagszámú összeg:

$$\chi = \sum_{l=1}^{\eta} \xi_l, \quad (14)$$

ahol  $\eta$  azon bithelyek száma, ahol egy vagy több utánzás lép fel, és  $\xi_l$  az  $l$ . utánzási helyen fellépő többletlépek száma. Ennek várható értéke:

$$M(\chi) = M(\xi) \cdot M(\eta), \quad (15)$$

mivel  $\xi_l$ -ek azonos eloszlásúak.

Tehát a következő BS szótól  $j$  bit távolságra indulva:

$$M_j(t_v) = (j + F) \cdot \tau + (\delta - i) \cdot T_B + M(\xi_i) \cdot M_j(\eta) \cdot T_B. \quad (16)$$

Tetszőleges helyről indulva:

$$M(t_v) = \sum_{j=0}^{B-1} M_j(t_v) \cdot P(j) = \frac{1}{B} \cdot \sum_{j=0}^{B-1} M_j(t_v), \quad (17)$$

$P(j)$  itt a  $j$  bit távolságra indulás valószínűsége. (15)-ben és (16)-ban  $M(\xi_i)$  értékét az előzőekben használt mátrix-inverziós módszerrel határozhatjuk meg egy  $K_i - K_{i+1}$  részgráfra. Meg kell még határozni  $M_j(\eta)$  értékét, azaz az utánzási helyek várható számát, amihez a vizsgálati módszert az eddigieknél konkrétan kell megadni. Ez legyen a következő:

1. Az  $i$ . bithely vizsgálatakor a vevőben az éppen vizsgált  $k$ . blokk ( $i, i+1, \dots, i+F-1$ ) bitjei legyenek.

2. Ha ezek hibátlan BS szót alkotnak, a következő blokk  $i$ . bithelyének vizsgálata következik.

3. Ha valahol hibás BS szót talál a vevő az  $i$ . bithelyen, ugyanezen blokk ( $i+1$ ). bithelyén végezzen vizsgálatot úgy, hogy a vizsgált szó az előző blokkból vagy blokkokból hozott, az utolsó elfogadott szó ( $i+1, i+2, \dots, i+F-2$  bitjei, és az ebben a blokkban vett ( $i+F-1$ ). bithől képzett szóra történjen meg, és ez a léptetés folytatódjon addig, amíg hibátlan BS szót nem vesz.

Ezzel a módszerrel elkerülhetők az egymáshoz  $F-1$  bitnél nem távolabbi bithelyeken egymás után fellépő utánzások késleltetései. Azon a bithelyen, ahol az első valódi BS szó bit belép a vizsgálatba, már nem lép fel utánzás  $\varepsilon=0$  miatt.

Vezessük be a következő eseményeket:

E1: az  $i$ . bithelyen BS szó utánzás van,

E2: az ( $i+F$ ). bithelyen kezdődő újrashinkronizálási folyamatra  $\eta=k$ ,

E3: az  $i$ . bithelyen kezdődő folyamatra  $\eta=k$ ,

E4: az ( $i+F$ ). bithelyen kezdődő folyamatra  $\eta=k-i$ .

Annak valószínűsége, hogy az ( $i+1$ ). bithelyen kezdődő folyamatra  $\eta=k$ :

$$P_{j-1}(\eta=k) = P(F_1 \cdot F_2) + P(\bar{E}_1 \cdot E_3) = \\ = P(E_1 \cdot E_2) + P(E_3) - P(E_1 \cdot E_3),$$

$$P(F_1 \cdot E_2) = P(E_1)P(E_2) = \left(\frac{1}{2}\right)^F \cdot P_{j-F}(\eta=k), \quad (18)$$

$$P(E_3) = P_j(\eta=k),$$

$$P(E_1 \cdot E_3) = P(E_4) \cdot P(E_4) = \left(\frac{1}{2}\right)^F \cdot P_{j-F}(\eta=k-1).$$

Behelyettesítve (18)-ba:

$$P_{j-1}(\eta=k) = \left(\frac{1}{2}\right)^F \cdot P_{j-F}(\eta=k) + P_i(\eta=k) - \\ - \left(\frac{1}{2}\right)^F \cdot P_{j-F}(\eta=k-1), \\ P_j(\eta=k) = P_{j-1}(\eta=k) + \\ + \left(\frac{1}{2}\right)^F \cdot [P_{j-F}(\eta=k-1) - P_{j-F}(\eta=k)].$$

Figyelembe véve a minimális utánzású BS szó hatását a blokk első és utolsó néhány bitjére:

$$P_j(\eta=k) = \begin{cases} 0 & k < 0 \\ 1 & k=0 \text{ és } 0 \leq j \leq F-1 \\ 0 & k > 0 \text{ és } 0 \leq j \leq F-1 \\ P_{j-1}(\eta=k) + \left(\frac{1}{2}\right)^F [P_{j-F}(\eta=k-1) - P_{j-F}(\eta=k)] & k \geq 0 \text{ és } F \leq j < B-F \\ P_{B-F}(\eta=k) & k \geq 0 \text{ és } B-F \leq j \leq B-1. \end{cases} \quad (19)$$

A fentieket felhasználva:

$$M_j(\eta) = \sum_{k=0}^l k \cdot P_j(\eta=k) = \sum_{k=0}^{k_{\max}} k \cdot P_j(\eta=k), \quad (20)$$

ahol  $k_{\max}$  az utánzási helyek számának lehetséges legnagyobb értéke.  $M_j(\eta)$  értékét (16)-ba helyettesítve, majd (17) szerint ezt minden  $j$ -re kiszámítva és összegezve, megkapjuk a visszatérési idő várható értékét.

