KÁNONICKÁ DEKOMPOZICE

(CANONICAL DECOMPOSITION)

Josef BOKR
Katedra informatiky a výpočetní techniky, Západočeská univerzita v Plzni, Fakulta aplikovaných věd,
Univerzitní 22, 306 14 Plzeň, Česká republika, E-mail: bokr@kiv.zcu.cz

SUMMARY

The paper deals with all conceptions, i.e. conceptions given as transition or excitation functions vs. as the factual decomposition with predefined structure, of canonical decomposition, memory modules and their choise and also the part of state at logical object.

Keywords: *canonical decomposition, state, memory modules, delay*

1. ÚVOD

Zdá se, že zabývat se kánonickou dekompozicí, paměťovými moduly či rolí stavu logického objektu je zhola zbytečné.

Avšak, proč stávající koncepce tvrdí, že kánonickou dekompozici předepisuje jednak přechodová [1,2] a jednak budicí [3,4] funkce objektu, zatímco kánonická dekompozice je především dekompozicí, byť s předem danou blokovou strukturou, a návrháři strukturních modelů logických entit se právě zmíněnými pojetími neřídí?

Proč se soustavně tvrdí [1,2], že je funkční strukturní model *RS* − klopného obvodu sestávající pouze ze statických inverzních buď konjunkktorů, nebo disjunktorů, když je zřejmé, že ve strukturním cyklu *RS* − klopného obvodu, mimochodem pokládaného za paměťový prvek, figurují pouze prvky Mealyho typu? Proč se o *JK* − klopném obvodu hovoří, bez udání důvodů, jako o univerzálním paměťovém prvku [5,6]?

Proč se za hodnotu přechodové funkce konečno-automatového modelu logického objektu pokládá stav následovník [1,2,3,4], když budoucí stav následovnk není aktuálně dokumentovatelný a je tudíž nemanipulovatelný? A proč se za jedinou příčinu přechodu objektu ze stavu do stavu pokládá pouze entitou akceptovaný podnět [3], a ne, a to především, výchozí stav přechodu, jak je z přechodové funkce patrné?

2. PŘECHODOVÁ FUNKCE DETERMINISTICKÉHO LOGICKÉHO OBJEKTU

Buď dán deterministický logický objekt svým, bez újmy na obecnosti, konečno-semiautomato-vým modelem

$$\langle X, S, \delta \rangle,$$

kde *X*, *S* je příslušně vstupní a stavová abeceda a δ je přechodová funkce

$$\delta\ :\ S \times X \to S\ :\ \langle s, x \rangle \mapsto s'$$

kde *s* a *x* je odpovídající aktuální výchozí stav přechodu a podnět akceptovaný entitou a *s*′ je budoucí stav následovník. Modifikujme proto přechodovou δ funkci

$$\delta\ :\ \langle s, x \rangle \mapsto pred\ (s')$$

kde *pred* (*s*′) je aktuální predikace stavu následovníku *s*′. Zobecněme dále uvedenou přechodovou funkci, neboť entita neakceptuje pouze vstupní slova *x* délky jedna, ale i vstupní slova o délce větší než 1 ($n \geq 1$):

$$\delta\ :\ S \times X^n \to S : \langle s,\ x_{i1}\ x_{i2}\ \ldots x_{in} \rangle \mapsto pred\ (s')$$

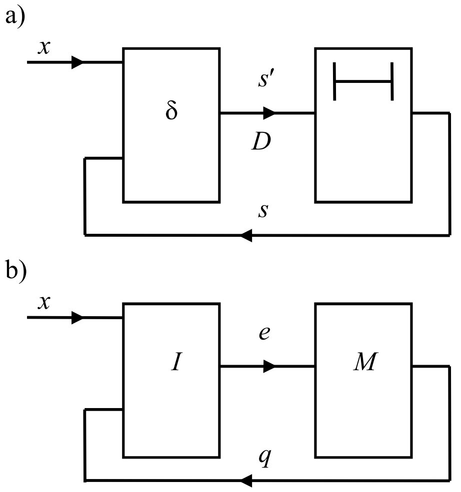
kde $X^n = X^{n-1} \times X^1$ a $X^1 = X$ i $X^0 = \{⌨\}$a ⌨je jeden jakkoliv vybraný prvek z *X*, zpravidla mezera, přičemž δ (*s*, ⌨) = *s* a

$$\delta\ \left(\delta\ \left(s, x_{i1}\ x_{i2}\ \ldots x_{i,n-1}\right)\ ,\ x_{in}\right) = \delta\left(s,\ x_{i1}\ x_{i2}\ \ldots x_{in}\right)$$

Rekurzivní definice zobecněné přechodové funkce modeluje návaznost stavů a bylo by podivné, kdyby se následek některého přechodu nepodílel na vyvolání přechodu bezprostředně následujícího. Jinými slovy, podnět stavový přechod pouze iniciuje, zatímco výchozí stav přechodu přechod vykonává, o čmž svědčí mj. zpožděná, nemající tak příčinu (!), odezva zdrže vzhledem ke zdrži akceptovanému podnětu.

