LZ77 implementálásához ismerni kell a forrás eloszlását
HAMIS
t_burst = c => l > c
IGAZ
BCH MDS kód
HAMIS
L(SF) < L(Huffman)
HAMIS
minimális polinom együtthatói GF(2^M) felett 0 v 1
IGAZ
Egyértelmű változó hosszúságú kódok kódszóhossza tetszőleges lehet
HAMIS
Bináris Hamming kód t=2
HAMIS
C(n,k) standard array oszlopai 2^k, sorai 2^n-k
IGAZ
Lineáris bináris kódoknál adott szindrómához tartozó hibavektorok súlya azonos
HAMIS
Polinomiális osztás implementálható shift regiszterrel
IGAZ
5 szimbolúm optimális kódolással, l(4) = 5, l(5) = 5
HAMIS
4 szimbollúmu egyenletes eloszlású forrás
H = ld(4) = 2
Prefixmentes lehet-e? l(1)=1, l(2)=2, l(3)=2, l(4)=3
SZUMMA(2^-l(x)) <= 1 (-> NEM)
BCH együtthatói 0 vagy 1
IGAZ
ETA algoritmus 4db SR-vel implementálható
HAMIS
L(SFE) > L(HUFF)
IGAZ
X,Y független: H(X,Y) < H(X) & H(X,Y) < H(Y)
HAMIS
C(8,5) lehet Hamming
HAMIS
C_RS mindig t=1
HAMIS
Ciklus kód: g(x) | x^n -1
IGAZ
RS SR-vel implementálható
IGAZ

q-áris Hamming: t = floor(q-1 / 2)
HAMIS
pol*pol LFFSR
IGAZ
szisztematikus kód H = (* I I_kxk)
HAMIS
C(7,4) lehet Hamming
IGAZ
C(n,k) ciklikus kód generátor mátrixa osztja x^n - 1
HAMIS (köcsögség^n)
t_burst = l => c_burst >= 2l
véges forrás abc => létezik max entrópia
IGAZ?
t-t javítani tudó lineáris ciklikus kód ETA-ja t tetszőleges hibát javítani tud
HAMIS
Hamming C(3,1) MDS-e
IGEN
Egyenletes forrás entrópiája minimális
HAMIS
BSC csatorna P=0,5 melett minimális kapacitású
IGAZ
blokk kodolásnál az egy szimbolumra eső átlagos kódszóhossz nő
HAMIS
Egy forrás tipikus sorozatainak eloszlása közel egyenletes
IGAZ
szisztematikus kód dekódolása SR-vel
HAMIS

The Hamming Way :)

IGAZ: Az általános (n,k) kódolási és dekódolási algoritmus során a minimális Hamming távolság szerinti dekódolás miatt $O(2^k)$ rendű a komplexitás

- IGAZ: A minimális Hamming távolság emlékezetnélküli esetben biztos, hogy a minimális hibavalószínűségű detekciót adja.
- HAMIS: q-aris esetben a Hamming kodok 2 hibat is kepesek javitani.
    - akkor is csak 1-et tudnak
- IGAZ: Minden q-aris C(n,n-2) Hamming kod MDS tulajdonsagu.

BSC

- IGAZ: BSC esetén az optimális dekódoláshoz elegendő egy küszöbdetektor

Matrix Revolutions

- HAMIS: A hibavektor a paritásellenörző mátrix inverzének és a szindrómavektornak a szorzata
- HAMIS: A generátormátrix és a paritásellenörző mátrix lineáris kód esetén egymástól függetlenül megválaztható.
- IGAZ: Egy nem szisztematikus, de lineáris kód esetén az üzenet a kódszóból mátrixinverzióval megkapható.
    - Konkrétan a generátormátrix inverzével kell szorozni. (biztos?)
- IGAZ: C(n,k) lineáris bináris kódnál A generátormátrix (G) kxn és a paritásellenörző mátrix (H) (n-k)xn típusú.
    - Itt k az üzenetvektor hossza, n a kódszó hossza, n-k a szindróma vektor hossza.
    - Minden más variáció hamis.
- HAMIS: Minden linearis kód esetén a paritásellenőrző máatrix invertálható.
    - Nem négyzetes

