Kybernetika

Zdeněk Wünsch

Reprodukující se automaty

Kybernetika, Vol. 4 (1968), No. 6, (570)--590

Persistent URL: `http://dml.cz/dmlcz/125462`

Reprodukující se automaty

ZDENĚK WÜNSCH

Problém reprodukujících se automatů, formulace tohoto problému a také některá jeho existující partikulární řešení mají řadu aspektů, kterými souvisejí s dalšími a nikoli nevýznamnými problémy nauky o systémech. Následující odstavce podávají stručnou charakteristiku výchozích koncepcí „samoreprodukce", uvádějí některá typická řešení konstrukce reprodukujících se automatů a obsahují i poznámky týkající se širšího významu této tematiky a některých problémů reprodukce.

1. ZÁKLADNÍ POJMY

1.1

Problém reprodukujících se automatů formuloval jako první John von Neumann [16], [17].* Reprodukce jako fenomén (např. biologický – a nikoli jen biologický) je známa neméně dlouho jako práce, informace apod. Podobně jako v těchto případech („práce" apod.) chápeme význam slova „reprodukce" v dvojím smyslu. Jednak ve smyslu obecně srozumitelném, ale nikoli přesně vymezeném, jednak ve smyslu, který je přesně určen v kontextu nějaké teorie. Oba významy nejsou zcela nezávislé. V případě reprodukce je situace snad o to komplikovanější, že dosud nevíme, jak dalece bude nutné rozlišit různé typy reprodukce (automatů, systémů).

Reprodukcí (nebo méně vhodně: samoreprodukcí) *automatů* rozumíme jistá partikulární konstruktivní řešení problému samoreprodukce automatů, tak jak jej v podstatě formuloval von Neumann. Reprodukci biologických objektů – pokud je považujeme za zvláštní případ automatů – můžeme případně označit stejným způsobem. Historická a snad i hlubší souvislost mezi oběma formami reprodukce je dána tím, že biologický fenomén byl von Neumannovi inspiračním východiskem při formulaci uvažovaného problému. Mezi oběma příklady reprodukce existují

* Viz recenze knihy „Theory of Self-reproducing Automata", Kybernetika 4 (1968), 5.

však některé, snad i velmi důležité rozdíly. Zatím co von Neumannův problém je v základě vyřešen (nikoli však všechny otázky s ním související), je problém reprodukce biologických automatů v mnoha směrech otevřený. Otázkou zůstává např. i význam resp. použitelnost koncepcí a modelů reprodukujících se automatů pro studium biologického problému.

1.2

Známé varianty reprodukujících se automatů mají některé společné znaky. Teorie automatů chápe obvykle automaty jako zařízení, která transformují informaci vstupních posloupností do posloupností výstupních. V případě reprodukujícího se automatu je však jeho výstup v přímém vztahu ke struktuře vznikajícího dceřinného (tj. příslušejícího do generace vzniklé reprodukcí) automatu. Výchozí (vstupní) informace zde slouží k regulaci růstu a změny struktury, k realizaci procesu konstrukce a aktivace generovaného automatu. Konstrukce se uskutečňuje v určitém prostředí (univerzu), které má zadané nebo známé vlastnosti (např. vlastnosti celulárního prostoru zadané funkcí, viz dále). Zvláště pak obsahuje každé univerzum dostatečný počet vhodných prvků (modulů) bazální úrovně složitosti, z nichž je vytvářena struktura konstruovaného automatu. Většina modelů reprodukce vychází z von Neumannovy koncepce celulárního systému, který můžeme informativně popsat jako nekonečnou šachovnici, kde na každém políčku je konečný (elementární) automat, jehož stav je v čase závislý na stavech určité (konečné) množiny sousedních elementárních automatů. Všechny elementární automaty jsou stejné. Struktura konstruujícího resp. reprodukujícího se automatu (a také automatu generovaného) je vytvářena určitými vztahy mezi stavy elementárních (celulárních) automatů. Rovněž tak i vstupní informace (odpovídající např. informaci uložené na pásce Turingova stroje) je v tomto prostoru realizována obdobně, tj. jako konfigurace stavů elementárních automatů.

1.3

Jako reprodukci automatu *v širším slova smyslu* můžeme označit proces, kterým v závislosti na automatu A a v závislosti na některých dalších definovaných (definovatelných) podmínkách vzniká automat B, který má celkem shodnou strukturu a složitost jako automat A. Automat B má dále tu vlastnost, že za stejných (podobných) podmínek jako A může generovat další dceřinný automat.

