LOGICKÉ ŘÍZENÍ

(LOGICAL CONTROL)

Josef BOKR
Department of Information and Computer Science, Faculty of Applied Sciences, University of West Bohemia, Univerzitní 8, 306 14 Plzeň, Czech Republic, E-mail: bokr@kiv.zcu.cz

SUMMARY

The paper deals with logic control technological devices. An impossibility of Glushkov's and Bellman's concepcions of logic control is shown and thus the new idea is proposed.

Keywords: *system of automatical logic control, finite automaton, logical transmitter*

1. ÚVOD

Předmětem oboru, obvykle zvaného „Logické systémy“, jsou jednak logické převodníky (viz dodatek) a jednak systémy automatického logického řízení (*SALŘ*). A stává se i, že *SALŘ* jsou pouhou záminkou (úvodem) ke studiu logických převodníků; např. [1,2].

Pojetí, nyní již klasické, logického řízení podle Gluškova (1965), který navrhl *SALŘ* jako zpětnovazební kompozici dynamických logických převodníků: deterministického řídicího (*ŘP*) a operačního, přičemž operační převodník odpovídá nedeterministickému řízenému technologickému převodníku (*TP*), se pokládá za korektní. Vedle zmíněné koncepce existuje pojetí *SALŘ* podle Bellmana (1956) − nezávisle zavedené v [3] − kde *ŘP* je statický a *TP* je dynamický převodník. Bellmanova koncepce se pokládá za fundamentální ideu řízení vůbec.

Snadno lze ukázat, že Bellmanův *ŘP* je minimální, co do počtu stavů, formou Gluškovova *ŘP* Mealyho typu, což bezprostředně vyplývá z konceptu logického řízení.

Obě pojetí logického řízení, což je snad překvapivé, nejsou s to se vyrovnat s následující situací: dospěje-li řízený *TP* po absolvování předepsané stavové trajektorie do, pro řízení, stabilního stavu, není možné, aby *TP* zmíněný stav opustil a pokračoval v pohybu po požadované trajektorii, neboť *ŘP* produkuje řízení podle stávajícího stavu *TP*, a nelze očekávat, že deterministický *ŘP* dokáže podle stabilního stavu produkovat různá řízení tak, že jedno udržuje *TP* ve stabilním stavu a druhé převádí *TP* do stavu jiného (následovníku) stavové trajektorie.

Příčina uvedené neutěšené situace je nasnadě; vždyť, co „nutí“ projektanty *SALŘ* pokládat řízené technologické zařízení za dynamický převodník? Zřejmě rutina; návrháři *SALŘ* totiž jednak projektují *ŘP* stejně jako strukturní modely dynamických logických převodníků (zpětnovazební logické obvody) kánonickou dekompozicí [4], a jednak se nevědomky při identifikaci technologické aparatury ztotožňují s jejím *ŘP* a pokládají pak *TP* za dynamický. Avšak řídit dynamický převodník nemá smysl (!), je přece dynamický.

2. TRADIČNÍ LOGICKÉ ŘÍZENÍ

Uvažujme *SALŘ* podle obr. 1 a nechť je, bez újmy na obecnosti, modelem *TP* nedeterministický dynamický semiautomat

$$TP = \langle U, S, \delta_T \rangle$$

a modelem deterministického Gluškovova dynamického $ŘP_G$ či Bellmanova statického $ŘP_B$ buď konečný automat

$$ŘP_G = \langle S, Q, U, \delta_G, \lambda_G \rangle$$

nebo, položíme-li $Q = \{q_p\}$,

$$ŘP_B = \langle S, U, \lambda_B \rangle$$

kde U, S a Q je příslušně abeceda řízení, stavová *TP* a $ŘP_G$, δ_T je přechodová relace

$$\delta_T : S \times U \times S : \langle s, u, s' \rangle,$$

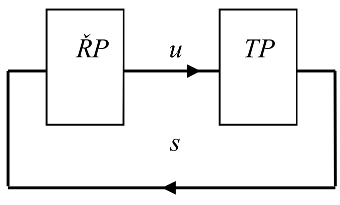
δ_G a λ_G je odpovídající přechodová a výstupní funkce Gluškovova $ŘP_G$

$$\delta_G : Q \times S \to Q : \langle q, s\rangle \mapsto q'$$

$$\lambda_G : Q \times S \to U : \langle q, s\rangle \mapsto u$$

a λ_B je výstupní funkce Bellmanova $ŘP_B$

$$\lambda_B : S \to U : s \mapsto u$$



Obr. 1 Systém automatického logického řízení (*SALŘ*)
Fig. 1 System of the automatical logic control (*SALC*)