Az eloszlásfüggvényt (13) alapján kapjuk, ha eloszlását meghatározzuk:

$$P_j(\chi=i) = \sum_{l=1}^{k_{\max}} P_j(\chi_l=l) \cdot P_j(\eta=i) = \\ = \sum_{l=1}^{k_{\max}} \left[ \sum_{l_1=0}^l \dots \sum_{l_2=0}^{l_1} \sum_{l_3=0}^{l_2} P_j(\xi_1=l_1) \cdot P_j(\xi_2=l_2-l_1) \dots \right. \\ \left. \dots P_j(\xi_i=l-l_{i-1}) \right] \cdot P_j(\eta=i), \quad (21)$$

Illetve tetszőleges helyről indítva:

$$P(\chi=l) = \sum_{k=0}^{B-1} P_k(\chi=l) \cdot P(j=k) = \frac{1}{B} \sum_{k=0}^{B-1} P_k(\chi=l). \quad (22)$$

A fenti képlet számítógéppel kiértékelhető, ha figyelembe vesszük, hogy  $l$  értékét csak egy határig érdemes növelni. Gyakorlatilag arra vagyunk kíváncsiak, mi a valószínűsége annak, hogy a rendszer egy adott időn túl, illetve azon belül szinkronizál vissza, így ennek az időnek megfelelő lépésszámig érdemes az eloszlásfüggvényt számítani (21)-ből, illetve (22)-ből a definíció alapján.

#### 4. Hamis szinkronhiba-gyakoriság egyenletesen elosztott BS szó esetén

Az 5. ábrán látható teljes folyamatból a csoportos BS szó vizsgálatánál követett módon képezzük a megfelelő részfolyamatot, és keressük a SZE—SZH-állapot-átmenetek várható idejét, feltéve, hogy csak a vonali hibaarány hoz létre hamis szinkronhibát. Jelöljük  $\xi$ -vel a szinkronhiba detektálásáig beérkező BS bitek számát, amivel a HSZH (hamis szinkronhiba) bekövetkezésének várható idejét írhatjuk:

$$M(t_h) = \tau_b \sum_{l=0}^{\infty} l \cdot P(\xi=l) = \tau_b \cdot \sum_{l=F_0}^{\infty} l \cdot P(\xi=l). \quad (23)$$

Vezessük be a következő jelöléseket:

$P_0$  — annak valószínűsége, hogy egy  $n$  bites csoportban (BS szóban)  $F_0$ -nál kevesebb hiba van,

$k$  — a vizsgált bit sorszáma az éppen vizsgált csoporton belül,

$l$  — a vizsgált bit sorszáma a vizsgálat kezdetétől,  
 $L$  — a vizsgált  $n$  bites csoport sorszáma a vizsgálat kezdetétől,

$l=L \cdot n + k$

$P_k$  — annak valószínűsége, hogy az  $F_0$  hiba detektálása a  $k$  bithelyen történik.

Ezzel a jelölésekkel, és figyelembe véve a következő összefüggéseket:

$$P(\xi=l) = P_0^l \cdot P_k, \quad (24)$$

$$P_0 = \sum_{i=0}^{F_0-1} \binom{n}{i} \varepsilon^i (1-\varepsilon)^{n-i}, \quad (25)$$

$$P_k = \begin{cases} 0 & k < F_0 \\ \binom{k-1}{F_0-1} \varepsilon^{F_0} (1-\varepsilon)^{k-F_0} & k \geq F_0. \end{cases} \quad (26)$$

A hamis szinkronhiba várható idejére felírhatjuk:

$$\begin{aligned} M_h(t) &= \tau_b \cdot [F_0 \cdot P_{F_0} + (F_0+1)P_{F_0+1} + \dots + l \cdot P(\xi=l) + \\ &+ \dots = \tau_b \cdot [F_0 \cdot P_{F_0} + \dots + n \cdot P_n] + P_0 \cdot [(F_0+n) \cdot P_{F_0} + \\ &+ \dots + 2n \cdot P_n] + P_0^2 \cdot [(F_0+2n) \cdot P_{F_0} + \\ &+ \dots + 3n \cdot P_n] + \dots \}. \end{aligned}$$