Reprodukce (rozumí se automatu, pokud nebude uvedeno jinak) je tedy jistým typem relace mezi konstruujícím a konstruovaným automatem. V případě dále uvažovaných modelů je tato relace zvláštním a jednoduchým případem, který splňuje podmínku, vyjádřitelnou názorně takto (viz obr. 1): Nechť formace elementárních automatů a, b, c, d (ohraničená dvojitou čárou) reprezentuje automat A, vnořený do celulárního prostoru. Jako kopii formace A označíme takovou formaci A', jestliže existuje translace roviny, která zobrazuje formaci A na A'. Jsou-li množiny prvků tvořících formaci A a A' disjunktní, pak je možno reprodukci (v uvažovaném smyslu) automatu A charakterizovat jako generování kopie A' (reprodukce automatu *v užším slova smyslu*).

0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	*a*	*b*	*c*	0	0	0	*a*	0	0
0	0	*d*	0	0	0	*d*	*b*	0	0
0	0	0	0	0	0	0	*c*	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Obr. 1.

2. VON NEUMANNOVA KONCEPCE

2.1

Koncepce a motivy, o které se von Neumann opíral při formulaci problému reprodukce automatů a které ovlivňovaly i jeho přístup k řešení, lze shrnout asi následovně: Požadoval teorii automatů natolik bohatou, aby umožnila postihnout různé důležité vlastnosti reálných automatů, technických i biologických. Za důležitou vlastnost reálných automatů považoval např. možnost vyjímek v chování (chyb, poruch), počet kroků nezbytných k dosažení určitého řešení (a nikoli jen konečnost tohoto počtu), dále vztah mezi tímto počtem kroků na jedné straně a možností vzniku poruch a schopností automatu přežít (v širším než biologickém smyslu) na straně druhé. Kontext těchto a podobných aspektů funkce reálných automatů určoval – jak se zdá – i von Neumannovo pojetí složitosti automatu. O složitosti hovoří v různých souvislostech jako o:

a) schopnosti (resp. předpokladu schopnosti) provádět určité typy úkonů,

b) faktoru, se kterým v přímé závislosti mohou narůstat možnosti chyb a poruch funkce,

c) faktoru, určujícím možnosti zobrazení (předpokládal např. narůstání obtíží při zobrazování chování automatu v přímé závislosti na jeho složitosti; možné řešení viděl v zobrazení realizací struktury automatu).

V souhlase s tím (viz sub a)) chápal složitost i jako předpoklad schopnosti automatu překonávat jisté degenerativní vlastnosti. Příkladem takových schopností ochrany proti poruchám je např. samoopravnost, schopnost automatu produkovat (konstruovat) útvar složitější nebo alespoň stejně složitý jako je sám (schopnost reprodukce). V tomto pojetí má složitost kvantitativní i kvalitativní aspekt.

Uvedená hlediska souvisí i s jiným von Neumannovým požadavkem na teorii automatů, která by měla brát v úvahu i automaty, jejichž výstup má stejnou povahu jako automat, tj. je sám automatem (požadavek schopnosti konstrukce).

Koncepce degenerativní složitosti je vyjádřena touto úvahou: Jestliže automat A konstruuje automat B, pak na základě přijatelného předpokladu musí automat A mít a) kompletní popis $D(B)$ automatu B, b) musí být schopen $D(B)$ interpretovat, c) musí mít prostředky konstruovat B na základě interpretace $D(B)$. Podle toho by měl být automat B vždy jednodušší než A, což ovšem neplatí pro biologické automaty. Uvedená diskrepance mezi předpokladem a biologickou skutečností je však jen zdánlivá. Pod určitou *minimální mezí složitosti* automatu je tato vždy degenerativní, nad touto mezí však degenerativní není nebo nemusí být. Problém samoreprodukce má důležitý význam, protože složitost automatu, který je schopen se reprodukovat, je v důsledku toho nad hranicí minimální složitosti. Možnost zobrazit automaty, jejichž složitost je nedegenerativní, prostředky teorie automatů chápal von Neumann jako důležité vodítko pro posuzování obecného významu této teorie v oblasti aplikace na problémy reálných automatů.

Vymezení reprodukce ve smyslu generování kopie (odst. 1.3) nezajišťuje netriviálnost (viz např. [14], [20]). Aby byla *reprodukce netriviální*, požaduje von Neumann, aby reprodukující se automat byl univerzálním konstruujícím automatem, tj. se schopností konstruovat libovolný konstruovatelný automat. V tomto směru navazuje na koncepci univerzálního Turingova stroje a rozšiřuje ji na oblasti konstruujících automatů.