Konečnosemiautomatovým modelem *SALŘ* s $ŘP_G$ nebo s $ŘP_B$ je dyáda příslušně

$$SALŘ_G = \langle S \times Q , \Delta_G \rangle$$

či

$$SALŘ_B = \langle S , \Delta_B \rangle$$

kde Δ_G či Δ_B je odpovídající přechodová relace

$$\Delta_G : (S \times Q) \times (S \times Q) : \\ \langle s, q, proj_3\ \delta_T\ (s, \lambda_G\ (q, s), s'), \delta_G\ (q, s)\rangle$$

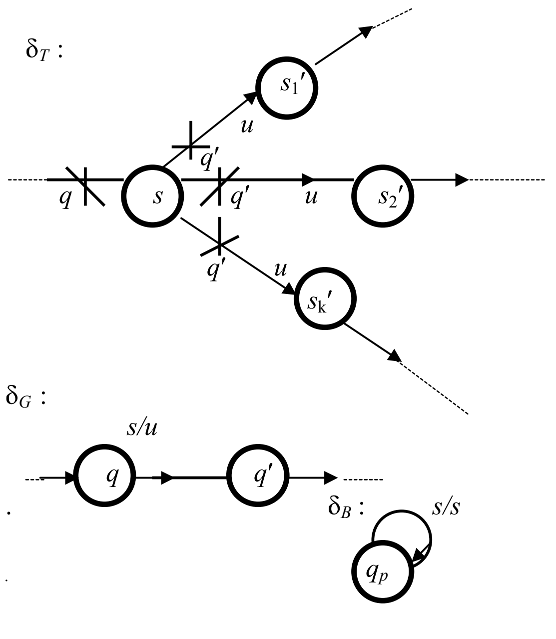
nebo

$$\Delta_B : S \times S : \langle s, proj_3\ \delta_T\ (s, \lambda_B\ (s), s')\rangle$$

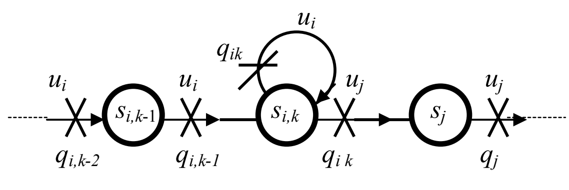
viz obr. 2, kde × symbolizují stavy $ŘP_G$.

Nyní je již zřejmé, že vystačíme s Bellmanovým $ŘP_B$.

Vyšetřeme fragment stavové trajektorie *TP* v $SALŘ_G$ nebo v $SALŘ_B$ (obr. 3). Protože na *TP* v *SALŘ* je $s_{ik} = proj_3\ \delta_T\ (s_{i,k-1}, u_i, s_{ik})$, $s_{ik} = proj_3\ \delta_T\ (s_{i,k}, u_i, s_{ik})$ a $s_j = proj_3 \delta_T\ (s_{i,k}, u_j, s_j)$, pro $u_i \neq u_j$, pak také na $ŘP_G$ je $\lambda_G\ (q_{ik}, s_{ik}) \in \{u_i , u_j\}$ a právě tak na $ŘP_B$ je $\lambda_B\ (s_{ik}) \in \{u_i , u_j\}$, což ovšem znamená zařadit do *SALŘ* nedeterministický *ŘP*.



Obr. 2 Součinnost *TP* a $ŘP_G$ či $ŘP_B$
Fig. 2 Cooperation of a technological transmitter (*TP*) and the Glushkov ($ŘP_G$) or the Bellman control ($ŘP_B$) transmitters



Obr. 3 Stavová trajektorie na *TP*
Fig. 3 A state trajectory at the *TP*

3. LOGICKÉ ŘÍZENÍ

Ukážeme, že nedeterminismus *ŘP* jak podle Gluškova, tak podle Bellmana způsobuje „převodníkové“ chápání *TP*; byl-li by totiž *TP* dynamický převodník, pak nemá smysl *TP* řídit, neboť se zjevně řídí sám (viz dodatek).

