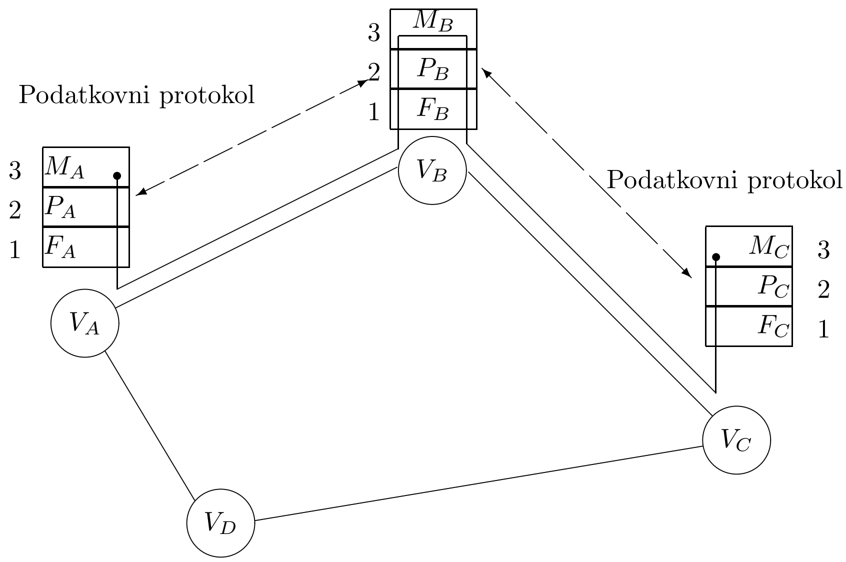
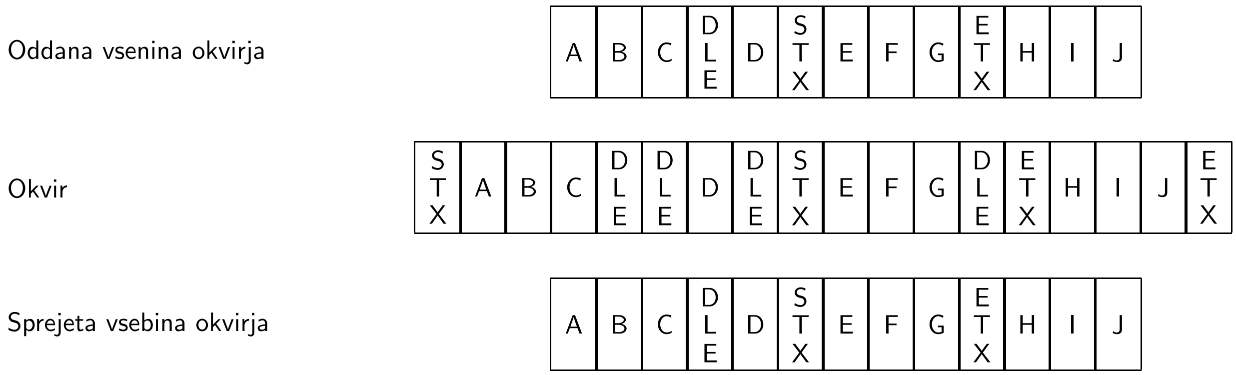
2 Elementi podatkovnega sloja

- visoka stopnja zanesljivosti prenosa podatkov med sosednjimi vozlišči (okvirjenje, nadzor nad napakami in pretokom podatkov)
- dostop do prenosnega sredstva.