3. STÁVAJÍCÍ POJETÍ KÁNONICKÉ DEKOMPOZICE

Předpokládá se, že přechodová funkce δ (*s*,*x*) = *s*′ reglamentuje kánonickou kompozici (obr. 1 a)) tak, že statický blok δ produkuje aktuálně budoucí stav následovník *s*′ podle aktuálního podnětu *x* a zpožděného anticipa-tivní dynamickou zdrží následovníku *s*′, tj. podle aktuálního stavu *s* [1,2]. Fyzikální neudržitelnost uvedené koncepce kánonické dekompozice je evidentní.



Obr. 1 Blokové schéma kánonické kompozice předepsané funkcí: a) přechodovou, b) buzení
Fig. 1 Block-scheme of canonical decomposition given as:a) transition, b) excitation function

Budeme-li předpokládat, že kánonickou kompozici předepisuje modifikovaná přechodová funkce δ (s, x) = *pred* (s'), lze dospět k fyzikálně korektnímu pojetí kánonické kompozice (obr. 1 a)), ovšem u vědomí apriorního předpokladu D = *pred* (s'), kde D je buzení zdrže.

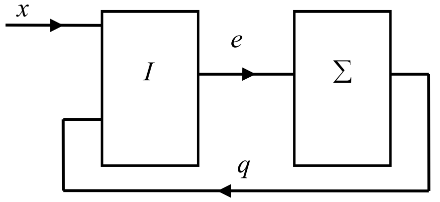
Předpokládá se také, že budicí μ funkce má tvar [3,4]

$$\mu\ : Q\times Q \to E\ : \langle q,\ q' \rangle \mapsto e\,,$$

že $k : S \to Q : s \mapsto q$ je dané stavové kódování a E je abeceda buzení paměťového bloku M. [3] Ač se pod blokem M rozumí paměť, není M vybaven mazáním záznamu buzení e. Protože $q' = k\ (s') = k\ (\delta\ (s,\ x)) = \delta\ (k\ (s),\ x) = \delta\ (q,\ x)$, lze psát $e = \mu\ (q,q') = \mu\ (q,\delta\ (q,x)) = \rho\ (q,x)$. Modelem bloku M je však semiautomat $\langle E,\ Q,\ \delta_M\rangle$, kde přechodová δ_M funkce je $\delta_M : Q \times E \to Q : \langle q,e \rangle \mapsto q'$. Potom ovšem $e = \mu\ (q,q') = \mu\ (q,\delta_M\ (q,e)) = \rho\ (q,e)$, což je nekonečný regres, a rovněž uvedené pojetí kánonické dekompozice je fyzikálně nepřijatelné.

4. KÁNONICKÁ DEKOMPOZICE

Uveďme proto, nikoliv alternativu ke koncepcím z části 3, jedině fyzikálně přijatelné pojetí kánonické dekompozice.



Obr. 2 Kánonická dekompozice
Fig. 2 Canonical decomposition

Nazvěme zadaný semiautomat $\langle X,\ S,\ \delta\rangle$ dynamickým **prototypem** a uvažujme kánonic-kou kompozici $\langle X,\ Q,\ \delta_K\rangle$ podle obr. 2, kde Q je stavová kódová abeceda a přechodová δ_K funkce kompozice je $\delta_K : Q \times X \to Q : \langle q,\ x\rangle \mapsto q'$ při daném stavovém kódování $k : S \to Q : s \mapsto q$. Blok Σ zadaný (!) konečno-semiautomatovým modelem $\langle E,\ Q,\ \delta_\Sigma\rangle$, kde E je abeceda buzení a přechodová δ_Σ funkce je δ_Σ: $Q \times E \to Q : \langle q,e \rangle \mapsto q'$, je dynamický **náhradník** daného prototypu. Statický blok I modelovaný hledaným (!) konečným automatem $\langle X \times Q,\ E,\ \lambda\rangle$, kde výstupní λ funkce je $\lambda : X \times Q \to E : \langle x,q \rangle \mapsto e$, je pojat tak, aby buzením e podle podnětu x a stavu q daný náhradník přechody mezi svými stavy q a q' imitoval přechody mezi stavy s a s' prototytu (apropo′s, právě tak intuitivně postupují návrháři dynamických strukturních modelů, protože koncepce kánonické dekompozice z části 3. nejsou konstruktivní). Jinými slovy, požadujeme existenci monomorfismu (vždyť kódování k je injektivní) prototypu $\langle X,\ S,\ \delta\rangle$ do kánonické kompozice $\langle X,\ Q,\ \delta_K\rangle$, tj. požadujeme komutativnost diagramu přechodových funkcí a kódování stavů:

$$\begin{array}{ccc} S \times X & \xrightarrow{\quad\delta\quad} & S \\ {\scriptstyle k \times i}\downarrow & & \downarrow{\scriptstyle k} \\ Q \times X & \xrightarrow{\quad\delta_K\quad} & Q \end{array}$$

kde i je identická funkce $i : X \to X : x \mapsto x$. Odtud $k\ (\delta\ (s,\ x)) = \delta_K\ (k\ (s),\ x)$, a protože $\delta_K\ (k\ (s),\ x) = \delta_\Sigma\ (k\ (s),\ e)$, obdržíme $q' = \delta_\Sigma\ (q,\ \lambda\ (x,q))$, což umožňuje určit hledanou výstupní λ funkci.

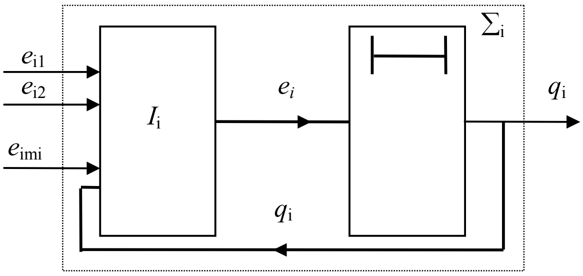
Povšimněme si, že ačkoliv je buzení $e = \lambda\ (x,q)$ závislé na q, i tak je stavový přechod $\delta_\Sigma\ (q,e) = q'$ v náhradníku buzením e pouze iniciován, a stavem q vykonán. Budeme-li totiž opakovaně dekomponovat náhradník Σ, dospějeme nakonec k náhradníku ve tvaru paralelního rogistru ze zdrží, a jak je patrno z části 5., je vykonavatelem přechodu $\delta_\Sigma\ (q,e) = q'$ v dále nedekomponovatelné zdrži stav q, zatímco buzení D je jen jeho iniciátorem.

5. „PAMĚŤOVÉ“ MODULY A PRVKY

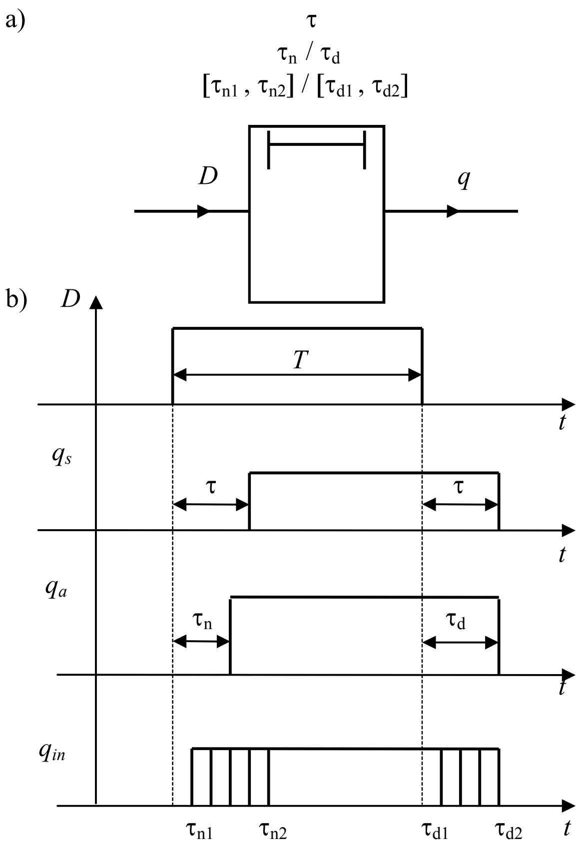
Zdůrazněme, že název paměťové moduly je zavádějící, neboť i když klopné obvody fungují jako paměťové buňky pamětí,je náhradník složený z klopných obvodů - paměťových modulů - mylně označen jako paměť, byť se o žádnou paměť nejedná! Bylo by proto snad vhodné uvažovat o jiném názvu než je paměťový modul.