Ilustrujme proto na příkladu samopalu *AK* libovolného vzoru („kalašnikovi“), přitažlivém zejména pro vojáky bývalé československé i české či slovenské armády, že *TP* není dynamický, ale jen potenciálně dynamický převodník. Nechť je náboj v nábojové komoře, tj. uzamčený závěr se nachází v přední úvrati pouzdra závěru. Po spuštění spouště uvolní spoušťadlo úderník, úderník aktivuje roznětku a dojde k výstřelu. Dříve než střela opustí hlaveň samopalu, odvede se malá část spalin z hlavně plynovým kanálem do válce vratného pístu. Vratný píst uvolní závorník závěru a přesune závěr unášející vytahovačem nábojnici do zadní úvratě v pouzdru závěru. Po uvolnění vytahovače vyhodí vyhazovač nábojnici a podavač přemístí další náboj do komory závěru. Stlačená vratná pružina převede závěr do přední úvratě atd. potud, pokud je spuštěná spoušť. Je-li spoušť uvolněná, zablokuje se úderník a k opětovnému výstřelu dojde až po spuštění spouště (obr. 4). Použijeme-li cvičné střelivo, není tlak spalin v hlavni dostatečný k vrácení závěru do zadní úvratě (nepoužijeme-li ovšem úsťový nástavec) a pro opakování střelby by pak bylo nezbytné přesunovat závěr do zadní úvrati ručně; střelba dávkami je tak vyloučena.

Činný samopal (dynamický logický převodník) je tak agregací statického logického převodníku (vratného pístu s vratnou pružinou) a potenciálně dynamické řízené pušky [4]. Pokud si čtenář nedokáže představit vratný píst spolu s vratnou pružinou jako statický převodník, ať oba chápe jako „pohybovody“. A ještě, střelec spuštěním spouště – nesilový podnět – iniciuje posloupně stavové přechody v samopalu: ze stavu výstřel do stavu nabití a naopak. Stav výstřel vykonává silou zpětného pístu přechod do stavu nabití, a stav nabití vykonává silou vratné pružiny přechod do stavu výstřel. Metaforicky: vratný píst s vratnou pružinou „oživuje“ „mrtvou“ pušku.

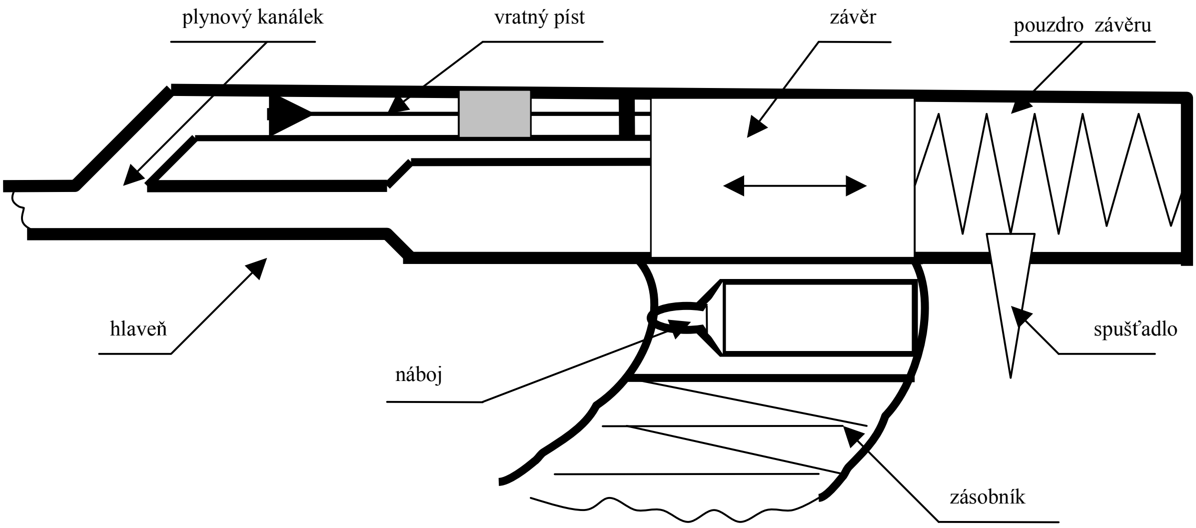
Nabízí se tedy dynamický logický převodník interpretovaný jako *SALŘ* ve tvaru agregace statického logického převodníku *Ř* pojatého jako řídicí a potenciálně dynamického řízeného objektu *T* (obr. 3), kde zadané řízení *u* vybírá subjektem požadovanou stavovou trajektorii v *T* a stav *s*, resp. buzení *e*, je vykonavatelem jednotlivých přechodů stavové trajektorie.