Ciklikus kódok

- IGAZ: Egy ciklikus kódnál bármely kódszó ciklikus eltoltja is kódszó
- HAMIS: A ciklikusságból szükségszerűen következik a kód linearitása
    - nem feltétlenül következik, vannak ciklikus lineáris kódok, de nem az összes az
- IGAZ: Minten (n,k) ciklikus kód generátor polinomja osztója az x^n-1 polinomnak
- IGAZ: A ciklikus kód generálható a paritásellenőrző polinommal (h) visszacsatolt shiftregiszterrel
    - igaz, illetve a g polinommal is generálható előrecsatolt shiftregiszter esetén
- IGAZ: a ciklikus kodok kodszavai egy visszacsatolt shiftregiszterben letrejovo állapotvektoroknak felelnek meg

Lineáris kódok

- A legkisebb súlyú hibavektort kell választani, mert ennek a legkisebb az előfordulási valószínűsége.
    - Szerintem hamis: a hibavektorok közül pont ennek a legnagyobb a valószínűsége, mert a hiba (1-es) valószínűsége normális esetben kisebb, mint 0,5. -- SzaMa - 2006.05.04.
- IGAZ: Lineáris kódoknál a kódszavak a generátor mátrix sorai által kifeszített térben vannak.
    - Hiszen a mártixot szorozva az üzenettel kapjuk a kódszót.
- IGAZ: A nulla vektor mindegyik lineáris kód eleme.
- HAMIS: Egy lineáris kód minimális távolságának megállapításához nincs egyszerűbb módszer, semmint minden kódszópár távolságának ellenőrzése.
    - A kódszavak lin kombinációi is kódszavak, így a legkisebb (nem 0) kódszó súlya (w_{min}) egyben d_{min} is.
- HAMIS: A szindróma dekódolási táblázatban a kódszavak és a vett vektorok szerepelnek.
- HAMIS: Egy szindorma vektorhoz csak egy hibavektor tartozik.
- HAMIS: egy (n,k) linearis kod generator matrixanak k db oszlopvektora ortonormalt
    - Ez csak szisztematikus esetben van így

Csak szépen, szisztematikusan

- IGAZ: A szisztematikus kódoknál az üzenet része a kódszónak
- HAMIS: A szisztematikus kodoknal a kodtabla megforditasa (a kodszobol az uzenet visszanyerese) matrixinvertalassal tortenik.
    - Elég levágni a redundanciát, és a kódszót kapjuk vissza

MDS, Perfekt

- IGAZ: Egy MDS kód esetén d_{min} nagyobb, mint a redundancia.
    - MDS: $d_{min}=n-k+1$
- HAMIS: az MDS kodok eseten a redundancia megegyzeik a min kodtavolsag + 1-gyel
- HAMIS: Egy (n, k) kód MDS tulajdonságú, ha minden 2 hibát tud javítani
    - $(d_{min}-1)/2 \leq t$ hibát tud javítani
- IGAZ: A perfekt kódok nem biztos, hogy MDS kódok.
    - Az MDS kódok egy valódi részhalmaza a perfekt kódoknak.
    - Az MDS kódok mind perfektek.
- HAMIS: Semmilyen lineáris kód nem lehet MDS kód
- HAMIS: Minden linearis kod MDS kod.

eReS kódok

- HAMIS: Az RS kódok paritásellenörző polinomja n-k rendű
- IGAZ: A C(n,k) RS kodoknak a paritasellenorzo polinom fokszama k.
    - n-k+1..n-ig megy a szorzat =>k tenyezo
- IGAZ: A C(n,k) RS kódoknál a generátor polinom fokszáma n-k.
- IGAZ: Az RS kódok spektrális előállítása a kódszóból az üzenet visszanyerését könnyítik meg.
- HAMIS: RS kód csak bináris esetben alkalmazható
- IGAZ: a Reed-Solomon kod linearis
- HAMIS: Az RS kodok MDS tulajdonsaguak, de nem ciklikusak.
    - letezik ciklikus generalasuk
- IGAZ: A C(n,k) kodoknal az n=q-1 valasztast az adoteljseitmeny hatekony kihasznalasa motivalja.