Je-li prototyp $\langle X,\ S,\ \delta\rangle$ binární, jsou zadána binární kódování $k_X : X \to \{0,1\}^m$, $k_S : S \to \{0,1\}^l$, kde $m = \lceil \log_2 |X| \rceil$ a $\lceil \log_2 |S| \rceil \le l \le 2^{|S|}$. Zpravidla je binární náhradník Σ paralelním registrem l

binárních paměťových modulů $\left\langle \mathop{\times}\limits_{j=1}^{m_i} E_{ij},\ Q_i,\ \delta_i \right\rangle$, kde $\delta_i : Q_i \times \left(\mathop{\times}\limits_{j=1}^{m_i} E_{ij} \right) \to Q_i : \left\langle q_i, e_{i1}, e_{i2}, \ldots, e_{im_i} \right\rangle \mapsto q_i'$ ($i =$ $= 1,2,\ldots, l$). Pro buzení e_{ij} paměťového modulu $\sum_i$ (obr. 3) dostaneme $e_{ij} = \lambda_{ij}$ ($x_1, x_2, \ldots, x_m, q_1, q_2, \ldots, q_l$), kde $i = 1,2, \ldots, m_i$.



Obr. 3 Kánonická kompozice paměťového modulu *i*
Fig. 3 Canonical composition of the memory module *i*



c)

	q'	
q \ D	0	1
0	**0**	1
1	0	**1**
	0	*1*

Obr. 4 Binární zdrž: a) značka, b) časový diagram činnosti, c) přechodová tabulka
Fig. 4 Binary delay: a) mark, b) level state sequence, c) transition table

Poznamenejme ještě, že konečný automat modeluje jen okamžité přechody mezi stavy entity, avšak každý přechod mezi modelova-nými stavy jistou dobu trvá. Proto „mezistav“, ve kterém se objekt během stavového přechodu nachází, ztotožňujeme buď s výchozím, nebo s koncovým stavem přechodu.

Jediným dynamickým logickým prvkem je zdrž. Na obr. 4 je uvedena binární zdrž symetrická (s), asymetrická (a) a indeterministická (in) vč. časového diagramu činnosti té které zdrže s tím, že τ, τ_n, τ_d, τ_{n2} -τ_{n1}, τ_{d2} -τ_{d1} < T. Není v možnostech konečno-automatové-ho modelu zachytit zdržení τ, náběžné τ_n, doběžné τ_d ani rozptyl náběžného [τ_{n1}, τ_{n2}] či doběžného [τ_{d1}, τ_{d2}] zpoždění. Pro přechodovou funkci nejen binární, a ne jen deterministické zdrže platí

$$D = pred\,(q').$$

Pohled na vzájemnou polohu podnětu D a odezvy q zdrže v časovém diagramu vede pozorovatele k přesvědčení, že změna odezvy nemá svoji příčinu ani ve změně podnětu, ani ve zpoždění, a že změna odezvy je samovolná? Aby bylo možné hovořit o zpoždění, ztotožněme „mezistav“ přechodu s výchozím stavem přechodu. Nyní je zřejmé, že dominantní příčinou přechodu zdrže je výchozí stav přechodu, zatímco podnět přechod pouze iniciuje. (V logických obvodech unikala uvedená skutečnost pozornosti, ačkoliv, modelujeme-li objekty konečnými automaty, je zmíněný fakt zřejmý; např. při střelbě dávkami ze samopalu spušťadlo střelbu pouze iniciuje, výpravčí výpravkou odjezd vlaku ze stanice jen iniciuje, a nevykonává.)

Jako paměťový prvek (?) se uvádí [1,2,3,5,6] intuitivně navržený RS – klopný obvod podle obr. 5 a), kde $op \in \{\&, \vee\}$ a znamená, že statický prvek RS – klopného obvodu je inverzní buď konjunktor, nebo disjunktor. Je zřejmé, že naivní RS – klopný obvod nelze modelovat konečným automatem, neboť