Legyen

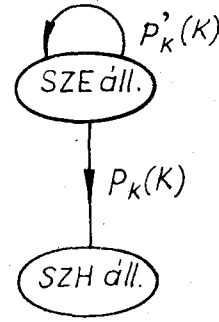
$$M_1 = \sum_{i=F_0}^n i \cdot P(\xi=i),$$

amit behelyettesítve a fenti összefüggésbe:

$$\begin{aligned} M(t_h) &= \tau_b \left[ M_1 + P_0 \left( M_1 + n \sum_{k=F_0}^n P_k \right) + P_0^2 \left( M_1 + \right. \right. \\ &+ \left. \left. 2n \sum_{k=F_0}^n P_k \right) + \dots + P_0^i \left( M_1 + i \cdot n \sum_{k=F_0}^n P_k \right) + \dots \right]. \end{aligned}$$

Igazolható, hogy

$$\sum_{k=F_0}^n P_k = 1 - P_0.$$



H 619-ZA 8

8. ábra

Ezt figyelembe véve:

$$\begin{aligned} M(t_h) &= \tau_b \cdot M_1 \sum_{i=0}^{\infty} P_0^i + \tau_b \cdot (1-P_0) \cdot n \cdot \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot P_0^i = \\ &= \tau_b \cdot M_1 \frac{1}{1-P_0} + \tau_b \cdot n \cdot (1-P_0) \cdot P_0 \cdot \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot P_0^{i-1} = \\ &= \tau_b \cdot \frac{M_1 + n \cdot P_0}{1-P_0}, \end{aligned} \quad (27)$$

alakban kapjuk a hamis szinkronhiba bekövetkezésének várható idejét. Az eloszlásfüggvény:

$$F(\xi=l) = \sum_{i=1}^l P(\xi=i). \quad (28)$$

Nagyobb időknél elég blokkonként, tehát  $n \cdot \tau_b$  időnként vizsgálni az eloszlást:

$$P(\xi=L) = 1 - P_0^L. \quad (29)$$

A fentieket a 8. ábra szemlélteti. Az ábrán  $P_k(k)$ , illetve  $P'_k(k)$  valószínűségek blokkonként periodikusan ismétlődnek.

#### 5. Szinkronhiba-felismerés egyenletesen elosztott BS szó esetén

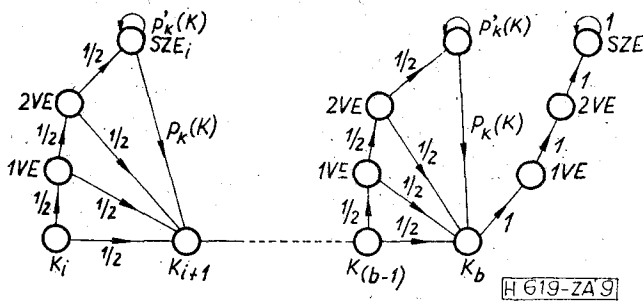
A számítás elve azonos a csoportos BS szónál követéssel.

$$M(t_f) = \frac{b \cdot \tau}{2} + M(t_h)_{\varepsilon=0,5}. \quad (30)$$

Az első tag az első hiba észleléséhez szükséges minimális idő várható értéke, a második pedig az utánzások késleltető hatását írja le.

#### 6. Visszaszinkronizálási idő egyenletesen elosztott BS szó esetén

A visszaállítási folyamat Markov-lánca a 9. ábrán látható. Itt az  $i$  bithely vizsgálata bármely két BS bit közötti  $i$  bithely vizsgálatát jelenti. Legrosszabb esetben tehát, amikor a vizsgálat egy BS bit után indul,  $b-1$  bithelyet kell ellenőrizni a vevőnek, és csak a  $b$  bithelyről jut el a tényleges szinkronállapotba, onnan azonban 1 valószínűséggel, az  $\varepsilon=0$  felté-



9. ábra

tel miatt. Az ábrán szereplő  $P_k(k)$  valószínűség már ismert;  $P'_k(k)$  jelentése pedig:

$$P'_k(k) = i - \sum_{i=F_0}^k P_i.$$

Ezek a valószínűségek blokkidőnként ismétlődnek, tehát:

$$P_k(k) = P_{k+i \cdot n}(k + i \cdot n),$$

$$P'_k(k) = P'_{k+i \cdot n}(k + i \cdot n).$$

A vevő akkor tekinti az együttfutást helyreálltnak, ha  $f$  számú, egymástól  $b$  bit távolságra levő bit bevételezése után, az azokból (egy megfelelően visszacsatolt shiftregiszterrel) képzett sorozat következő  $\delta$  számú bitje azonos a vett sorozat folytatásával. Az együttfutási visszaállási idő a következő BS bittől  $j$  bit távolságra induló keresés esetén:

$$t_{vj} = (j + 1) \cdot f \cdot \tau_b + j \cdot \tau + \chi \cdot \tau_b + (\delta - 1) \cdot \tau_b. \quad (31)$$

Az első tag a minden bithelyen egyszer fellépő  $j$  bit késleltetést, a második az új bithelyre való áttérések idejét, a harmadik az utánzások miatti késleltetést, a negyedik pedig a  $b$ . bithelyen a visszaállítás ellenőrzéséhez szükséges lépések idejét írja le.

$$\chi = \sum_{i=1}^{\eta} \xi_i, \quad (32)$$

ahol  $\eta$  az utánzási bithelyek száma,  $\xi_i$  pedig az  $i$ . bithelyen fellépő késleltetések száma.

