

MBX114E: Diszkrét matematika III.

(előadásvázlat, 2007. június 16.)

Maróti Miklós

8. HIBAJAVÍTÓ KÓDOLÁS

A diszkrét matematika I és II tárgyakból a következő fogalmakat kell tudni: **test**, **monoid**, **vektortér**, **dimenzió**, **mátrixok**.

Az előadáshoz ajánlott jegyzet:

- Kiss Emil: Bevezetés az algebra, Typotex Kiadó, Budapest, 2007.
- Czédli Gábor: *Boole-függvények*, Polygon Kiadó, Szeged, 1995.

8.1. Definíció. Az információ tároló vagy továbbító rendszerek a következő öt részre bonthatók:

- (1) **információ forrás**, pl. szöveges (TXT) vagy zenei (WAV) adat
- (2) **kódoló**, pl. tömörítő vagy CD író program
- (3) **kommunikációs csatorna**, pl. internet vagy kompakt diszk
- (4) **dekódoló**, pl. kitömörítő vagy CD lejátszó program
- (5) **információ felhasználás**, pl. szöveges (TXT) vagy zenei (WAV) adat

A továbbítandó információ általában diszkrét egységekre bontható (szöveges adat esetén karakterek sorozatára, mono zenei adat esetén 16-bites előjeles számok sorozatára), melyeket **üzeneteknek** nevezzük. A **kódolás** egy $\varphi : M \rightarrow C$ bijektív leképezés, ahol M az üzenetek, illetve C a **kódszavak** halmaza. Magát a C halmazt nevezzük **kódnak**. Mi csak olyan kódolásokkal fogunk foglalkozni, ahol mind M , mind C a $K = \{0, 1, \dots, k-1\}$ **szimbólumok** ($k = 2$ esetben **bitek**) feletti szavakból áll, azaz $M, C \subseteq K^*$, ahol

$$K^* = \{a_0 a_1 \cdots a_{n-1} : n \geq 0, a_0, \dots, a_{n-1} \in K\}.$$

A **dekódolás** egy $\psi : K^* \rightarrow M$ parciális leképezés. Többfajta kódolás létezik (titkosítás, tömörítés, stb.), de mi csak olyanokat vizsgálunk, melynek célja a hibajelzés és hibajavítás.

8.2. Definíció. A $C \subseteq K^*$ kód **blokk-kód**, ha minden kódszava ugyanolyan hosszú. A kódszavak közös $n \in \mathbb{N}$ hosszát a C kód **hosszának** nevezzük. Ekkor természetesen $C \subseteq K^n$.

8.3. Definíció. A $C \subseteq K^n$ blokk-kód elemeit ideális esetben $\log_{|K|} |C|$ hosszúságú szavakkal is meg tudnánk különböztetni, de mi n -hosszú szavakat használunk. Tehát a C blokk-kód **információs rátája** (gazdaságossági együtthatója)

$$\frac{\log_{|K|} |C|}{n}.$$

8.4. Példa. A $C = \{000, 111\} \subseteq \mathbb{Z}_2^3$ kód információs rátája $\frac{\log_2 2}{3} = \frac{1}{3}$, ami durván azt jelenti, hogy egy bitnyi kódolt adat csak $\frac{1}{3}$ bitnyi információt hordoz.

8.5. Definíció. A kommunikációs csatornát **szimmetrikusnak** nevezzük, ha

- (1) a kódszavak hosszát nem változtatja meg, azaz a csatornán bemenő és kijövő szimbólumok száma ugyanaz,
- (2) minden szimbólumot egymástól független módon, sorrendben, azonos $p > \frac{1}{2}$ valószínűséggel helyesen továbbít, vagy $1 - p$ valószínűséggel elront, és
- (3) az elrontott szimbólumok azonos eséllyel kerülnek ki a helytelen szimbólumok közül.

8.6. Példa. A $K = \{0, 1, 2\}$ és $p = 80\%$ paraméterek esetén a szimmetrikus kommunikációs csatorna az 1 szimbólumot 10% valószínűséggel továbbítja 0-ként, 80% valószínűséggel 1-ként, és szintén 10% valószínűséggel továbbítja 2-ként. Ezt a bejövő szimbólumok mindegyikére hasonlóan, egymástól függetlenül végzi el.