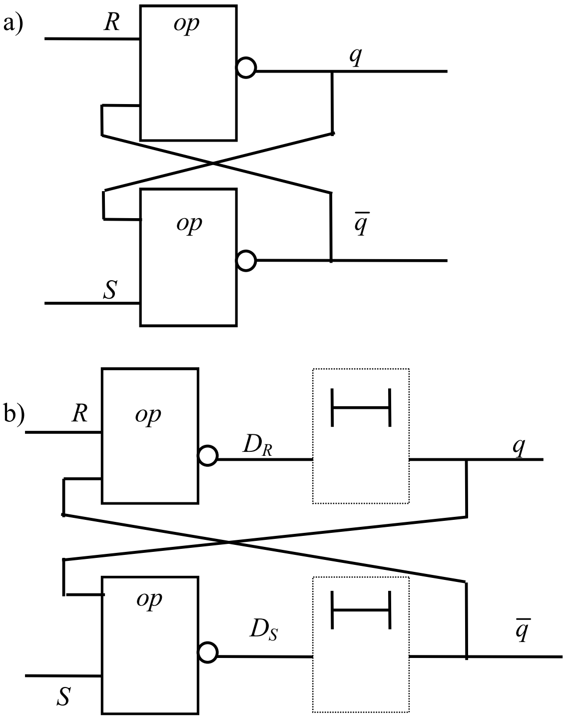
$$q = \overline{R\ op\ \overline{q}} = \overline{R\ op\ \overline{S\ op\ q}} = \ldots$$
$$\overline{q} = \overline{S\ op\ q} = \overline{S\ op\ \overline{R\ op\ \overline{q}}} = \ldots$$

což je nekonečný regres. Soustředíme-li však zpoždění „reálných“ statických prvků, za předpokladu rovných zpoždění cest vedoucích od vstupních k výstupním svorkám prvků, vč. zpoždění spojů, na výstupních svorkách statických prvků (obr. 5 b)), je zřejmé, že pro buzení „zjevených“ zdrží je

$$D_R = \overline{R\ op\ \overline{q}} = \overline{R\ op\ \overline{\overline{S\ op\ q}}},$$
$$D_S = \overline{S\ op\ q} = \overline{S\ op\ \overline{R\ op\ \overline{q}}},$$

což také umožňuje snadno zdůvodnit formu přechodových funkcí intuitivně navržených RS – klopných obvodů (tab. 1) na inverzních buď konjunktorech, nebo disjunktorech s omezením buď $R \vee S = 1$, nebo $RS = 0$; vždyť buď pro $op = \&$ a $R = S = 0$ dostaneme $D_R = D_S = 1$, tj. $q = \overline{q}$ (= 1), nebo pro $op = \vee$ a $R = S = 1$ obdržíme $D_R = D_S = 0$, tj. $q = \overline{q}$ (= 0), což není přijatelné.

Čtenář si jistě povšiml, že v přechodových tabulkách paměťových modulů uvádíme typ toho kterého jejího sloupce: *0*, *1*, *M* a *P* [7].



Obr. 5 Intuitivní strukturní model *RS* –klopného obvodu: a) naivní, b) korektní
Fig. 5 Intuitive structural model of *RS* flip-flop: a) naive, b) correct

a)

	q'			
q \ RS	00	01	11	10
0	–	1	**0**	**0**
1	–	**1**	**1**	0
	–	*1*	*M*	*0*

b)

	q'			
q \ RS	00	01	11	10
0	**0**	1	–	**0**
1	**1**	**1**	–	0
	M	*1*	–	*0*

Tab. 1 Přechodová tabulka *RS* – klopného obvodu s inverzními: a) konjunktory, b) disjunktory
Tab. 1 Transition table of *RS* flip-flop with inverse of: a) conjunctors, b) disjunctors

Dodefinujeme-li částečnou přechodovou funkci intuitivně navrženého *RS* – klopného obvodu s inverzními buď konjunktory, nebo disjunktory příslušně sloupci typu *0*, *1*, *M* a *P*, dospějeme ke klopným obvodům *R*, *S*, *E* a *JK*, pro jejichž exaktní (kánonické) strukturní **modely** s náhradníkem zdrž je příslušně buď: $D = \overline{R\,\overline{q} \vee \overline{S}}$, $D = \overline{R} \vee S\,q$, $D = \overline{R}\,q \vee S\,q \vee \overline{R}\,S$ a $D = \overline{J}\,\overline{q} \vee K\,q$, nebo $D = = \overline{R \vee \overline{S}\,\overline{q}}$, $D = \overline{R}\,q \vee S$, $D = \overline{R}\,q \vee S\,q \vee \overline{R}\,S$ a $D = = \overline{J}\,q \vee K\,\overline{q}$ i když výrobci nabízejí *JK* – klopný obvod s přechodovou funkcí spíše podle tab. 2 a). Pro úplnost uvádíme i přechodové funkce obou typů *T* i *DL* klopných obvodů, přičemž druhý typ *DL* je běžný (tab. 2 b), c)), pro jejichž exaktní (kánonické) strukturní modely se zdrží jako s náhradníkem je: $D = T \equiv q$ či $D = T \oplus q$ i $D = Lq \vee \mathcal{D}\,q \vee \mathcal{D}\,\overline{L}$ či $D = \overline{L}\,q \vee \mathcal{D}\,q \vee \mathcal{D}\,L$ (*DL*–klopný obvod bylo nezbytné přejmenovat na $\mathcal{D}\,L$). Poznamenejme ještě, že *D* – klopný obvod (trvalý paměťový modul) mající shodnou přechodovou funkci se zdrží (obr. 4 c)) lze navrhnout jen na klopném obvodu; např. podle matice buzení (viz část 6.) $R = \overline{D}$, $S = D$ či $J = D$, $K = \overline{D}$.