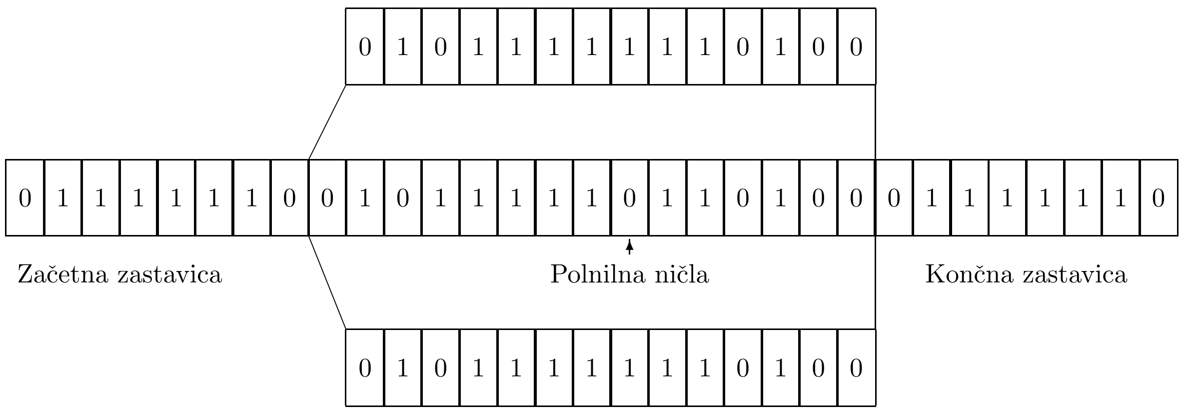


2.1 Okvirjenje

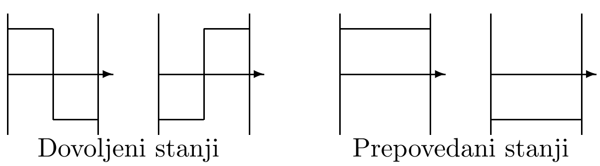
- Označevanje začetka in konca okvirja z domenjenimi nadzornimi znaki ter vrivanje napovednega znaka pred podatke, ki so morebiti enaki nadzornim znakom,
- označevanje začetka in konca okvirja z domenjenim bitnim vzorcem ter vrivanje 'polnilnih' bitov pred podatkovne bite v primeru dvoumnosti,
- označevanje začetka in konca okvirja z drugačno obliko signala, kot je predvidena za prenos podatkov,
- zapis dolžine okvirja na začetku okvirja.



Okvirjenje z začetnim in končnim znakom in vstavljanje napovednega znaka.



Okvirjenje z začetnim in končnim vzorcem in polnjenjem ničle.



Primer signala s štirimi možnimi stanji, prvi dve sta predvideni za kodiranje podatkov (0 in 1).

2.2 Nadzor nad napakami in nad pretokom podatkov

- preverjanje odmeva (ang. Echo Checking),
- vnaprejšnje popravljanje napak (ang. Forward Error Correction - FEC) in
- (avtomatska) zahteva za ponovitev prenosa okvirja (ang. Automatic Repeat Request - ARQ).

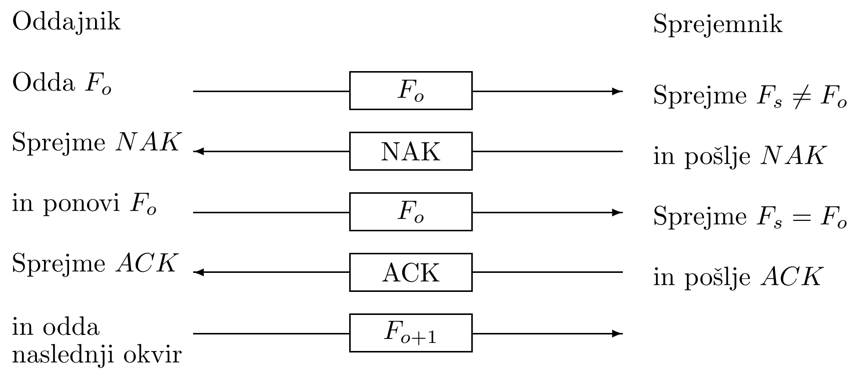
(1) Oddajnik odda F_o $\longrightarrow$ (2) Sprejemnik sprejme F_s

(4) Oddajnik primerja F_o z F_s $\longleftarrow$ (3) Sprejemnik vrne F_s

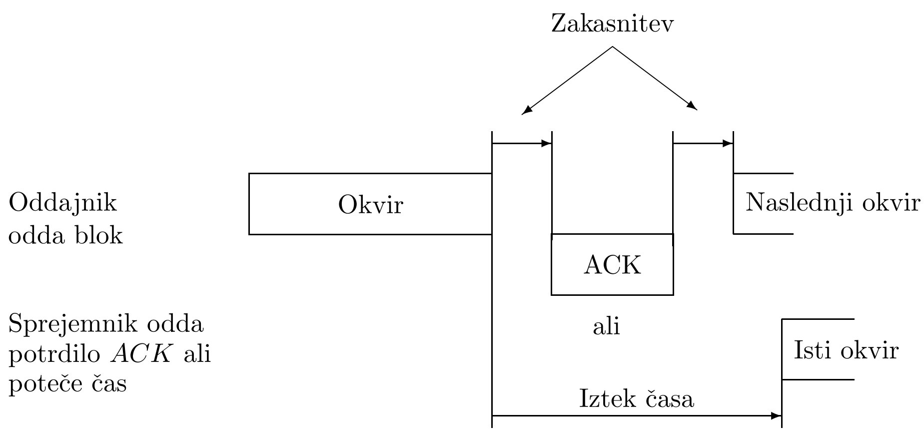
Preverjanje odmeva. Preverjanje opravlja oddajnik.