Problematika konstruujících automatů nutně zdůrazňuje strukturní aspekt. V tomto směru je výchozím vzorem McCullochova-Pittsova teorie neuronových sítí, tj. především použitá axiomatická metoda vyjádření vlastností prvků bazální úrovně, z nichž mohou být konstruovány složitější automaty.

Otázku volby bazálních prvků vhodné složitosti nelze však (alespoň dosud) obecně zodpovědět. Některé příklady modelů dále uvedených se značně liší právě v tomto ohledu. S tím souvisí patrně dosud nezodpověděná otázka skutečné hranice „minimální složitost", která se zřejmě bude lišit v závislosti na vlastnostech bazálních prvků a „zákonitostech" zadaných ve zvoleném univerzu (např. celulárním systému).

2.2

Konstrukce a event. reprodukce je myslitelná těmito postupy [17]: Je-li M_c univerzální konstruující automat, který konstruuje automat G, pak

a) mohou být dány M_c a G . M_c kopíruje G přímo a konstruuje nový automat G'.

b) mohou být dány M_c a G. M_c prozkoumává G a vytváří popis $D(G)$ automatu G. Na základě $D(G)$ konstruuje nový automat G'.

c) mohou být dány M_c a $D(G)$. M_c konstruuje G' na základě daného popisu $D(G)$.

d) konstruovaný automat je od počátku konstrukce aktivní nebo je aktivován až po vytvoření struktury.

Při kopírování automatu G a při konstrukci automatu, který je od počátku aktivní, jsou předpokládány obtíže, vznikající možnou interferencí aktivit obou automatů – nehledě k pravděpodobným paradoxům, které by mohly vzniknout, kdyby M_c při samoreprodukci exploroval sám sebe. Proto volí von Neumann (a všichni další autoři) postup takový, že M_c konstruuje na základě daného „úplného" popisu dceřinný automat v neaktivní formě; po ukončení konstrukce je G' aktivován. Představa pasivního úplného popisu $D(G)$ je v souvislosti s plausibilní, ale i diskutabilní, interpretací funkce molekulárních systémů uchovávání a přenosu tzv. genetické informace. To jsou, jak známo, především v podstatě lineární útvary nukleových kyselin jaderné hmoty buněk. Makromolekuly těchto kyselin jsou tvořeny posloupnostmi monomérů (ze základních abecedy o čtyřech prvcích), které lze chápat jako posloupnosti symbolů. (Varianty sub a) až d) nevyčerpávají však všechny možnosti – viz odst. 5.1.)

Vzhledem ke zvolenému postupu konstrukce musí mít reprodukující se automat nejen schopnost konstruovat nový automat, ale musí jej vybavit i novým úplným popisem. Von Neumann schematizuje tyto vztahy takto: A je univerzální konstruující automat, I je instrukce, tj. úplný popis konstruovaného automatu, B je automat, který je schopen kopírovat I, a C je automat, který řídí následující operace (poznámka: znaménka „plus" nemají matematický význam):

a) $(A + I)$ generuje A' (vytvoření kopie A),
b) $(B + I)$ generuje I' (vytvoření kopie I),
c) odpoutání a oživení kompletního generovaného automatu.

Aby byl univerzální konstruující automat schopen reprodukce, musí obsahovat uvedené složky a instrukce musí obsahovat úplný popis těchto složek, což lze symbolicky vyjádřit:

$$(A + B + C) \equiv D\,.$$

Automatu D odpovídá instrukce I_D. $(D + I_D) \equiv E$, kde E je automat schopný se reprodukovat.

Instrukce (která odpovídá např. informaci uložené na pásce univerzálního Turingova stroje) může být bohatší o popis jiného automatu F, takže $(D + I_{D+F})$ generuje složitější automat než byl výchozí.

2.3

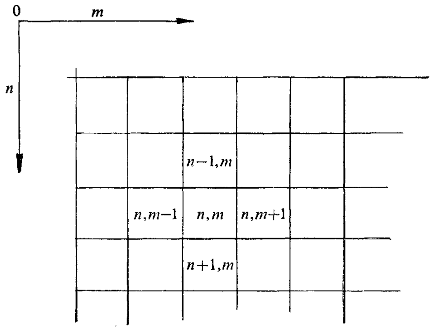
Řešením problému je vhodná realizace univerzálního konstruujícího automatu včetně instrukce. Von Neumann uvažoval čtyři varianty:

a) kinematický model: Reprodukující se automat „plave" v nádrži, ve které je dále neomezené množství prvků bazální úrovně, z nichž lze sestavit automat i instrukci. Model předpokládá možnost pohybu.

b) celulární (viz odst. 3.1, 3.3): Univerzum, ve kterém proces probíhá, má strukturu podobnou krystalické mřížce. Je homogenní a izotropní, tj. automaty ve všech uzlech mřížky jsou stejné (mohou však být v různých stavech) a vztahy každého z nich k elementárním automatům (odst. 1.2), které jsou definovány jako sousední, jsou dány stejnými pravidly (viz obr. 2).

c) „Neuron-like" model: Elementární automaty celulárního univerza jsou prahové elementy, tj. axiomatizované neurony.

d) spojitý model: Von Neumann předpokládal možnost odvodit takový model z předchozího vyjádřením chování prahových elementů nelineárními diferenciálními rovnicemi.