Az utánzási helyek számának eloszlása:

$$P_j(\eta = k) = \begin{cases} 1 & \text{ha } k=0 \text{ és } j=0 \\ (0,5)^j & \text{ha } k \geq 0 \text{ és } b-1 \geq j > 0. \end{cases} \quad (33)$$

Tetszőleges bithelyen fellépő többletlépések számának eloszlása:

$$P(\xi_i = m) = \begin{cases} (0,5)^m & 0 < m \leq \delta - 1 \\ \frac{1}{2^{\delta-1}} \cdot P_k & m \geq \delta \text{ és } k = m - (\delta - 1). \end{cases} \quad (34)$$

Az utánzási helyek számának várható értéke a legrosszabb esetben, ha  $j = b - 1$ :

$$M_{b-1}(\eta) = \sum_{k=1}^{b-1} k \cdot \binom{b-1}{k} \cdot (0,5)^{b-1} = \frac{b-1}{2}. \quad (35)$$

A fentiek felhasználásával a visszaállás várható ideje a legrosszabb esetben:

$$M_{b-1}(t_v) = b \cdot f \cdot \tau_b + (b-1)\tau + (\delta - 1)\tau_b + \frac{b-1}{2} M(\xi) \cdot \tau_b, \quad (36)$$

ahol  $M(\xi)$  értékét (34)-ből a definíció alapján számítjuk, m értékét egy kellően megválasztott határig növelve.

Az eloszlásfüggvény felírásához  $\chi$  eloszlását kell meghatározni. (21)-hez hasonlóan:

$$P_{b-1}(\chi = l) = \sum_{i=1}^{k_{\max}} P_{b-1}(\chi_i = i) \cdot P_{b-1}(\eta = i) =$$

$$= \sum_{i=1}^{k_{\max}} \left[ \sum_{l_1=0}^l \dots \sum_{l_{i-1}=0}^l \sum_{l_i=0}^l P_{b-1}(\xi_1 = l_1) \cdot P_{b-1}(\xi_2 = l_2 - l_1) \cdot \dots \right. \\ \left. \dots P_{b-1}(\xi_i = l - l_{i-1}) \right] \cdot P_{b-1}(\eta = i). \quad (37)$$

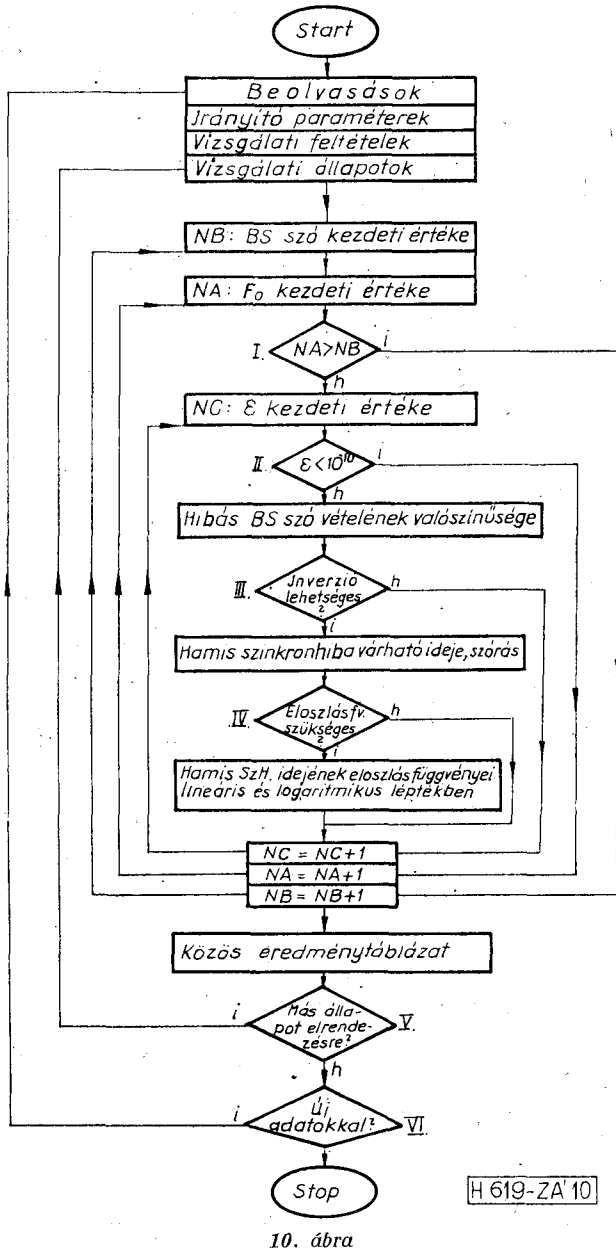
A fentiek kiszámításához két program készült. Az egyik a hamis szinkronhibák sűrűségének számítására alkalmas csoportos és egyenletesen elosztott BS szóval szinkronizált rendszerekre, a másik a visszazinkronizálási idők számítására alkalmas, illetve az egyenletesen elosztott BS szóval szinkronizált rendszerekre a hamis szinkronhibagyakoriságot is megadja, mivel ennek algoritmusát, egyébként is tartalmazza.