Konečnoautomatovým modelem statického deterministického *Ř* je uspořádaná trojice

$$Ř = \langle U \times S , E , \lambda \rangle$$

kde *U*, *S*, *E* je příslušně abeceda řízení, stavů, buzení a λ je výstupní funkce

$$\lambda : U \times S \rightarrow E : \langle u, s\rangle \mapsto e$$



Obr. 4 Schéma samopalu *AK* – 47
Fig.4 Schema of the subgun *AK* - 47

a pseudokonečnoautomatovým modelem nedeterministického T (konečný automat je totiž modelem dynamických převodníků) je uspořádaná triáda

$$T = \langle E , S , \delta_T \rangle$$

kde δ_T je přechodová relace

$$\delta_T : S \times E \times S : \langle s, e, s' \rangle.$$

Konečný automat

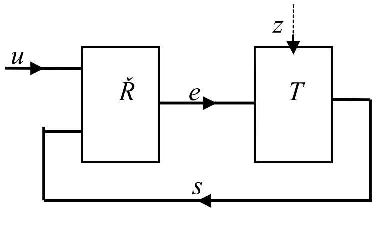
$$\langle U , S , \delta \rangle$$

kde δ je přechodová relace

$$\delta : S \times U \times S : \langle s, u, s' \rangle$$

je modelem nedeterministického *SALŘ* z obr. 5, přičemž

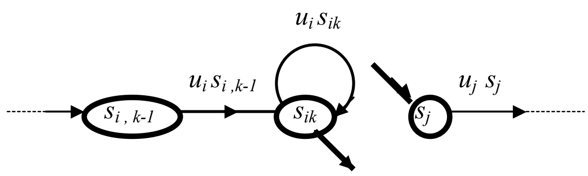
$$proj_3 \ \delta \ (s, u, s') = proj_3 \ \delta_T \ (s, e, s') .$$



Obr. 5 *SALŘ* jako agregát řídicího převodníku *Ř* a technologického „nepřevodníku“ *T*
Fig. 5 *SALC* as an aggregate of a control transmitter *Ř* and a technological „not transmitter“ *T*

Zmíněné pojetí logického řízení se snadno vyrovná s nedeterminismem *ŘP* z části 2. Skutečně, protože řízení u_i a u_j ($u_i \neq u_j$) zadává subjekt, potom je nasnadě modifikovat fragment stavové trajektorie z obr. 2 – obr. 5 – a psát:

$s_{ik} = proj_3 \ \delta \ (s_{i,k-1}, u_i, s_{ik}) = proj_3 \ \delta_T \ (s_{i,k-1}, u_i s_{i,k-1}, s_{ik})$, $s_{ik} = proj_3 \ \delta \ (s_{ik}, u_i, s_{ik}) = = proj_3 \delta \ (s_{i,k}, u_i, s_{ik}) = proj_3 \delta_T \ (s_{i,k}, u_i s_{ik}, s_{ik})$ a $s_{j+1} = proj_3 \ \delta \ (s_j, u_j, s_{j+1}) = proj_3 \ \delta_T \ (s_j, u_j s_j, s_{j+1})$.



Obr. 6 Modifikovaná stavová trajektorie na *I* z obr. 3
Fig. 6 A modified state trajectory at *I* from Fig. 3

Lze ovšem namítnout, že statický řídicí převodník *Ř* neuspěje, budou-li na *T* instalovaná impulsová čidla snímající stavy *T*; postačí však impulsová čidla vybavit podpůrnými paměťovými moduly [3].