8.7. Definíció. Az $u = u_1 \dots u_n$ és $v = v_1 \dots v_n \in K^n$ szavak **Hamming-távolsága** azoknak az $1 \leq i \leq n$ koordinátáknak a száma, ahol u és v eltér:

$$d(u, v) = |\{1 \leq i \leq n : u_i \neq v_i\}|.$$

8.8. Tétel. Legyen $C \subseteq K^n$ blokk-kód és $v \in C$ szimmetrikus kommunikációs csatornából kijövő szó. Ekkor a legnagyobb valószínűséggel azt az $u \in C$ kódszót alakította át a csatorna, amelynek Hamming-távolsága minimális v -től. Ha több ilyen van, akkor azok mindegyike egyenlő valószínűséggel lehetett a bemenő kódszó.

8.9. Példa. Ha a $C = \{000, 111\}$ kód esetén a szimmetrikus kommunikációs csatornából kijövő szó $v = 010$, akkor annak a legnagyobb a valószínűsége, hogy az $u = 000$ kódszó ment be a csatornába.

8.10. Definíció. Legyen $C \subseteq K^n$ blokk-kód. Ha ismert a $\varphi : M \rightarrow C$ kódolás, akkor a $\psi : K^n \rightarrow M$ dekódoláshoz elég megadni azt a $\tau : K^n \rightarrow C$ parciális leképezést, amelyre $\tau = \psi\varphi$. Ha minden $v \in K^n$ beérkező szóra

$$v\tau = \begin{cases} u, & \text{ha } u \in C \text{ a } v \text{ szóhoz legközelebbi kódszó, és} \\ - & \text{(nem definiált), ha több kódszó van legközelebb } v\text{-hez,} \end{cases}$$

akkor a kapott dekódolást a **standard hibajavító dekódolásnak** nevezzük.

8.11. Példa. Legyen $C = \{101, 111, 011\}$ és $v = 100$ a kommunikációs csatornából kijövő szó. Ekkor $d(101, 100) = 1$, $d(111, 100) = 2$, $d(011, 100) = 3$, tehát a standard hibajavító dekódolás a v szót az 101 kódszóra javítja. Ha $v = 001$, akkor $d(101, 001) = 1$ és $d(011, 001) = 1$, tehát a standard hibajavító dekódolás a v szót hibásnak jelzi.

8.12. Definíció. Legyen $t \geq 0$ és $C \subseteq K^n$. A C kód **t -hibajelző**, ha bármely kódszót legfeljebb t helyen megváltoztatva az eredmény nem lehet az eredetitől különböző kódszó. A C kód **t -hibajavító**, ha bárhogyan is veszünk két $u \neq v$ kódszót, és azokat legfeljebb t helyen (külön-külön) megváltoztatjuk, akkor a kapott $u', v' \in K^n$ szavak különbözők.

8.13. Példa. A $C = \{000, 111\}$ kód 2-hibajelző, de nem 3-hibajelző, és 1-hibajavító, de nem 2-hibajavító.

8.14. Definíció. A $C \subseteq K^n$ blokk-kód **minimális távolságán** a

$$d(C) = \min\{d(u, v) : u, v \in C, u \neq v\}$$

számot értjük.

8.15. Példa. A $C = \{000, 111\}$ kód minimális távolsága 3. A $C = \{000, 011, 101, 110\}$ kód minimális távolsága 2.

8.16. Definíció. Tetszőleges C blokk-kód $d(C) - 1$ -hibajelző, és $\left\lfloor \frac{d(C)-1}{2} \right\rfloor$ -hibajavító. Ezek a számok a lehető legnagyobbak, azaz C nem $d(C)$ -hibajelző, és nem $\left\lfloor \frac{d(C)+1}{2} \right\rfloor$ -hibajavító.

8.17. Példa. A $C = \{000, 111\}$ kód $3 - 1 = 2$ -hibajelző és $2/2 = 1$ -hibajavító. A $C = \{000, 011, 101, 110\}$ kód $2 - 1 = 1$ -hibajelző és $\lfloor 1/2 \rfloor = 0$ -hibajavító.