(1) Oddajnik odda F_o $\longrightarrow$ (2) Sprejemnik sprejme F_s in ga popravi v F_o

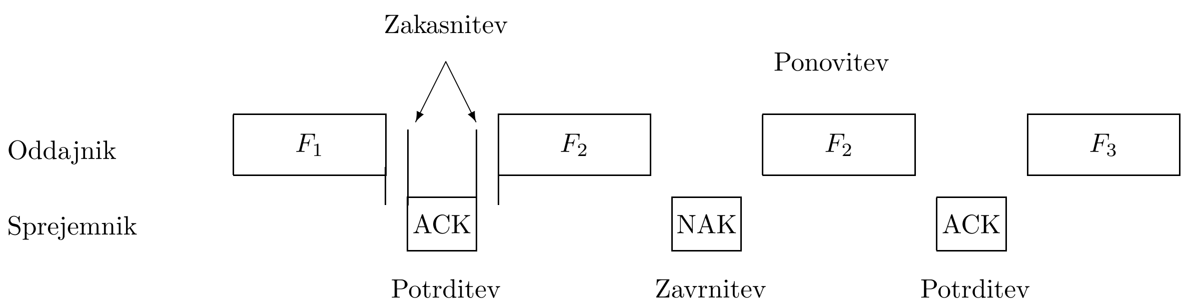
Vnaprejšnje popravljanje napak. Popravljanje opravlja sprejemnik.



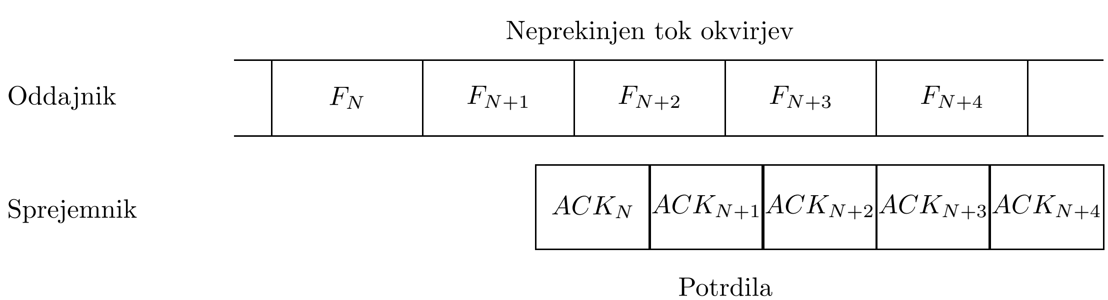
Avtomatska zahteva za ponovitev. Preverjanje opravlja sprejemnik.



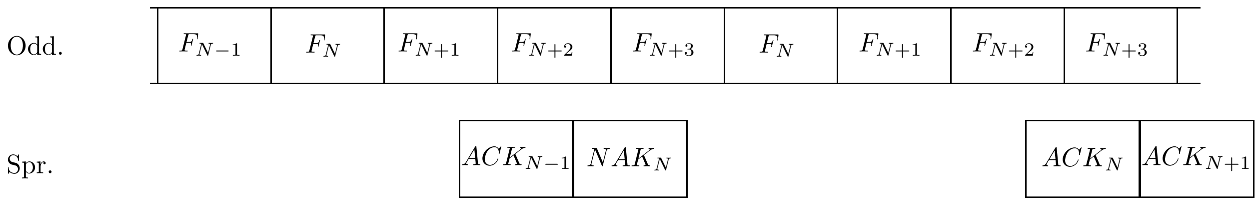
Potrjevanje s čakanjem in z iztekom časa.