4. PŘÍKLAD

Až dosud jsme předpokládali, že nedeterminismus T je dílem neměřitelného a tedy implicitního nahodilého rušení T. Jsou-li však poruchy z působící na T měřitelné a tedy explicitní, tj. disponujeme-li poruchovou abecedou Z deterministického T, je pseudokonečnoautomatovým modelem T uspořádaná triáda

$$T_{det} = \langle E \times Z , S , \delta_{Tdet} \rangle$$

kde $\delta_{T \ det}$ je přechodová funkce, bez újmy na obecnosti,

$$\delta_{T \, det} : S \times E \times Z \to S : \langle s, e, z \rangle \ \mapsto \ s'.$$

Konečný automat

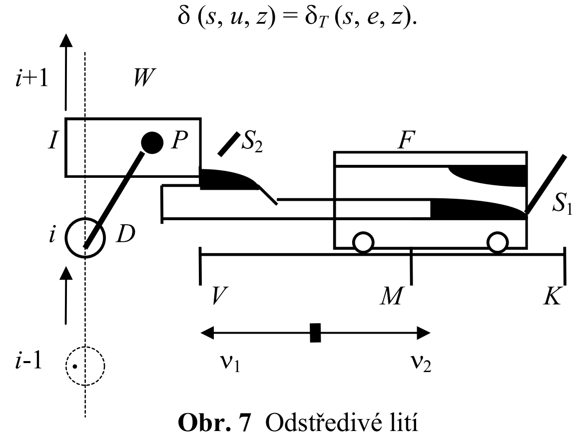
$$\langle\, U \times Z \,,\, S \,,\, \delta \,\rangle$$

kde δ je přechodová funkce

$$\delta : S \times U \times Z \rightarrow S : \langle s, u, z\rangle \mapsto s' \;,$$

je modelem deterministického *SALŘ*, přičemž

$$\delta\,(s, u, z) = \delta_T\,(s, e, z).$$



Obr. 7 Odstředivé lití
Fig. 7 Centrifugal casting

a)

		$s_1'\ s_2'\ s_3'$			
ez / $s_1s_2s_3$	stop	start $\bar{S}_1\ \bar{S}_2$	start $\bar{S}_1\ S_2$	start $S_1\ \bar{S}_2$	start $S_1\ S_2$
IKD		*IVD*			
IVD		*WVD*			
WVD			*WVD*		*WMD*
WMD					*IMD*
IMD				$IK\bar{D}$	
$IK\bar{D}$	$IK\bar{D}$			$IK\bar{D}$	

b)

u / $s_1s_2s_3$	zastavení $IK\bar{D}$	spuštění *IKD, IVD, WVD, WVD, WMD, IMD*	spuštění $IK\bar{D}$
e	stop	start	stop

Tab. 1 a) Přechodová tabulka řízeného odstředivého lití, b) výstupní tabulka řídicí automatiky
Tab. 1 a) Transition table of the controled centrifugal casting, b) response table of the control automatics

Navrhněte proto statickou řídicí automatiku pro zařízení na odstředivé odlévání litinových trubek (obr. 7). Dosáhne-li nosič (*D*) tavicí pánve (*P*) polohy *i*, přemístí se vozík s formou (*F*) z polohy *V* rychlostí v_2 do polohy *K*. Tavicí pánev se naklání z pozice *I* do pozice *W* dotud, dokud nezačne litina vytékat z pánve (S_2). Když tok litiny dosáhne pravý okraj formy (S_1), vozík se pohybuje pomalu zleva doprava rychlostí v_1 ($v_1 << v_2$) z polohy *K* do polohy *V* a vytékající litina se postupně odstřeďuje po celé délce formy. Když vozík přes mezipolohu *M* dojede na konec své dráhy, zastaví se vylévání z pánve, pánev se navrátí do pozice *I* a nosič *D* se přemístí do následující pozice *i* + 1. Senzory $S_{1,2}$ jsou světlocitlivá čidla. Označme řízení jako *zastavení* a *spuštění*, buzení jako *stop* a *start* a poruchu konjunktem $S_1^{\sigma_1}\ S_2^{\sigma_2}$ ($\sigma_1,\sigma_2 \in \{0,1\}$ a $S^{\sigma} = S\ \sigma \vee \bar{S}\ \bar{\sigma}$), kde S_1, S_2 $\left(\bar{S}_1, \bar{S}_2\right)$ znamená, že litina vyzařuje (nevyzařuje) světlo.

Pojmenujme ještě stavové složky stavů zařízení písmeny: *I* (*W*), nacházel-li se nosič tavicí pánve ve výchozí (pracovní) poloze; *V*, *M*, *K*, je-li vozík s formou v příslušné pozici výchozí, mezi a koncové; *D* ($\bar{D}$) znamená, že nosič pánve je (není) v poloze *i*, tj. stavy zařízení na odstředivé odlévání litinových trubek jsou uspořádané triády: *IKD*, *IVD*, *IMD*, $IK\bar{D}$, *WVD*, *WMD*. Přechodová tabulka řízeného zařízení na odstředivé odlévání litinových trubek je tab. 1 a) a výstupní tabulka řídicí automatiky je tab. 1b).