8.18. Tétel (Hamming-korlát). Ha a $C \subseteq K^n$ kód t -hibajavító, akkor

$$|K|^n \geq |C| \cdot \sum_{i=0}^t \binom{n}{i} (|K| - 1)^i.$$

8.19. Példa. Kiszámoljuk, hogy maximum hány kódszót tartalmazhat egy 7-hosszú 1-hibajavító bináris kód. Tehát $|K| = 2$, $n = 7$, $t = 1$, és

$$\sum_{i=0}^t \binom{n}{i} (|K| - 1)^i = \binom{7}{0} + \binom{7}{1} = 8.$$

Ez azt jelenti, hogy minden kódszó körüli 1-sugarú gömb pontosan 8 szót tartalmaz, és ezek páronként diszjunktak. Azt kaptuk, hogy $2^7 = 128 \geq |C| \cdot 8$, azaz $|C| \leq 16$. Ebből azt is megállapíthatjuk, hogy C információs rátája legfeljebb $4/7$ lehet.

8.20. Definíció. A t -hibajavító $C \subseteq K^n$ kód **perfekt**, ha minden $v \in K^n$ szóhoz van tőle legfeljebb t Hamming-távolságra levő kódszó (azaz a kód eléri a Hamming-korlátját).

8.21. Példa. A $C = \{000, 111\}$ kód perfekt 1-hibajavító kód, mert $2^3 = 2 \cdot (1 + 3)$.

8.22. Definíció. Ha K test és $C \subseteq K^n$ altere a K feletti K^n vektortérnek, akkor C -t **lineáris kódnak** nevezzük.

8.23. Tétel. Legyen $C \leq K^n$ lineáris kód. Ekkor

- (1) $|C| = |K|^r$ valamely r egészre, tehát lineáris kódok esetében feltehető, hogy $M = K^r$;
- (2) létezik olyan $\varphi : K^r \rightarrow C$ kódolás, amely lineáris leképezés,
- (3) C információs rátája $\frac{r}{n}$.

8.24. Definíció. Legyen $C \leq K^n$ r -dimenziós lineáris kód. A $G \in K^{r \times n}$ mátrixot a C kód **generátormátrixának** nevezzük, ha G sorainak rendszere a C vektortér bázisát alkotja. Ekkor az $u \in K^r$ üzenet **G -szerinti kódolása** az $uG \in C$ kódszó.

8.25. Példa. A $C = \{000, 111\}$ kód generátormátrixa $G = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \in \mathbb{Z}_2^{1 \times 3}$.

8.26. Definíció. A C lineáris kód **szisztematikus**, ha van olyan generátormátrixa, amelyben az első r oszlop az egységmátrixot alkotja, azaz $G = [E \ H]$ valamely $H \in K^{r \times (n-r)}$ mátrixra.

8.27. Példa. A $C = \{0000, 1010, 0111, 1101\}$ kód szisztematikus, mivel C egy generátormátrixa $G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \in \mathbb{Z}_2^{2 \times 4}$. Ekkor $H = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{pmatrix}$.

8.28. Definíció. A $C, D \leq K^n$ lineáris kódok **ekvivalensek**, ha létezik olyan $\pi \in S_n$ permutáció, amelyre

$$a_1 a_2 \dots a_n \in C \iff a_{1\pi} a_{2\pi} \dots a_{n\pi} \in D.$$

8.29. Példa. A $C = \{0000, 1010, 0111, 1101\}$ és $D = \{0000, 1100, 0111, 1011\}$ kódok ekvivalensek, mert minden kódszóban a második és harmadik szimbólumot felcserélve ($\pi = (2 \ 3)$) egymásba vihetők.

8.30. Tétel. Minden lineáris kód ekvivalens egy szisztematikus lineáris kóddal.

8.31. Tétel. A $C \leq K^n$ lineáris kód minimális távolsága éppen

$$\min\{d(u, 0) : u \in C \setminus \{0\}\}.$$

8.32. Definíció. Legyen $C \leq K^n$ r -dimenziós lineáris kód. A $P \in K^{n \times (n-r)}$ mátrixot a C kód **ellenőrző mátrixának** nevezzük, ha $u \in K^n$ akkor és csak akkor kódszó, ha $uP = 0$.