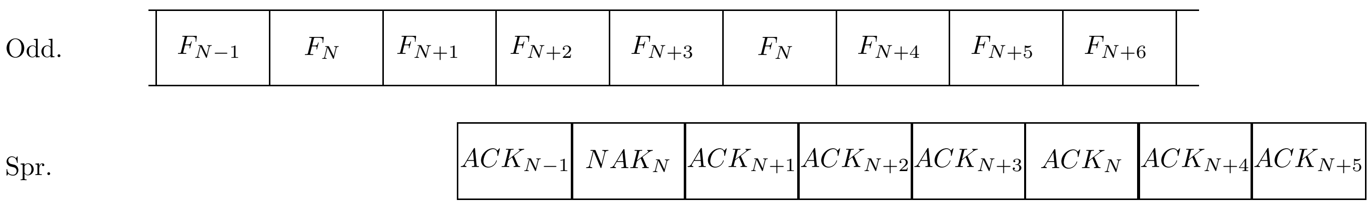
Potrjevanje s čakanjem.



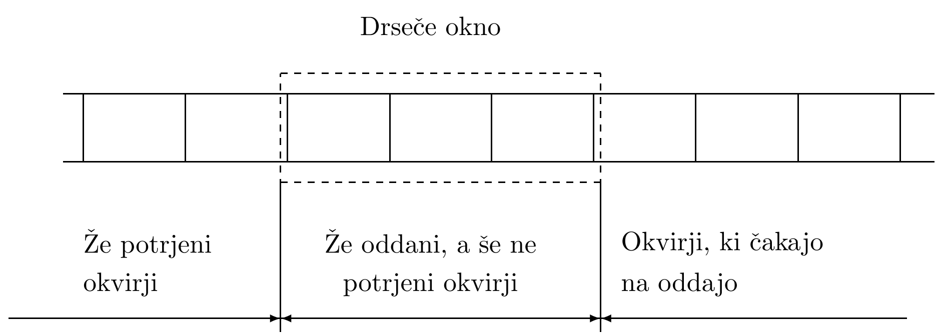
Princip potrjevanja okvirjev brez čakanja.



Ponavljanje z vračanjem nazaj na N (GBN).



Selektivno ponavljanje napačno sprejetega okvirja.



Koncept drsečega okna.

Tehnike prenašanja ARQ

- samo s pozitivim potrdilom (ACK) ali
- s pozitivnim in z negativnim potrdilom (ACK/NAK).

Tako prva kot druga oblika je možna pri potrjevanju

- s čakanjem (ABP) ali
- brez čakanja (GBN ali SRP) z drsečim oknom.

2.3 Odkrivanje in popravljanje napak

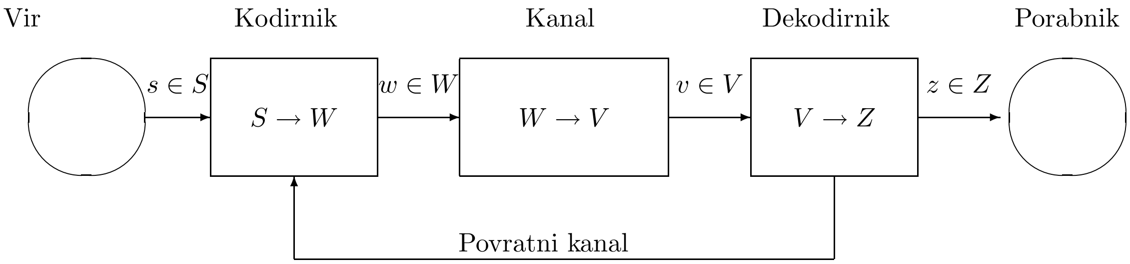


Figure 11: Model komunikacijskega sistema. Informacija ($z \in Z$), ki prispe do porabnika informacije ni nujno enaka informaciji, ki jo ustvari vir $s \in S$. S primernim načinom kodiranja, prenašanja in dekodiranja pa skušamo doseči, da bi bila ($z = s$).

Koristnost koda E je definirana z razmerjem med številom informacijskih simbolov k in številom vseh simbolov n (informacijskih in odvečnih),

$$E = \frac{k}{n}.$$

Odvečnost koda R je podana z razmerjem med številom odvečnih ali kontrolnih simbolov in številom vseh prenašanih simbolov,

$$E = \frac{n-k}{n} = 1 - R.$$

Zanesljivost prenosa je definirana z razmerjem med številom pravilno prenešenih simbolov in številom vseh simbolov, ki jih prenašamo.