### 7. Hamis szinkronhibaprogram

A program blokkvázlatát a 10. ábrán láthatjuk. A működés a beolvasásokkal kezdődik. A beolvasott adatok első csoportja a program további működését vezérli, az egyes számítások végrehajtását, kihagyását, az egyes programrészek vagy a teljes program többszöri futását írják elő. A vizsgálati állapotokkal a tranzíciós mátrix elemeit adjuk meg. Itt meg kell adni a sor és az oszlop sorszámát és az ennek megfelelő helyen álló átmenetvalószínűség-típushoz rendelt egész számot. A tranzíciós mátrixban 0,1,  $p$ ,  $1-p$  valószínűségű átmenetek fordulhatnak elő. Az összes többi beolvasott adat a vizsgálati feltételek adatcsoportjához tartozik.

A beolvasások után három egymásba skatulyázott ciklus következik, ahol a ciklusváltozók értékeit az adatbevitel során határozhatjuk meg. A ciklusváltozók: (NB) a BS szó hossza, (NA) a BS szó detektálás feltételét megadó  $F_0$  paraméter, (NC) a TV(NC) vektorból a vonali hibaarány aktuális értékét határozza meg.

A ciklusváltozók minden értéke mellett kiszámításra kerül a BS szó hibás vételének valószínűsége (1) szerint, a hamis szinkronhibabekövetkezés idejének várható értéke (4), és szórása (5) szerint, valamint az eloszlásfüggvény lineáris, illetve logaritmikus lépésközzel is, az előírt számú alkalommal, és lineáris lépésköznél az előírt számú lépésig (6) szerint. Az eloszlásfüggvény számításánál összesen hat bevethető és négy fix küszöbértékhez tartozó lépésszám-értéket jegeyz fel a program külön. Az I. és II. vizsgálat az értelmetlen, illetve irreális adatokkal való számítástól véd. A III. vizsgálat az inverzió végrehajthatóságát jelzi ki.  $k=1$  esetben az invertálandó mátrix szinguláris volt, ezért arra a ciklusra a további számítások nem történnek meg. A IV. vizsgálat határozza meg, hogy az adott ciklusban kell-e a lineáris, illetve



10. ábra

logaritmus lépésközzel számított eloszlásfüggvény kiírása.

A közös eredménytáblázatban a ciklusok során összegyűjtött két legfontosabb adat a várható érték, és a szórás van feltüntetve, az áttekinthetőség növelése céljából.

Az V. vizsgálat arról dönt, hogy minden egyéb feltétel azonossága mellett szükséges-e új vizsgálati állapotok esetén is elvégezni a fentieket. Ennek segítségével egy futás során több vételi eljárást lehet összehasonlítani. A VI. vizsgálat arról dönt, hogy történjen-e minden adatra vonatkozó új beolvasás, és új futás, tehát egy másik rendszer vizsgálata.