a)

	q'			
q \ JK	00	01	11	10
0	**0**	**0**	↓1↑	1
1	**1**	0	0	**1**
	M	*0*	*P*	*1*

b)

	q'	
q \ T	0	1
0	↓1↑	**0**
1	0	**1**
	P	*M*

	q'	
q \ T	0	1
0	**0**	↓1↑
1	**1**	0
	M	*P*

c)

	q'			
q \ DL	00	01	11	10
0	**0**	**0**	**0**	1
1	0	**1**	**1**	**1**
	0	*M*	*M*	*1*

	q'			
q \ DL	00	01	11	10
0	**0**	**0**	1	**0**
1	**1**	0	**1**	**1**
	M	*0*	*1*	*M*

Tab. 2 Přechodová tabulka klopného obvodu: a) *JK*, b) *T*, c) *DL*
Tab. 2 Transition table of flip-flops: a) *JK*, b) *T*, c) *DL*

6. „UNIVERZÁLNÍ“ PAMĚŤOVÝ MODUL

Nazvěme maticí buzení binárního paměťové-ho modulu z obr. 3 matici

$$\{0,1,2,3\}\times\{1,2,\ldots,m_{\mathrm{i}}\}\to\{0,1,\_\}:\langle p,q\rangle\mapsto \underset{q}{*}e_{ij}\ ,$$

kde, je-li $p = k\,2^1 + l\,2^0$, potom $\delta_{\sum_i}\left(k, \underset{q}{\vee}\ e_{i1}\ , e_{\mathrm{i}2} \ldots e_{i\mathrm{mi}}\right) = l$ a $*: \{0,1\}^q \to \{0,1\neg\}: \underset{q}{*}\ e_{ij} \mapsto 0$ pro $\sum_q e_{ij} = 0$, $\underset{q}{*}\ e_{ij} \mapsto 1$ pro $\sum_q e_{ij} = q$, $\underset{q}{*}\ e_{ij} \mapsto -$ pro $0 < \sum_q e_{ij} < q$. Jinými slovy, pro běžné paměťové moduly jsou matice buzení [5]:

$$\begin{array}{cc} q_{\mathrm{i}} & q'_{\mathrm{i}} \\ 0 & 0 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{array} \quad \begin{array}{c} D \\ \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \end{bmatrix} \end{array} \quad \begin{array}{c} T \\ \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{bmatrix} \end{array} \quad \begin{array}{c} R\ S \\ \begin{bmatrix} - & 0 \\ 0 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & - \end{bmatrix} \end{array} \quad \begin{array}{c} J\ K \\ \begin{bmatrix} 0 & - \\ 1 & - \\ - & 0 \\ - & 1 \end{bmatrix} \end{array} \quad \begin{array}{c} D\ L \\ \begin{bmatrix} - & - \\ 1 & 1 \\ 0 & 1 \\ - & - \end{bmatrix} \end{array}$$

Namísto bezprostředního, a namáhavého použití matic buzení při kánonickém návrhu strukturního modelu se v [8] doporučuje sestrojit nejprve buzení pro D – klopný obvod, což je mezně jednoduché, a poté podle rovností umožňujících sestrojit jednotlivé klopné obvody s náhradníkem zdrží vyhledat buzení toho kterého paměťového modulu s tím, že pro JK– klopný obvod použijeme Shannonův rozvoj buzení D a pro T – klopný obvod, jak se lze snadno přesvědčit, píšeme $T = D \equiv q$ či $T = D \oplus q$. Lze ovšem namítnout, že kódování stavů synchronního prototypu s očekávaným náhradníkem D nebude vhodné pro jiný klopný obvod [9].