8.33. Tétel. Minden lineáris kódnak van ellenőrző mátrixa, ami egyértelműen meghatározza a kódot. A $P \in K^{n \times (n-r)}$ mátrix akkor és csak akkor ellenőrző mátrixa a $G \in K^{r \times n}$ generátormátrixú lineáris kódnak, ha oszlopvektorai lineárisan függetlenek és $GP = 0$. Ha a kód szisztematikus a $G = [E \ H]$ generátormátrixal, akkor a kód egy ellenőrző mátrixa

$$P = \begin{bmatrix} -H \\ E \end{bmatrix}.$$

8.34. Példa. A $C = \{0000, 1010, 0111, 1101\}$ szisztematikus kód generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

Tehát a kód ellenőrző mátrixa

$$P = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix}.$$

8.35. Definíció. Legyen K tetszőleges véges test, $r \geq 2$,

$$n = \frac{|K|^r - 1}{|K| - 1},$$

és legyen $P \in K^{n \times r}$ olyan mátrix, melynek sorai a K^r vektortér páronként lineárisan független nemzérő vektorait tartalmazzák (pl. azon nemzérő vektorok, melyeknek az első nemnulla komponense 1). Azt a $C \leq K^n$ lineáris kódot, melynek P az ellenőrző mátrixa, **Hamming-kódnak** nevezzük, melynek dimenziója $n - r$.

8.36. Példa. Megadjuk a $K = \mathbb{Z}_2$ test feletti (azaz bináris) $\frac{2^2-1}{2-1} = 3$ -hosszú Hamming-kódot. A kód egy lehetséges ellenőrzőmátrixa

$$P = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix},$$

tehát $H = (1 \ 1)$ és a kód generátormátrixa

$$G = (1 \ 1 \ 1),$$

azaz $C = \{000, 111\}$.

8.37. Példa. Megadjuk a $K = \mathbb{Z}_3$ test feletti $\frac{3^2-1}{3-1} = 4$ -hosszú Hamming-kódot. A K^2 vektortér azon nemzérő vektorai, melynek az első nemnulla komponense 1, pontosan a $(1, 0)$, $(1, 1)$, $(1, 2)$ és $(0, 1)$ vektorok. Tehát a kód egy lehetséges ellenőrzőmátrixa

$$P = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 2 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix},$$

és a kód generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 2 & 2 \\ 0 & 1 & 2 & 1 \end{pmatrix}.$$

Ezért a kód 2-dimenziós, kilenc eleme van, mégpedig

$$C = \{0000, 1022, 2011, 0121, 1110, 2102, 0212, 1201, 2220\}.$$

A kód minimális távolsága 3 (elég megnézni a nemzérő vektorok zérótól való távolságát), tehát C 2-hibajelző és 1-hibajavító, és információs rátája $\frac{2}{4} = \frac{1}{2}$.

8.38. Példa. Megadjuk a $2^3 - 1 = 7$ -hosszú, bináris Hamming-kódot. A kód egy lehetséges ellenőrzőmátrixa

$$P = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{pmatrix},$$

tehát a kód generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

A kód 4-dimenziós, 16 eleme van, és információs rátája $\frac{4}{7}$.

8.39. Tétel. Tetszőleges K test fölött a Hamming-kód tökéletes, 1-hibajavító és 2-hibajelző.

8.40. Definíció. A $C \subseteq K^n$ blokk-kódot **ciklikusnak** nevezzük, ha minden $a_1 a_2 \dots a_n$ kódszóra az $a_2 \dots a_n a_1$ szó szintén kódszó.

8.41. Megjegyzés. Legyen K tetszőleges test. Az $a_1 a_2 \dots a_n \in K^n$ szavakat azonosítjuk az $a_1 + a_2 x + \dots + a_n x^{n-1}$ polinommal.

8.42. Tétel. Legyen $C \leq K^n$ nemtriviális (azaz $C \neq \{0\}$) ciklikus lineáris kód és $g \in C$ minimális fokszámú főpolinom kódszó. Ekkor

- (1) g egyértelműen meghatározott,
- (2) minden $h \in K^n$ szóra $h \in C \iff g \mid h$,
- (3) g valódi osztója az $x^n - 1$ polinomnak,
- (4) C dimenziója pontosan $n - \deg(g)$.

8.43. Definíció. A $C \leq K^n$ ciklikus lineáris kódban egyértelműen meghatározott minimális fokszámú főpolinomot a C kód **generátorpolinomjának** nevezzük.