Galois bácsi

- IGAZ: GF(q)-ban ha moduló aritmetikát alkalmazunk, akkor q csak prímszám lehet
- IGAZ: A GF(q^m)-ben az aritmetikát vektorokkal is leírhatjuk.
- IGAZ: A GF(q) esetén ha q = p^m, ahol p prímszám akkor a modulo aritmetika nem teljesíti a testaxiómákat
- IGAZ: A GF(q^m)-ben az aritmetikahoz egy irreduciblis polinom kell.
- HAMIS: Az irreducibilis polinom mindig felbontható két polinom szorzatára
    - Azért nevezzük irrednek, mert nem felbontható
- HAMIS: Egy főpolinomnak a legkisebb hatványkitevőhöz tartozó együtthatója 1.
    - A legnagyobb kitevőjű együtthatója 1.
- HAMIS: GF(4)-ben 2*2=2
    - 2->y => 2*2->y^2 = y+1 mod y^2+y+1 = 3
- IGAZ: A GF(q)-ban a primitiv elem q-1. hatvanya 1
- IGAZ: GF(q)-ban minden elem rendjere felso korlat a q-1.
- IGAZ: A GF(q)-ban (q=p^m) a testelemeket reprezentalo polinomok egyutthatoi a GF(p) elemei.

Burst hibák

- IGAZ: A blokk kódok bursthibajavító képessége alsóegész{(n-k)/2}
    - Ez a teljes hibajavító képesség, és a blokkódok nem kezelik külön a bursz hibákat
- HAMIS A bursthiba javítására az interleaving nem alkalmazható

Sorozat kódok

- HAMIS: A szorzatkód esetén az (n1, k1) kódból és az (n2, k2) kódból képezünk egy (n1*k1, n2*k2) kódot

I - Az általános (n,k) kódolási algoritmus során, a minimális Hamming távolság szerinti dekódolás miatt O(2^k) rendű a komplexitás.
I - A minimális Hamming távolság emlékezet nélküli esetben biztos, hogy a minimális hibavalószínűségű detekciót adja.
H - A szisztematikus kódoknál az üzenet nem része a kódszónak.
H - A hibavektor a paritásellenőrző mátrix inverzének és a szindrómavektornak a szorzata.
H - A generátormátrix és a paritásellenőrző mátrix lineáris kód esetén egymástól függetlenül megválasztható.
I - Egy nem szisztematikus, de lineáris kód esetén az üzenet a kódszóból mátrixkonverzióval megkapható.
H - A legkisebb súlyú hibavektort azért kell választani, mert ennek a legkisebb az előfordulási valószínűsége.
I - Lineáris kódoknál a kódszavak a generátormátrix sorai által kifeszített térben vannak.
H - A generátormátrix k x (n-k) típusú.
I - Egy MDS kód esetén a dmin nagyobb, mint a redundancia.
I - A perfekt kódok nem biztos, hogy MDS kódok.
H - Semmilyen lineáris kód nem lehet MDS kód.
H - Az RS kódok paritásellenőrző polinomja (n-k) rendű.
H - A PGZ algoritmusban a hibahely-polinom gyökei a hibák értékét adják meg.
I - Az RS kódok spektrális előállítása, a kódszóból az üzenet visszanyerését könnyítik meg.
H - A szindróma dekódolási táblázatban a kódszavak és a vett vektorok szerepelnek.
I - Egy C(n,k) lineáris bináris kód paritásellenőrző mátrixa (n-x) x n típusú.
H - A Reed-Solomon kód csak bináris esetben alkalmazható.
I - A GF(q)-ban ha modulo aritmetikát alkalmazunk, akkor q csak prímszám lehet.
I - A GF(q^m)-ben az aritmetikát vektorokkal is leírhatjuk.
H - GF(4)-ben 2*2=2.
H - A PGZ eljárásnál csak a hibák helyét kell meghatároznunk.
H - A hibahely-lokátor polinom gyökei közvetlenül a hibahelyeket adják.
I - A PGZ eljárás során mindenképpen szükség van lineáris egyenletrendszerek megoldására.
I - A blokk kódok bursthibajavító képessége $\lfloor (n-k)/2 \rfloor$.

- Nem csak akkor, ha MDS? -- palacsint - 2006.05.02.