2.4 Osnovna zamisel odkrivanja in popravljanja napak

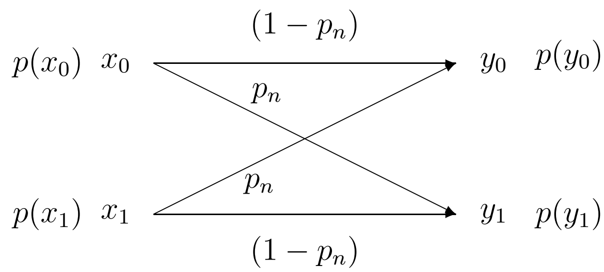


Figure 12: Verjetnostni model binarnega simetričnega kanala z verjetnostjo napake na simbolu p_n. Za idealen kanal je $p_n = 0$, za neuporaben kanal je verjetnost napake 0.5. Na primer, za telefonski vod naj bi bila verjetnost napake približno 10^{-4}.

Sprejem	Odločitev	Sprejem	Odločitev
$v_0 = 000$	s_0	$v_1 = 001$	s_0
$v_2 = 010$	s_0	$v_3 = 011$	s_1
$v_4 = 100$	s_0	$v_5 = 101$	s_1
$v_6 = 110$	s_1	$v_7 = 111$	s_1

2.5 Hammingova razdalja

Hammingova razdalja med dvema binarnima zaporedjema enake dolžine je enaka številu mest na katerih se razlikujeta.

Na primer: $\boxed{\text{w} = 1\ 0\ 1\ 0}$ in $\boxed{\text{v} = 1\ 0\ 1\ 1}$ d(w, v) = 1

Zmožnost koda za odkrivanje napak

Če je $d(w_i, w_j) \geq e + 1, \quad (i \neq j)$
popravlja e-kratne napake

Zmožnost koda za popravljanje napak

Če je $d(w_i, w_j) \geq 2 \times e$ odkriva in popravlja $(e - 1)$-kratne ali manj-kratne napake e-kratne napake je sposoben samo odkrivati.

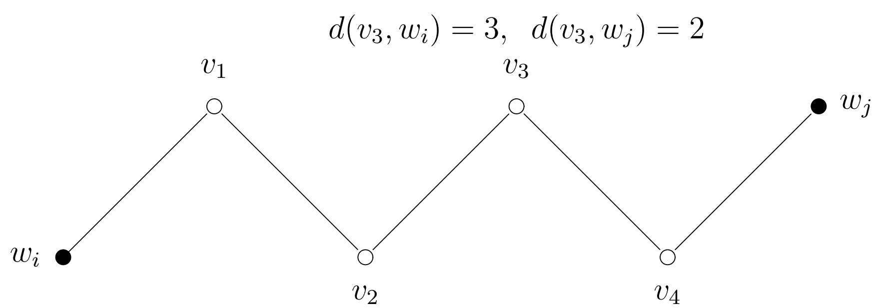


Figure 13: Primer koda s sposobnostjo popravljanja napak. Najmanjša razdalja med besedami koda je $d(w_i, w_j) = 5$. Kod je sposoben popravljati še vse dvakratne ($e = 2$) napake ($5 = 2e + 1$).

2.6 Preverjanje parnosti

Sodo preverjanje parnosti:

$$b_1 + b_2 + \cdots + b_j + \cdots + b_k + p = 0 \;\; (mod\ 2),$$

Liho preverjanje:

$$1 + b_1 + b_2 + \cdots + b_j + \cdots + b_k + p = 0 \;\; (mod\ 2).$$

Pogoj parnosti:

$$c = b_1 + b_2 + \cdots + b_j + \cdots + b_k + p \;\; (mod\ 2),$$

2.7 Vzdolžno in prečno preverjanje parnosti

$$\begin{array}{llllllllll}
w_\alpha & = b_{\alpha 1} & +b_{\alpha 2} & +\cdots & +b_{\alpha j} & +\cdots & +b_{\alpha k} & +p_\alpha & = 0 & (mod\ 2) \\
w_\beta & = b_{\beta 1} & +b_{\beta 2} & +\cdots & +b_{\beta j} & +\cdots & +b_{\beta k} & +p_\beta & = 0 & (mod\ 2) \\
\cdots & = & & \cdots & & & & & & \\
w_\delta & = b_{\delta 1} & +b_{\delta 2} & +\cdots & +b_{\delta j} & +\cdots & +b_{\delta k} & +p_\delta & = 0 & (mod\ 2) \\
\cdots & = & & \cdots & & & & & & \\
w_\omega & = b_{\omega 1} & +b_{\omega 2} & +\cdots & +b_{\omega j} & +\cdots & +b_{\omega k} & +p_\omega & = 0 & (mod\ 2)
\end{array}$$