5. ZÁVĚR

Uveďme nejprve, že výše zmíněná koncepce logického řízení není alternativou k tradičnímu pojetí logického řízení, ale koncepcí jedině správnou.

Statický řídicí logický převodník sestává z pohybových šroubů, táhel, řetězových, řemenových, ozubených i hydromechanických převodů, podavačů, shazovačů ap., krátce řečeno z „produktovodů“ rozmanité povahy (vodiče, svštlovody, „pohybo-vody“ atd.).

Zpravidla sami technologové osazují technologická zařízení uvedenými „produktovody“, takže na projektanty řídicí automatiky zbývá jen návrh řízení komplexů sestávajících z různých technologických aparatur.

Zmiňme se ještě o čistě náhodné morfologické shodě *SALŘ* a kánonické dekompozice. Zatímco technologické zařízení je pouze potenciálně dynamické a teprve spolu se statickým řídicím převodníkem tvoří dynamický převodník, je náhradník kánonické dekompozice dynamickým převodníkem, který statický budicí převodník „nutí“ imitovat svými stavovými přechody požadované [5].

SALŘ je tak holisticky agregací statického *Ř* a „nepřevodníku “ *T* na rozdíl od redukcionistické kánonické dekompozici převodníku *TP*.

Logické řízení dosud postuluje Gluškovův *ŘP* – viz [6], kde je uveden výčet autoritativních prací z logického řízení. Proto se také pěstovaly [3] a stále rozvíjejí [2] jazyky vhodné pro zápis činnosti *TP* a tedy i $ŘP_G$, neboť panuje přesvědčení, že komplikovanost návrhu $ŘP_G$, způsobená jeho zarážející složitostí, se tak dá obejít. Autor [3,7] ukázal, že $ŘP_G$ není minimální co do počtu stavů a že postačí statický *ŘP* , což však nebylo všeobecně přijato. Bellmanův předpis [8] říká, že řízení je funkcí stavu a i když se Bellman logickým řízením vůbec nezabýval, nazval autor statický *ŘP* Bellmanovým $ŘP_B$, a $ŘP_B$ se stal přijatelným. Obě pojetí však připouštějí ve stavové trajektorii v *TP* výskyt kromě koncového i jiných stabilních stavů, což vede k nedeterministickému *ŘP*

Východisko ze vzniklé situace je nasnadě. Řízením *u* se provádí pouze výběr (iniciace) stavové trajektorie na nikoliv dynamickém *TP*, ale potenciálně dynamickém *T* a každý výchozí stav přechodu *s* stavové trajektorie je nezbytné chápat jako jeho vykonavatele. Snad proto, že uvedená koncepce logického řízení je očividná, může čtenáři připadat autorův podíl na fyzikálně zdůvodněném pojetí logického řízení zanedbatelný.

LITERATURA

[1] Lazarev,V. G. - Pijl, E. I.: Sintez upravljajuščich avtomatov. Energoatomizdat, Moskva 1989

[2] Šalyto, A. A.: Logičeskoe upravlenie (metody apparatnoj i programmnoj realizacii algoritmov). Nauka, Sankt Peterburg 2000

[3] Bokr, J. et al: Logické řízení technologických procesů. SNTL, Praha 1986

[4] Bokr, J. - Jáneš, V.: Logické systémy. Vyd. ČVUT, Praha 1999

[5] Bokr, J.: Kánonická dekompozice. Acta Electrotechnica et Informatica, No. 1, vol. 4 2004, pp. 60 – 65

[6] Bokr, J.: Upravlenie logičeskim objektom i kanoničeskaja dekompozicija. Avtomatika i vyčislitelnaja technika, N. 1, 2000, pp. 12 – 23

[7] Bokr, J. et al: Logické řízení technologických objektů. Sešity Inorga, N 148 – 149, 1988

[8] Kalman, R. E. – Falb, P. L. – Arbib, M. A.: Topics in Mathematical System Theory. Mc Graw-Hill Book Co., New York, Sydney 1969