H - A bursthiba javítására az interleaving nem alkalmazható.
H - Maradékos osztás nem végezhető shiftregiszteres architektúrával.
H - A konvolúciós kódok nem lineárisak.
H - A konvolúciós kódok memóriamentesek.
I - A konvolúciós kód állapotvektora függ a kényszerhossztól.
I - Minél nagyobb a csatorna jel-zaj viszonya, annál kisebb a BSC hibavalószínűsége.
I - Memóriával bíró csatorna esetén a minimális Hamming távolságú döntés nem optimális.
H - A BSC-n a nulláról egyre és egyről nullára történő tévesztéseknek nem azonos a valószínűsége.
H - Egy (n,k) paraméterű kód MDS tulajdonságú, ha minden n-k+1 hibát tud javítani.
H - A Hamming kódok csak binárisak lehetnek.

H - Ha a kód perfekt, akkor egyúttal MDS is.
H - Egy lineáris kódnak a paritás- és generátormátrixa egymás transzponáltjai.
H - Egy lineáris kód minimális távolságának megállapítása minimum O(2^(2k)) komplexitású feladat.
I - Egy lineáris kód esetén a kódszavak bármely lineáris kombinációja is kódszó.
H - A GF(q) esetén ha q =p^m, ahol p prímszám, akkor a modulo aritmetika teljesíti a testaxiómákat.
I - Az irreducibilis polinom nem bontható fel két polinom szorzatára.
I - A főpolinomnak a legnagyobb hatványkitevőhöz tartozó együtthatója 1.
I - Egy ciklikus kódnál, bármely szó ciklikus eltoltja is kódszó.
I - Léteznek ciklikus, de nemlineáris kódok. /*tankönyvben példa is van*/
H - Minden (n,k) paraméterű ciklikus kód generátor polinomja osztója az (x^n)-x polinomnak.
I - Az RS kód ciklikus.
H - A kaszkádkód esetén az (n1,k1) kódból és az (n2,k2) kódból képezünk egy (n1*k1,n2*k2) kódot.
H - A trellis diagram egy RS kód állapot ábrázolása.
H - A kaszkádkódnál a két kód részkód (n1,k1) és (n2,k2) paraméterei egymástól függetlenül tetszőlegesek lehetnek.
I - A minimálpolinomok irreducibilisek.
H - A minimálpolinomk gyökei mindig GF(2)-ben vannak.
H - A hibacsapda algoritmus ugyanolyan hibavalószínűséget ad, mint a PGZ algoritmus.
H - A hibacsapda algoritmusnál nincs szükség regiszterrel.
I - A hibacsapda algoritmus során a szindrómavektor forgatásából kapjuk meg a hibavektort.
I - Spektrális kódolás esetén a kódszó Fourier transzformáltja tartalmazza az üzenetet.
I - Az MDS kódoknál jobb blokk kód nem létezik.
H - Egy lineáris blokk kód paritásellenőrző mátrixa mindig invertálható.
H - Egy lineáris blokk kód generátormátrixa (n-k) x n-es típusú.
H - A GF(4)-ben irreducibilis polinom az x^2+x.
H - A GF(7)-ben a nem rövidített kód paraméterei lehetnek (4,2).
H - Egy (7,2) paraméterű kód, amely csak minden "egy db." hibát tud javítani, lehet MDS.
H - Egy [GF(2)]^m feletti polinom konjugált gyökei a GF(2)-ben vannak.
H - Minimálpolinomok a GF(2)-ben nem irreducibilis polinomok.
H - Az (x^n)-1 nem faktorizálható minimál-polinomokra.
H - Egy C(n,k) blokk kód burst hibajavító-képessége $\lfloor (n-k+1)/2 \rfloor$
I - Ha egy C(n,k) blokk kód t hosszúságú burst hibát tud javítani, akkor a kódszóban nem lehet 2t-nél rövidebb burst.
H - Egy szorzatkód burst hiba javítóképessége nem függ az őt alkotó kódok random (egyszeri) hibajavító képességétől.
H - A GF(q) Galois testben csak egy primitív elem lehet.
H - Az AWGN mintái lehetnek korreláltak.
H - Kódolatlan esetben a q-áris csatorna hibavalószínűsége ugyanolyan adóteljesítmény mellett jobb, mint a bináris csatornáé.