$$\begin{array}{lllllllll}
b_{\alpha 1} & +b_{\beta 1} & +\cdots & +b_{\delta 1} & +\cdots & +b_{\omega 1} & +p_1 & = 0 & (mod\ 2) \\
b_{\alpha 2} & +b_{\beta 2} & +\cdots & +b_{\delta 2} & +\cdots & +b_{\omega 2} & +p_2 & = 0 & (mod\ 2) \\
 & & \cdots & & & & & & \\
b_{\alpha j} & +b_{\beta j} & +\cdots & +b_{\delta j} & +\cdots & +b_{\omega j} & +p_j & = 0 & (mod\ 2) \\
 & & \cdots & & & & & & \\
b_{\alpha k} & +b_{\beta k} & +\cdots & +b_{\delta k} & +\cdots & +b_{\omega k} & +p_k & = 0 & (mod\ 2) \\
p_\alpha & +p_\beta & +\cdots & +p_\delta & +\cdots & +p_\omega & +p_{k+1} & = 0 & (mod\ 2)
\end{array}$$

Naj bo zaporedje informacjskih bitov:

$$1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0.$$

$$
\begin{array}{cccccccc|cc}
w_\alpha & = & 1 & + & 1 & + & 1 & + & 1 & = 0 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
w_\beta & = & 0 & + & 1 & + & 0 & + & 1 & = 0 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
w_\gamma & = & 1 & + & 0 & + & 0 & + & 1 & = 0 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
\hline
w_p & = & 0 & + & 0 & + & 1 & + & 1 & = 0 \\
 & & \| & & \| & & \| & & \| & \\
 & & 0 & & 0 & & 0 & & 0 &
\end{array}
$$

Pošljemo zaporedje $w_\alpha, w_\beta, w_\gamma, w_p$. Zaradi napak med prenosom v splošnem sprejmemo različno zaporedje $v_\alpha, v_\beta, v_\gamma, v_p$.

Sprejmemo zaporedje simbolov:

$$1\,1\,1\,1\,0\,0\,0\,1\,1\,0\,0\,1\,0\,0\,1\,1.$$

Preverimo vzdolžni in prečni pogoj parnosti:

$$\begin{array}{cccccccccc}
v_\alpha & = & 1 & + & 1 & + & 1 & + & 1 & = 0 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
v_\beta & = & 0 & + & 0 & + & 0 & + & 1 & = 1 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
v_\gamma & = & 1 & + & 0 & + & 0 & + & 1 & = 0 \\
 & & + & & + & & + & & + & \\
\hline
v_p & = & 0 & + & 0 & + & 1 & + & 1 & = 0 \\
 & & \| & & \| & & \| & & \| & \\
 & & 0 & & 1 & & 0 & & 0 &
\end{array}$$

V drugi vrstici in tretjem stolpcu pogoj parnosti ni izpolnjen. Napaka je na presečišču vrstice in stolpca. Ker vemo, kje je napaka, jo lahko popravimo.

2.8 Hammingov kod

Imamo kod $W = \{w_i\}$ z dolžino kodnih besed n

Od n simbolov je k informacijskih in m parnostnih (odvečnih).

Primer. Naj bo $n = 6,\ k = 3$ in $m = 3$. Naj so b_1, b_2, b_3 informacijski, b_4, b_5, b_6 naj bodo parnostni, na primer

$$\begin{array}{cccll} b_1 & + & b_4 & = 0 & (mod\ 2) \\ b_2 & + & b_5 & = 0 & (mod\ 2) \\ b_3 & + & b_6 & = 0 & (mod\ 2) \end{array}$$

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ b_3 \\ b_4 \\ b_5 \\ b_6 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \quad (mod\ \ 2).$$

$$\mathbf{A} w^T = \mathbf{0}. \tag{13}$$

Matriko $\mathbf{A}$ imenujemo *parnostna* matrika in popolnoma določa kod W.