Obr. 2.

Z uvedených variant byla dořešena jen varianta celulární s modulárními prvky o 29 stavech. Sousednost v tomto modelu se vztahuje vždy na pět elementárních automatů, které jsou umístěné v sousedících polích celulárního prostoru a neleží na úhlopříčce (obr. 2). (Mimo tuto „von Neumannovu sousednost" může být sousednost definována i jinak, viz např. Moore [14], Holland [9], [10].) Stav každého jednotlivého elementárního automatu v čase $t + 1$ je deterministicky závislý na svém stavu a na stavu podle definice sousedících elementárních automatů v čase t. Tímto způsobem je určen deterministický vývoj univerza (celulárního systému), počínaje jakoukoli počáteční konfigurací stavů jednotlivých elementárních automatů v čase $t = 0$. Definovaným způsobem probíhající změny konfigurací stavů v systému lze event. interpretovat jako *proces vyčíslování, resp. konstrukce* automatů.

Původní von Neumannův nekompletní projekt reprodukujícího se automatu dokončil po jeho smrti Burks [17]. Zjednodušenou variantu 29-stavového modelu koncipoval např. Thatcher [20], který také vytvořil formálnější popis celulárního systému (odst. 3.3). Celulární systémy se tak stávají nejen východiskem pro řešení problému konstrukce automatů, které se reprodukují, ale umožňují vhodně formulovat některé další problémy a koncepce a jsou také objektem matematického studia.

 Thatcher [20] uvažuje např. o možnosti využití teorie celulárních systémů při řešení „zatím velmi vágního problému, jak je uskutečňováno vyčíslování (computation)", neboť „v celulárních systémech je vyčíslování strukturou a jako takové může být studováno". Holland [8], [10] používá koncepce reprodukce v celulárním systému jako východiska při studiu problému adaptace apod.

2.4

Na obr. 3 je uvedeno blokové schéma von Neumannova automatu (podle Thatchera [21]). Realizace reprodukujícího se automatu spočívá pak ve vnoření tohoto automatu do celulárního systému, jak naznačeno na obr. 4. Von Neumannův automat obsahuje tyto hlavní členy:

a) blok pásky, který jednak provádí úkony na pásce, běžné u Turingova stroje, dále čte pásku a je napojen na okružní informační kanál prostřednictvím kódovacího a dekódovacího bloku;

b) konstrukční blok, který konstrukčním ramenem zasahuje do oblasti celulárního prostoru, kde je konstruován nový automat; dekódovacím zařízením je připojen na okružní kanál;

c) řídící blok, rovněž připojený kódovacím a dekódovacím zařízením na řídící kanál.

Von Neumannovo řešení a podobně i další jsou partikulárními řešeními daného problému; jejich konkrétní forma (a také složitost) je značně závislá na volbě vlastností celulárního prostoru, na vlastnostech elementárních automatů v tomto prostoru – a je tedy také závislá na autorově přístupu. Apriorně nejsou dány ani počet rozměrů celulárního prostoru, ani počet stavů elementárních automatů, ani typ sousednosti univerza (např. možnost pohybu modulů). Při volbě vhodného celulárního systému je nutné ze základních možných vztahů mezi prvky tohoto systému postupně syntetizovat složitější funkční celky, z nichž lze pak vytvořit odpovídající verzi von Neumannova automatu. Jsou-li elementární automaty jednoduché, je konstruováno postupně několik úrovní složitosti, např.:

a) základní úroveň vztahů mezi prvky prostoru;