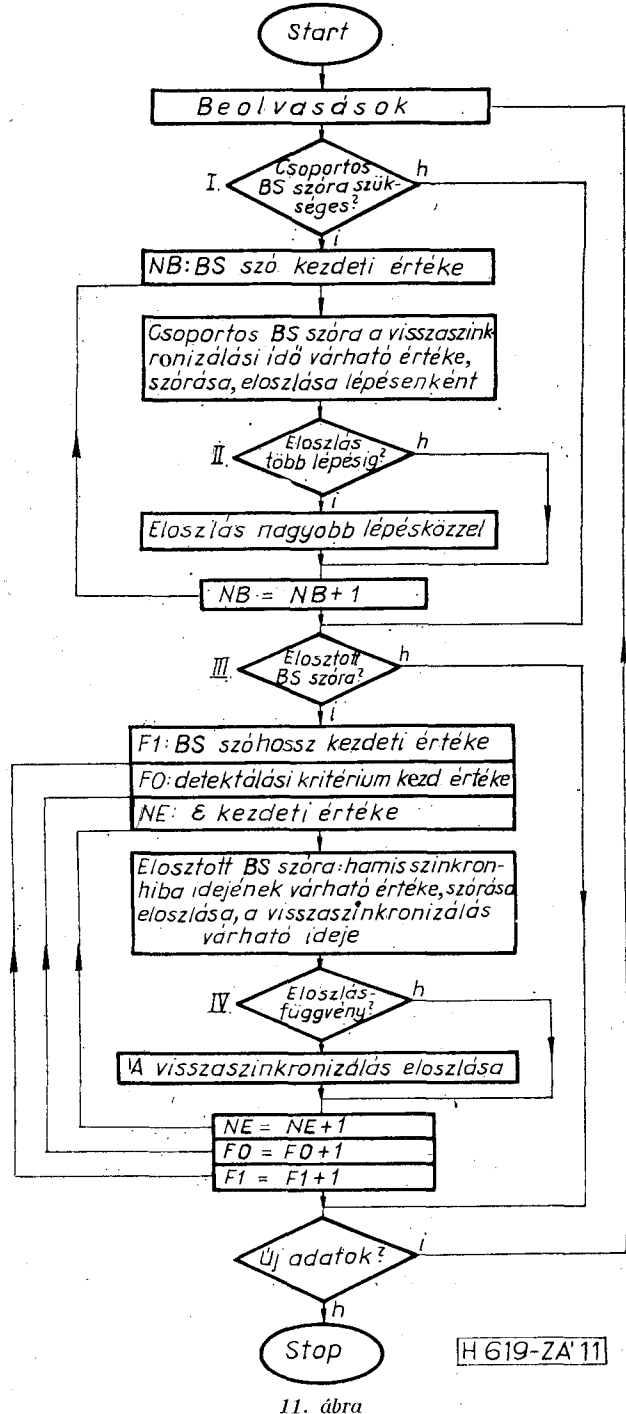
A program a leírt módon alkalmas a csoportos BS szóval szinkronizált rendszerek hamis szinkronhibavizsgálatára, illetve az elosztott BS szóval szinkronizált rendszerek esetén a (29) alapján történő számításra, ahol figyelmen kívül hagyjuk, hogy egy blokkon belül hol következik be hamis szinkronhiba.

8. A visszaszinkronizálási idők programja

A program a csoportos BS szóval szinkronizált rendszerek visszaszinkronizálási idejének várható értékét és eloszlásfüggvényét, egyenletesen elosztott BS szóval szinkronizált rendszerek hamis szinkronhibabekövetkezési idejének, valamint visszaszinkronizálási idejének várható értékét és eloszlásfüggvényét adja meg. Blokkvázlata a 11. ábrán látható.

A beolvasások az előzőekkel megegyező módon most is három adatsort olvasnak be, ezek szerepe azonos az előző programnál használtakkal.

Az I. vizsgálat arról dönt, hogy végrehajtásra kerüljön-e a csoportos BS szó esetére vonatkozó programrész, az alábbiak szerint.



11. ábra

Minden bevitt BS szóhossz értékéhez kiszámítja az utánzás valószínűségét (12) szerint, és a vizsgálati állapotok bevitt értékei alapján meghatározza a tranzíciós mátrix elemeit. A tranzíciós mátrix alapján a már ismertetett mátrix-inverziós módszerrel kiszámítja az egy utánzási helyen fellépő késleltetési lépések várható számát és eloszlásfüggvényét. Emellett kiszámításra kerül (19) és (20) alapján az utánzási helyek számának eloszlása és várható értéke.

Ezek felhasználásával kiszámítható a visszazinkronizálási idő várható értéke (16) szerint, és eloszlása (21) szerint a legrosszabb esetre. Itt az eloszlásfüggvény 200 lépésig van számítva.

A II. vizsgálat azt dönti el, hogy szükség van-e az eloszlásfüggvény több, mint 200 lépésig történő számítására. Ilyenkor az egy utánzási lánchoz tartozó valószínűség-sűrűségfüggvényt  $n$  lépésenként „daraboljuk fel”, tehát az  $l$  és  $l+n$  lépések közé eső valószínűségeket összegezzük, és az így kapott eloszlásokat konvolváljuk. Ebben az esetben az eredő eloszlást is pontatlanabban,  $n$  lépésközönként kapjuk.  $n$  értékét a program maga keresi meg, ez függ az egy lépésközzel számított eloszlásfüggvény meredekségétől.

A III. vizsgálat azt dönti el, hogy szükség van-e az elosztott BS szóval szinkronizált rendszerekre vonatkozó programrész futására. Ebben a részben a számítások minden bevitt BS szóhossz (FI), BS szó detektálási feltétel ( $F_0$ ), és vonali hibaarány (NE) érték-variációkra megtörténnek. Először a BS szó hibátlan vételének valószínűségét határozzuk meg, (25) alapján, majd a hamis szinkronhiba-bekövetkezés sűrűség, illetve eloszlásfüggvényeit (26), illetve (29) alapján. Az eloszlásfüggvény számításánál a lépésköz logaritmikusan növekményű. A hamis szinkronhiba várható idejét (27) alapján számítjuk. A visszazinkronizálási idő várható értékét (36) alapján kapjuk, miután meghatároztuk (34) felhasználásával az egy helyen fellépő többlet lépések várható számát.