Uvažujme, bez újmy na obecnosti, prototyp zadaný obecnou přechodovou funkcí (tab. 3 a)). Povšimněme se, že prototyp disponuje všemi typy sloupců *0*, *1*, *M* a *P*. Lze uvažovat i přechodové funkce se třemi (0,1,*M*), (0,1,*P*), (0,*M*,*P*), (1,*M*,*P*) nebo se dvěma (0,1), (0,*M*), (0,*P*), (1,*M*), (1,*P*), (*M*,*P*) typy navzájem různých sloupců či jen s jediným typem sloupce. Kódování stavů $k_s: \{0,1\}\to \{0,1\}$: $0\mapsto 0$, $1\mapsto 1$ je identické. Náhradníky budiž postupně paměťové moduly D, T, RS, JK i DL. Budicí funkce příslušných klopných obvodů, pohodlně sestrojené podle matic buzení, jsou v tab. 3 b).

Odtud při $\{a,b,c,d\} \to \{0,1\}^2$: $a\mapsto \overline{A}\overline{B}$, $b\mapsto \overline{A}B$, $c\mapsto AB$, $d\mapsto A\overline{B}$ obdržíme:

$$D = A\overline{q} \vee A\overline{B} \vee \overline{A}Bq,\quad T = A\overline{q} \vee AB \vee \overline{ABq}$$

$$R = \overline{A}\overline{B} \vee ABq,\quad S = A\overline{q}\ ,$$

$$J = A,\quad K = \overline{A}B \vee A\overline{B}\ ,$$

$$D = q\ ,\quad L = 1.$$

Povšimněme si, že budicí funkce náhradníka – JK – paměťového modulu – v případě obecné a tedy i všech spec. přechodových funkcí nezávisejí na argumentu q; argument q je fiktivní a nasazení JK – klopného obvodu tak vede vždy k minimálním budícím funkcím co do počtu argumentů. Obdobně, vybereme-li pro tu kterou spec. budicí funkci s trojicí nebo s dvojicí navzájem různých typů sloupců či jen s typem jediným náhradník, jehož přechodová funkce ja nadána aspoň týmiž typy sloupců, nebudou budicí funkce příslušného náhradníka opět záviset na stavu q a budou tak minimální co do počtu argumentů, o čemž se lze snadno přesvědčit v tab. 3.

V právě uvedeném smyslu slova je JK – klopný obvod **„univerzálním“** náhradníkem.

a)

	s'			
s \ x	a	b	c	d
0	**0**	**0**	1	1
1	0	**1**	0	**1**
	0	***M***	*P*	*1*

b)

	D				T				R				S			
q \ x	a	b	c	d	a	b	c	d	a	b	c	d	a	b	c	d
0			1	1			1	1	–	–					1	1
1		1		1	1		1		1		1			–		–

J				K				D				L			
a	b	c	d	a	b	c	d	a	b	c	d	a	b	c	d
		1	1	–	–	–	–	–	–	1	1	–	–	1	1
–	–	–	–		1		1		–		–	1	–	1	–

Tab. 3 a) Přechodová tabulka prototytu, b) budicí tabulky náhradníků : *D*, *T*, *RS*, *JK* a *DL*

Tab. 3 a) Transition table of the prototype, b) exitation table of substitutes,: *D*, *T*, *RS*, *JK* and *DL*

7. ZÁVĚR

Snad se podařilo čtenáře přesvědčit, že:
- dekompozici, a tedy ani kánonickou, nelze předepsat přechodovou či budicí funkcí,
- ve strukturním modelu *RS* – klopného obvodu se musí ve strukturním cyklu vyskytovat aspoň jeden prvek Moorova typu - zdrž,
- intuitivně navržený *RS* – klopný obvod je sice mezně prostý, avšak zatížený zcela evidentním vstupním omezením,
- zdrž je jediný dynamický prvek,
- stav objektu nejen parametrizuje vstupně-výstupní dvojici, ale i provádí stavový přechod,
- je přesvědčivě a snadno zdůvodnitelná univerzálnost *JK* – klopného obvodu.