8.44. Tétel. Ha g a $C \leq K^n$ ciklikus lineáris kód generátorpolinomja, és $r = n - \deg(g)$, akkor a C kód egy generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} g \\ xg \\ x^2g \\ \vdots \\ x^{r-1}g \end{pmatrix}.$$

8.45. Példa. Tekintsük a $C = \{0000, 1010, 0101, 1111\}$ ciklikus lineáris kódot. Ekkor a generátorpolinom az 1010 szóhoz tartozó $g = 1 + x^2 \in \mathbb{Z}_2[x]$ polinom, és C egy generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} g \\ xg \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1010 \\ 0101 \end{pmatrix}.$$

8.46. Tétel. Ha a $g \in K[x]$ polinom valódi osztója az $x^n - 1$ polinomnak, akkor a g által generált $C = \{h \in K^n : g \mid h\}$ kód ciklikus, lineáris, és g a generátorpolinomja.

8.47. Példa. Meghatározzuk az összes 3-hosszú nemtriviális ciklikus lineáris bináris kódot. Az $x^3 - 1 \in \mathbb{Z}_2[x]$ polinom irreducibilis felbontása $x^3 - 1 = (x + 1)(x^2 + x + 1)$. Tehát $x^3 - 1$ -nek pontosan három valódi osztója van: $g_1 = x + 1$, $g_2 = x^2 + x + 1$ és $g_3 = 1$. Ezen generátorpolinomokhoz tartozó kódok rendre a $C_1 = \{000, 110, 011, 101\}$, $C_2 = \{000, 111\}$ és $C = \mathbb{Z}_2^3$ ciklikus lineáris kódok.

8.48. Tétel. Legyen $f \in K[x]$ n -edfokú irreducibilis polinom, β a $K[x]/\langle f \rangle$ test primitív eleme, és $g \in K[x]$ a β elem minimálpolinomja. Ekkor g generátorpolinomja egy $\frac{|K|^n - 1}{|K| - 1}$ -hosszú ciklikus Hamming-kódnak.

8.49. Példa. Legyen $K = \mathbb{Z}_2$, $f = 1 + x + x^3 \in \mathbb{Z}_2[x]$ és $\beta = \overline{x + 1} \in \mathbb{Z}_2[x]/\langle f \rangle$. Ekkor

$$\begin{aligned} \beta^2 &= \overline{(x + 1)^2} = \overline{x^2 + 1}, \\ \beta^3 &= \overline{(x + 1)(x^2 + 1)} = \overline{x^3 + x^2 + x + 1} = \overline{x^2}, \end{aligned}$$

azaz $\beta^3 + \beta^2 + 1 = \overline{x^2 + (x^2 + 1) + 1} = 0$ és ezért β minimálpolinomja $g = x^3 + x^2 + 1$. Tehát a Hamming-kód hossza $2^3 - 1 = 7$, és generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

8.50. Definíció. Legyen $f \in K[x]$ r -edfokú irreducibilis polinom, α a $K[x]/\langle f \rangle$ test legalább n -edrendű eleme, $d \leq n$, és $g \in K[x]$ az $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{d-1}$ elemek minimálpolinomjainak legkisebb közös többszöröse. Ekkor a g által generált n -hosszú ciklikus lineáris kódot **BCH-kódnak** nevezzük, ahol d a kód **tervezett távolsága**.

8.51. Tétel (Bose, Ray-Chaudhuri, Hocquenghem). Legyen C az előző definícióban megadott BCH-kód. Ekkor C

- (1) hossza n és $n \leq |K|^r - 1$,
- (2) minimális távolsága legalább d ,
- (3) dimenziója legalább $n - r(d - 1)$.

8.52. Példa. Tervezzünk bináris 1-hibajavító BCH-kódot. Mivel a kód 1-hibajavító, ezért a minimális távolságának 3-nak kell lennie. Olyan véges testet kell tehát keresnünk, amelyben van legalább harmadrendű elem. Tudjuk, hogy a $\text{GF}(2^k)$ testben van primitív, azaz $2^k - 1$ -rendű elem, tehát a $k = 2$ jó választás. A $\text{GF}(2^2)$ testet az $f = x^2 + x + 1 \in \mathbb{Z}_2[x]$ irreducibilis polinommal állítjuk elő. A $\mathbb{Z}_2[x]/\langle f \rangle$ testben könnyen leellenőrizhető, hogy az $\alpha = \bar{x}$ elem rendje éppen 3, mert

$$\begin{aligned}\alpha^2 &= \overline{x^2} = \overline{x+1}, \\ \alpha^3 &= \overline{x(x+1)} = \overline{x^2+x} = 1.\end{aligned}$$