A IV. vizsgálat dönt arról, hogy szükséges-e a visszazinkronizálási idő eloszlásfüggvényének számítása, ami (37) alapján történik.

Az V. vizsgálat arról dönt, hogy kell-e folytatni új adatokkal, vagy befejeződhet a futás.

Mindkét programnál minden bevitt adat megjelenik a kiíratásoknál a táblázatok fejléceiben. Az idő

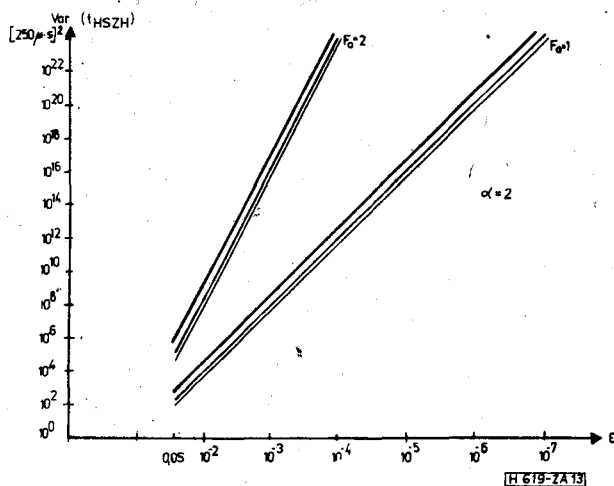
dimenziójú mennyiségek ms ÷ év egységek közül minden reális egységben megjelennek, az áttekinthetőség miatt.

A hamis szinkronhibák programjával a CCITT G 732, a visszazinkronizálási idők programjával a CCITT G 733 ajánlásának megfelelő rendszert vizsgáltuk. A futási eredményeket a következő ábrák szemléltetik.

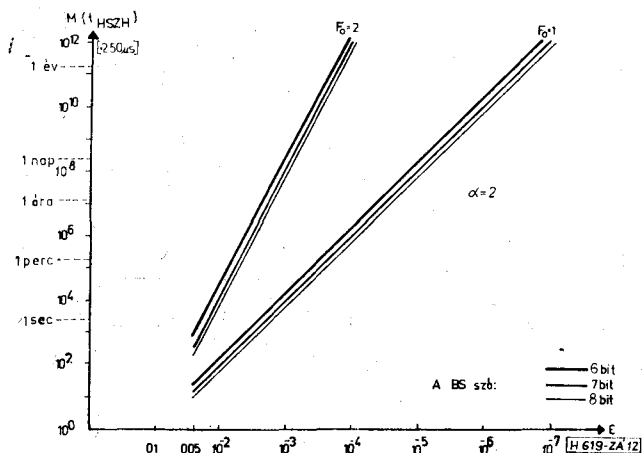
A 12–15. ábrák a G 732 rendszerre, a 16–18. ábrák a G 733 rendszerre vonatkoznak. A hamis szinkronhiba-bekövetkezés várható értéke a 12., szórása a 13., eloszlásfüggvénye a 14. ábrán látható, a vonali hibaarány függvényében, a szinkronizációs rendszer paramétereinek néhány értékére. A visszaállási idő eloszlásfüggvénye 6,7 és 8 bites BS szóhossz esetén a 15. ábrán látható.

A 16. ábrán a hamis szinkronhiba-bekövetkezés idejének várható értéke a vonali hibaarány függvényében, a 17. ábrán eloszlásfüggvénye látható néhány hibaarány-paraméter értékre. A 18. ábra a visszaállási idő eloszlásfüggvényét mutatja be  $n=5$ ,  $F_0=3$ ,  $\delta=3$  rendszerparaméter értékek esetén.

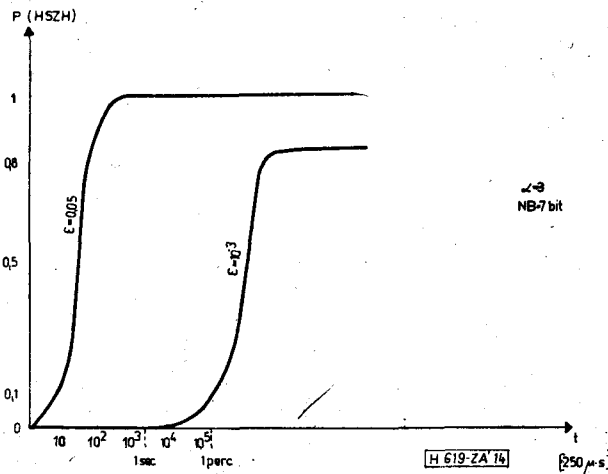
Ez utat is köszönetet mondok Bakos Gyulának, aki mind a diplomamunkám, mind ezen cikk készítésénél minden segítséget megadott, valamint Mágel Gábornak, aki a programok elkészítésénél és próba-futtatásainál nyújtott nagy segítséget,