Hammingovemu kodu pripada naslednja parnostna matrika velikosti $(m \times n) = (3 \times 7)$:

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$n = 7, k = 4, m = 3$ $2^k = 2^4 = 16$ kodnih besed. Naj so simboli b_1, b_2 in b_4 parnostni, ostali štirje simboli b_3, b_5, b_6 in b_7 pa informacijski.

$$\begin{array}{rcl} w_0 & = & b_1\, b_2\, 0\, b_4\, 0\, 0\, 0 \\ w_1 & = & b_1\, b_2\, 0\, b_4\, 0\, 0\, 1 \\ w_2 & = & b_1\, b_2\, 0\, b_4\, 0\, 1\, 0 \\ w_3 & = & b_1\, b_2\, 0\, b_4\, 0\, 1\, 1 \\ w_4 & = & b_1\, b_2\, 0\, b_4\, 1\, 0\, 0 \\ \cdots & = & \cdots \\ w_{15} & = & b_1\, b_2\, 1\, b_4\, 1\, 1\, 1 \end{array}$$

Na primer, za kodno besedo w_3 imamo:

$$\begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ 0 \\ b_4 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \quad (mod\ \ 2).$$

Iz česar sledi $b_1 = 1,\ b_2 = 0$ in $b_4 = 0.$ Kodna beseda pa je: $w_3 = 1\,0\,0\,0\,0\,0\,1\,1.$

Denimo, da eno od kodnih besed pošljemo v kanal in sprejmemo zaporedje v, $v = w + \delta$.

Na sprejemni strani preverimo pogoj parnosti, izračunamo vektor c,

$$c = \mathbf{A}v^T = \mathbf{A}(w+\delta)^T = \mathbf{A}w^T + \mathbf{A}\delta^T = \mathbf{A}\delta^T.$$

V primeru ene napake, vsebuje δ eno samo enico in sicer na mestu napake. Vektor c je v tem primeru kar enak ustreznemu stolpcu matrike $\mathbf{A}$. Za naš primer:

$$c = \begin{bmatrix} c_1 \\ c_2 \\ c_3 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \end{bmatrix} \quad (mod\ \ 2).$$

Mesto napake $= c_1 \times 2^2 + c_2 \times 2^1 + c_3 \times 2^0$.

Za naš primer:
Mesto napake $= 1 \times 4 + 1 \times 2 + 0 \times 1 = 6$.

2.9 Vezje za ciklično preverjanje

$$CRC - CCITT = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1.$$

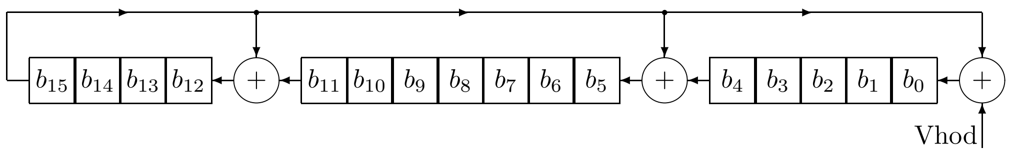


Figure 14: Poenostavljena shema vezja za ciklično preverjanje s polinom CRC-CCITT.

2.10 Primer za ciklično kodiranje

Informacijskemu zaporedju desetih simbolov

$$1\,1\,0\,1\,0\,1\,1\,0\,1\,1$$

bomo določili kontrolne simbole. Naj bo delilno zaporedje

$$1\,0\,0\,1\,1.$$

Torej ustreza informacijskemu zaporedju polinom

$$P_9(x) = x^9 + x^8 + x^6 + x^4 + x^3 + x^1 + 1$$

in generatorjev polinom je

$$G_4 = x^4 + x^1 + 1.$$

Informacijskemu zaporedju dodamo štiri ničle ($r = 4$) in ga delimo z delilnim zaporedjem. Čeprav iščemo samo ostanek deljenja, bomo računali tudi rezultat deljenja. Računamo po modulu dva:

```
1 1 0 1 0 1 1 0 1 1 0 0 0 0 : 1 0 0 1 1 = 1 1 0 0 0 0 1 0 1 0
1 0 0 1 1
---------
0 1 0 0 1 1
  1 0 0 1 1
  ---------
  0 0 0 0 0 1 0 1 1 0
            1 0 0 1 1
            ---------
            0 0 1 0 1 0 0
                1 0 0 1 1
                ---------
                0 0 1 1 1 0      Ostanek (1 1 1 0)
```

V kanal pošljemo zaporedje:

$$1\,1\,0\,1\,0\,1\,1\,0\,1\,1\,1\,1\,1\,0.$$