Ebből azt is látjuk, hogy $1 + \alpha + \alpha^2 = 0$, azaz α minimálpolinomja $g = 1 + x + x^2$, és $1 + \alpha^2 + (\alpha^2)^2 = 1 + \alpha^2 + \alpha = 1$, azaz α^2 minimálpolinomja szintén $g = 1 + x + x^2$. Tehát α és α^2 minimálpolinomjainak legkisebb közös többszöröse $g = 1 + x + x^2$, így a keresett kód generátormátrixa

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 \end{pmatrix},$$

azaz $C = \{000, 111\}$.

8.53. Tétel. A 3-minimális távolságú BCH-kódok éppen a ciklikus Hamming-kódok.

8.54. Tétel. A $\text{GF}(2^k)$ test tetszőleges α elemére α és α^2 minimálpolinomjai megegyezik.

8.55. Példa. Tervezzünk bináris 2-hibajavító kódot. A d minimális távolságnak most 5-nek kell lennie. Legalább ötödrendű α elemet kell keresnünk és ilyen van a $\text{GF}(2^3)$ testben. Válasszuk az $f = x^3 + x + 1 \in \mathbb{Z}_2[x]$ irreducibilis polinomot. Tudjuk, hogy a $\mathbb{Z}_2[x]/\langle f \rangle$ test minden nemzéró elemének rendje osztója $2^3 - 1 = 7$ -nek, azaz a 0-tól és 1-től különböző elemek hetedrendűek. Legyen tehát $\alpha = \bar{x}$ és $n = 7$. Ki kell számolnunk az $\alpha, \alpha^2, \alpha^3$ és α^4 elemek minimálpolinomját, amihez α hatványaira van szükségünk:

$$\begin{aligned}\alpha^1 &= \bar{x}, \\ \alpha^2 &= \overline{x^2}, \\ \alpha^3 &= \overline{x^3} = \overline{x+1}, \\ \alpha^4 &= \overline{x(x+1)} = \overline{x^2+x}, \\ \alpha^5 &= \overline{x(x^2+x)} = \overline{x^3+x^2} = \overline{x^2+x+1}, \\ \alpha^6 &= \overline{x(x^2+x+1)} = \overline{x^3+x^2+x} = \overline{x^2+1}, \\ \alpha^7 &= \overline{x(x^2+1)} = \overline{x^3+x} = \bar{1}.\end{aligned}$$

Tehát $\alpha^3 + \alpha + 1 = 0$, azaz α minimálpolinomja $x^3 + x + 1$, és az előző tétel szerint ugyan ez a minimálpolinomja az α^2 és α^4 elemeknek is. Az α^3 minimálpolinomja $x^3 + x^2 + 1$, mivel $\alpha^9 + \alpha^6 + 1 = \alpha^2 + \alpha^6 + 1 = 0$. A minimálpolinomok legkisebb közös többszöröse $g = (x^3 + x + 1)(x^3 + x^2 + 1) = x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + x + 1$, így a keresett kód generátormátrixa $G = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$. Ennek a kódnak a minimális távolsága 7, jobb mint a tervezett, de nem valami érdekes, mert dimenziója csak 1, információs rátája pedig csak 1/7. A probléma abból adódik, hogy túl kicsi testben számoltunk.

8.56. Példa. Megint bináris 2-hibajavító kódot tervezünk, de most az $f = x^4 + x^3 + 1 \in \mathbb{Z}_2[x]$ irreducibilis polinomot és a $\mathbb{Z}_2[x]/\langle f \rangle$ testet használva. Vegyünk az $\alpha = \bar{x} = \overline{0100}$ elemet, és számoljuk ki hatványait (a polinomok és szavak azonosítását felhasználva)

$$\begin{aligned}\alpha^1 &= \overline{0100}, & \alpha^2 &= \overline{0010}, & \alpha^3 &= \overline{0001}, & \alpha^4 &= \overline{1001}, & \alpha^5 &= \overline{1101}, \\ \alpha^6 &= \overline{1111}, & \alpha^7 &= \overline{1110}, & \alpha^8 &= \overline{0111}, & \alpha^9 &= \overline{1010}, & \alpha^{10} &= \overline{0101}, \\ \alpha^{11} &= \overline{1011}, & \alpha^{12} &= \overline{1100}, & \alpha^{13} &= \overline{0110}, & \alpha^{14} &= \overline{0011}, & \alpha^{15} &= \overline{1000}.\end{aligned}$$