13. ábra

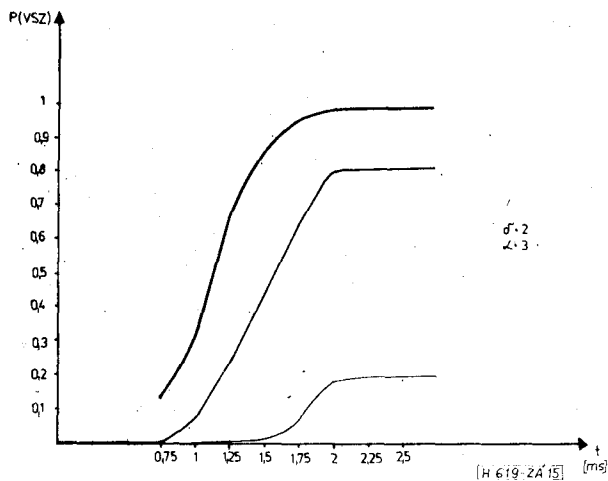


12. ábra

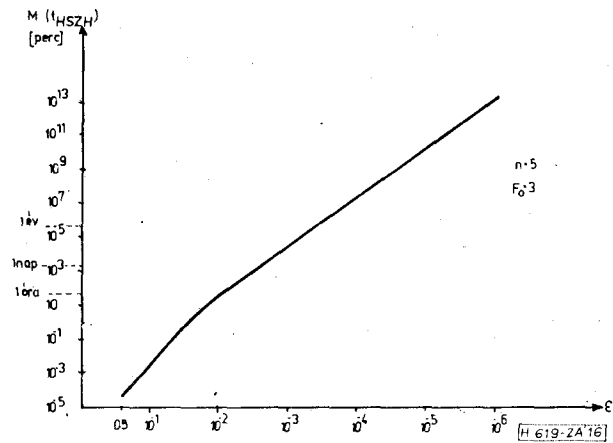


14. ábra

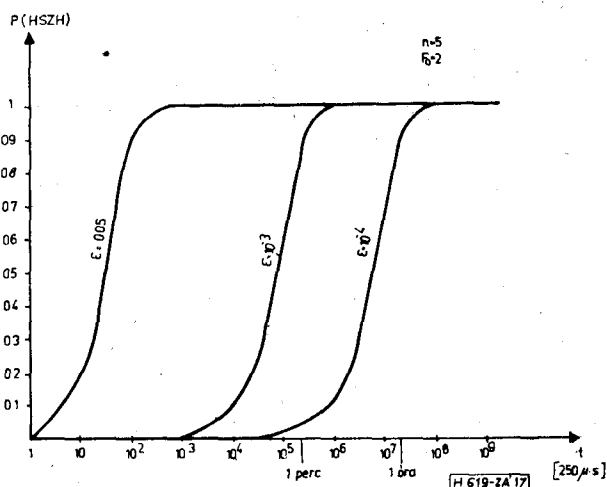




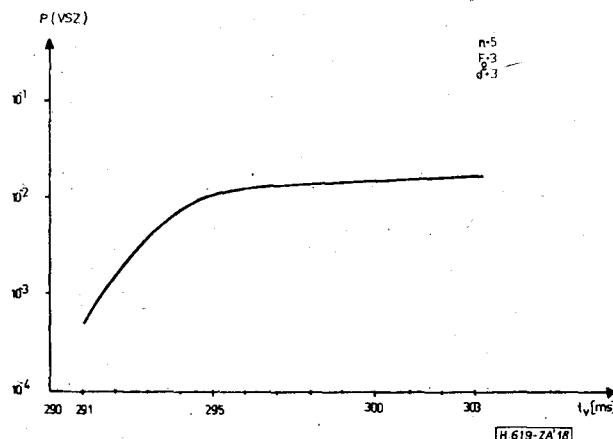
15. ábra



16. ábra



17. ábra



18. ábra

IRODALOM

- [1] Bakos Gyula—Tatai Péter: PCM multiplex végállomások. BME Továbbképző Intézet, 1974.
- [2] Lajkó Sándor—Lajtha György: PCM a távközlésben. Műszaki K. 1978.
- [3] Kemeny—Snell: Finite Markov Chains. Van Nostrand, 1960.
- [4] RAU, John G.: Optimization and Probability in Systems Engineering. Van Nostrand, 1970.
- [5] Zur Theorie des Blochsynchronisation von Zeitmultiplexsystemen. = Siemens Forsch., 1974. Nr. 1. p. 13—18.
- [6] CCITT G 732, G 733, G 734, G 741, G 742, G 743, G 744, G 745, G 746, G 751, G 752 ajánlások.

Lapunk példányonként megvásárolható

V., Váci utca 10.

V., Bajcsy-Zsilinszky út 76. szám alatti  
hírlapboltokban