6. DODATEK

Logickým převodníkem rozumíme logické zařízení převádějící zadané vstupní slovo na požadované slovo výstupní. Nechť je stacionární deterministický dynamický převodník dán konečnoautomatovým modelem

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

kde *X*, *S*, *Y* je příslušně vstupní, stavová, výstupní abeceda, $\delta : S \times X \to S : \langle s, x\rangle \mapsto s'$ je přechodová a $\lambda : S \times [X] \to Y : \langle s, [x]\rangle \mapsto y$ je výstupní funkce s tím, že $[X] = \{\Lambda\}/X$ a $[x] = \Lambda/x$ (Λ je prázdné slovo) a s_p je počáteční stav. Chápeme-li $\delta (s, x) = s'$ jako model změny stavu z *s* na *s*′, je jedinou příčinou změny podnět *x*; avšak změna stavů znamená realizaci přechodu z *s* do *s*′, tj. jak je obvyklé, je nezbytné přechod spustit podnětem *x* a také vykonat stavem *s*. Chováním („převodovou“ funkcí) *B* dynamického převodníku rozumíme funkci ($m \geq 1$)

$$B : \{s_p\} \times X^m \to Y^m : \langle s_p , x_{i1}\, x_{i2} \dots x_{im}\rangle \mapsto y_{j1}\ y_{j2} \dots y_{jm} = \left[\lambda\left(s_p,[x_{i1}]\right)\right] \lambda\left(\delta\left(s_p,x_{i1}\right), x_{i2}\right) \dots$$

$$\lambda\left(\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p,x_{i1}\right),x_{i2}\right),\dots\right),x_{i,m-1}\right),x_{im}\right)$$

a může být jak kombinační, tak i sekvenční. Pouze, je-li převodník Mealyho typu ($\lambda : S \times \times X \to Y : \langle s, x\rangle \mapsto y$) a chová-li se kombinačně, lze položit $S = \{s_p\}$, tj. minimalizovat Mealyho kombinační převodník co do počtu stavů, a formálně (nikoliv fakticky) ignorovat přechodovou funkci δ, neboť $\delta : \{s_p\} \times X \to \{s_p\} : \langle s_p , x\rangle \mapsto s_p$ modeluje virtuální stavový přechod, a modifikovat funkci výstupní $\lambda : \{s_p\} \times X \to Y : \langle s_p , x\rangle \mapsto y$ tak, že $\lambda : X \to Y : x \mapsto y$. Mealyho minimální kombinační převodník je tedy statickým převodníkem a jeho konečnoautomatový model má tvar $\langle X , Y , \lambda , s_p\rangle$ či $\langle X , Y , \lambda\rangle$, přičemž pro jeho chování *B* platí

$$B : \left[\left\{s_p\right\}\right] \times X^m \to Y^m : \left\langle \left[\mathrm{s_p}\right], x_{i1}\, x_{i2} \dots x_{im}\right\rangle \mapsto$$
$$\mapsto y_{j1}\, y_{j2} \dots y_{jm} = \lambda\left(x_{i1}\right) \lambda\left(x_{i2}\right) \dots \lambda\left(x_{im}\right).$$

V dynamickém logickém převodníku jsou zajímavé zejména stavové trajektorie:

$$-\ \delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right) \quad \text{a}$$
$$\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right) =$$
$$= \delta\left(\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right), \mathrm{x}\right),$$

tj. posloupně „spontánní“ stavové přechody ze stavu s_p do stabilního pro podnět *x* stavu ,

$$-\ \delta\left(\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right), \mathrm{x}\right) =$$
$$= s_p \text{ a } s_p,\ \delta\left(s_p, x\right),\ \delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right),\ \dots,$$
$$\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right)$$

jsou navzájem různé, tj. „spontánní“ stavové cykly. Je „podivné“ hovořit o samovolných posloupných stavových přechodech či cyklech v deterministickém převodníku; postačí si totiž uvědomit, že výchozí stav

$$s_p,\ \delta\left(s_p, x\right),\ \delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right),\ \dots,$$
$$\delta\left(\dots\left(\delta\left(\delta\left(s_p, x\right), x\right), \dots\right), \mathrm{x}\right)$$

přechodu je vykonavatelem příslušného přechodu, a podnět *x* přechod pouze iniciuje.

Nyní je již také zřejmé, že nelze ztotožnit jednak statický a kombinační, a jednak dynamický a sekvenční logický převodník.

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.