Látjuk, hogy α rendje 15, azaz α primitív, és ezért n tetszőlegesen választható $d = 5$ és $o(\alpha) = 15$ között. Az is leolvasható, hogy α minimálpolinomja $x^4 + x^3 + 1$, α^2 és α^4 minimálpolinomja szintén ez az előző tétel szerint, és α^3 minimálpolinomja $x^4 + x^3 + x^2 + x + 1$. Tehát a kód generátorpolinomja $g = (x^4 + x^3 + 1)(x^4 + x^3 + x^2 + x + 1) = x^8 + x^4 + x^2 + x + 1$. Ha maximális dimenziójú kódot keresünk, akkor legyen $n = 15$. Így a kód generátormátrixa

$$P = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix},$$

dimenziója $n - \deg g = 15 - 8 = 7$, és információs rátája $\frac{7}{15}$.

8.57. Definíció. Ha a BCH-kód definíciójában $\alpha \in K$, akkor α hatványainak minimálpolinomjai mind elsőfokúak, azaz $g = (x - \alpha)(x - \alpha^2) \dots (x - \alpha^{d-1})$. A kapott kódot **Reed-Solomon** kódnak nevezzük, melynek dimenziója $n - d + 1$.

8.58. Példa. Legyen $K = \text{GF}(2^3)$ a nyolcelemű test és $\alpha \in K$ a 8.55 példában használt hetedrendű elem, melyről tudjuk, hogy $\alpha^7 = 1$ és $\alpha^3 + \alpha + 1 = 0$. Tervezzünk maximális információs rátájú 2-hibajavító kódot, azaz legyen $d = 5$ és $n = 7$. Az $f \in K[x]$ hetedrendű irreducibilis polinomot meg sem kell határoznunk, mert minket csak g érdekel. Tehát

$$g = (x - \alpha)(x - \alpha^2)(x - \alpha^3)(x - \alpha^4).$$

Mivel K karakterisztikája 2, ezért tetszőleges $a \in K$ elemre $a = -a$, azaz

$$g = (x + \alpha)(x + \alpha^2)(x + \alpha^3)(x + \alpha^4).$$

Ezt kifejtve és felhasználva az $\alpha^7 = 1$ és $\alpha^3 + \alpha + 1 = 0$ azonosságokat

$$\begin{aligned}g &= x^4 + (\alpha + \alpha^2 + \alpha^3 + \alpha^4)x^3 + (\alpha\alpha^2 + \alpha\alpha^3 + \alpha\alpha^4 + \alpha^2\alpha^3 + \alpha^2\alpha^4 + \alpha^3\alpha^4)x^2 \\ &\quad + (\alpha\alpha^2\alpha^3 + \alpha\alpha^2\alpha^4 + \alpha\alpha^3\alpha^4 + \alpha^2\alpha^3\alpha^4)x + \alpha\alpha^2\alpha^3\alpha^4 \\ &= x^4 + (\alpha + \alpha^2 + \alpha^3 + \alpha^4)x^3 + (\alpha^3 + \alpha^4 + \alpha^5 + \alpha^5 + \alpha^6 + \alpha^7)x^2 \\ &\quad + (\alpha^6 + \alpha^7 + \alpha^8 + \alpha^9)x + \alpha^{10} \\ &= x^4 + (\alpha^3 + \alpha(1 + \alpha + \alpha^3))x^3 + (1 + \alpha^3(1 + \alpha + \alpha^3))x^2 + (\alpha + \alpha^6(1 + \alpha + \alpha^3))x + \alpha^3 \\ &= x^4 + \alpha^3x^3 + x^2 + \alpha x + \alpha^3.\end{aligned}$$

Tehát a kapott Reed-Solomon kód generátor mátrixa

$$G = \begin{pmatrix} \alpha^3 & \alpha & 1 & \alpha^3 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & \alpha^3 & \alpha & 1 & \alpha^3 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & \alpha^3 & \alpha & 1 & \alpha^3 & 1 \end{pmatrix} \in K^{3 \times 7},$$

dimenziója 3, információs rátája $\frac{3}{7}$ és pontosan $8^3 = 512$ kódszót tartalmaz.