LITERATURA

[1] Harrison, M. A.: Introduction to Switching and Automata Theory. Mc Graw-Hill Book Co, New York - Sydney 1965
[2] Katz, R. H.: Contemporary Logic Design. The Benjamin/Cummings Publishing Co., New York - San Juan, 1994
[3] Gluškov, V. M.: Sintez cifrovych avtomatov. Fizmatgiz, Moskva, 1962
[4] Bernard, J. M. - Hugon, J. - Le Corvec, R.: De la logique cablée aux microproceseurs (český překlad: SNTL, Praha 1982)
[5] Vavilov, E. N. - Portnoj, G. P.: Sintez schem elektronnych cifrovych mašin. Sovetskoe radio, Moskva 1963
[6] Šalyto, A. A.: Metody apparatnoj i programmnoj realizacii algoritmov. Nauka, Sankt - Peterburg 2000
[7] Frištacký, N. aj.: Logické systémy. ALFA - SNTL, Bratislava - Praha 1986
[8] Puchalskij, G. I. - Novoseľcova, T. J.: Proektirovanie diskretnych ustrojstv na integraľnych mikroschemach. Radio i svjaz, Moskva 1990
[9] Bokr, J. - Jáneš, V.: Logické systémy. ČVUT, Praha 1999

DODATEK

Protože je objekt určen svým modelem, předpokládejme zadaný Mealyho konečný automat

$$\langle X, S, Y, \delta, \lambda \rangle$$

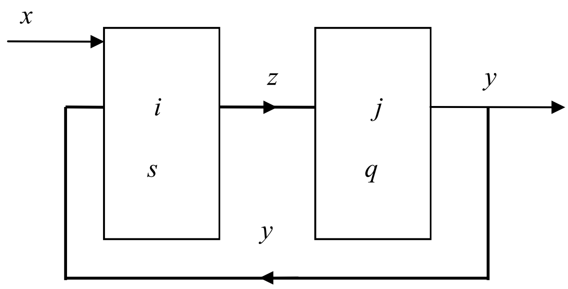
kde *X*, *S* a *Y* je odpovídající vstupní, stavová a výstupní abeceda, δ a λ je příslušná přechodová a výstupní funkce

$$\delta : S \times X \to S : \langle s, x \rangle \mapsto pred\ (s'),$$
$$\lambda : S \times X \to Y : \langle s, x \rangle \mapsto y .$$

Je-li $|S| > 1$, lze očekávat, že automat modeluje stacionární, deterministický a **dynamický** logický objekt chovající se sekvenčně, ale i kombinačně. Položme $S = \{s\}$ ($|S| = 1$); potom lze přechodovou funkci formálně, nikoliv fakticky, ignorovat, protože $\delta : \{s\} \times X \to \{s\} : \langle s, x \rangle \mapsto s$ je modelem virtuálního stavového přechodu a výstupní funkci $\lambda : \{s\} \times X \to Y : \langle s, x \rangle \mapsto y$ lze modifikovat $\lambda : X \to Y : x \mapsto s$. Konečný automat

$$\langle X, Y, \lambda \rangle$$

pak modeluje statickou logickou entitu, jejíž chování může být jen kombinační.



Obr. 6 Kompozice konečných automatů
Fig. 6 Composition of finite automata

Uvažujme, bez újmy na obecnosti, strukturní cykl podle obr. 6 sestávající z Mealyho konečných automatů $\langle X \times Y, S, Z, \delta_i, \lambda_i \rangle$ a $\langle Z, Q, Y, \delta_j, \lambda_j \rangle$, kde $\lambda_i : S \times X \times Y \to Z : \langle s, x, y \rangle \mapsto z$ a $\lambda_j : Q \times Z \to Y : \langle q, z \rangle \mapsto y$. Potom výstupní funkce $\lambda_i \circ \lambda_j$ zpětnovazební kompozice, kde $\circ$ je operátor kompozice funkcí, z obr. 6 je

$$y = \lambda_j\ (q, z) = \lambda_j\ (q, \lambda_i\ (s, x, y)) = \dots ,$$

tj. nekonečný regres. Postačí však, aby např. $\langle X \times Y, S, Z, \delta_i, \lambda_i \rangle$ byl Moorovým automatem, tj. $\lambda_i : S \to Z : s \mapsto z$ a obdržíme

$$y = \lambda_j\ (q, z) = \lambda_j\ (q, \lambda_i\ (s)) ,$$

což modeluje korektní kompozici.

BIOGRAPHY

Josef Bokr was born on 1940. In 1965 he graduated with honor at Moscow Power Institute with specialisation in mathematical computing devices and apparatus. He received Ph.D (CSc) degree with a thesis Logic Control in 1990 and was done an associate professor. His scientific research is focused on logic system and automata theory.