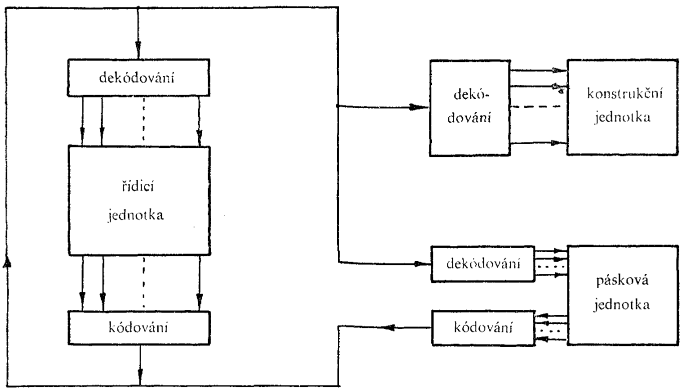
b) funkční útvary druhé úrovně: např. dráhy, křížení drah, prahové elementy, množina signálů;

c) funkční útvary třetí úrovně: např. emitory signálových sledů, dekodery, bloky na rozpoznávání jednotlivých signálových konfigurací, konfigurace signálů (event. podprogramy);

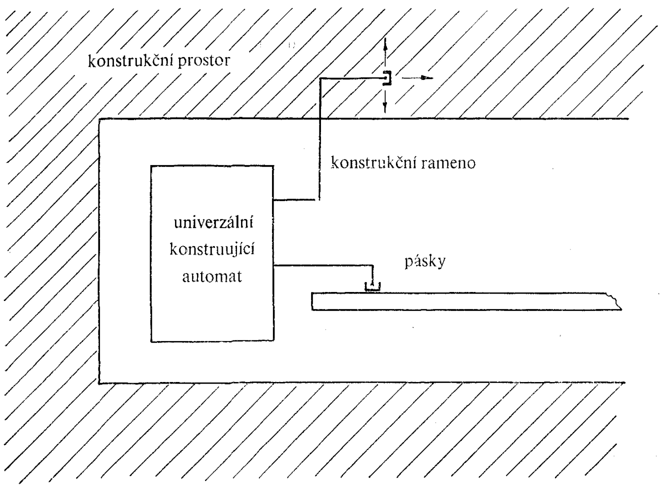
d) funkční bloky makroúrovně (viz obr. 3), úroveň makroprogramů.

Konstrukce podobného uspořádání není podmínkou řešení.

Arbib [1], [2], který zvolil celulární systém s poměrně složitými elementárními automaty, mohl realizovat reprodukující se automat, jehož struktura je podstatně


dekódování
řídicí
jednotka
kódování
dekó-
dování
konstrukční
jednotka
dekódování
pásková
jednotka
kódování

Obr. 3.


konstrukční prostor
konstrukční rameno
univerzální
konstruující
automat
pásky

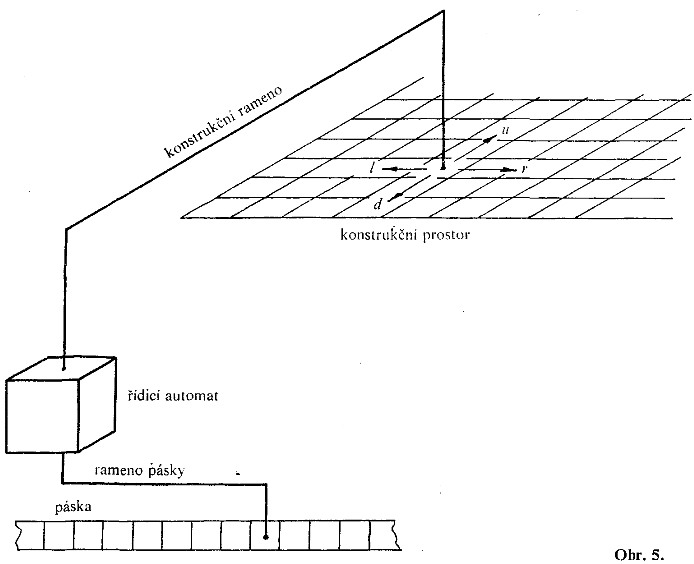
Obr. 4.

 přehlednější (viz odst. 4.3). Původní von Neumannovo řešení je – pravděpodobně v důsledku své preliminární povahy – poměrně těžkopádné; jeho popis si vyžádal 250 stránek textu monografie [17].

3. KONSTRUUJÍCÍ AUTOMAT V CELULÁRNÍM SYSTÉMU

3.1

Reprodukující se automat, vyhovující požadavkům von Neumanna, je zvláštním případem univerzálního konstruujícího Turingova stroje. Schéma konstruujícího Turingova stroje na obr. 5 můžeme považovat za abstraktnější vyjádření von Neumannova automatu. Od běžného Turingova stroje se konstruující automat liší tím,



Obr. 5.

že je spojen konstrukčním raménkem s hlavicí, která se pohybuje ve dvojrozměrném konstrukčním prostoru. Na každé políčko tohoto prostoru může být hlavicí zapsán některý ze symbolů dané abecedy. Abecedu tvoří konečná množina V, která obsahuje zvláštní prvek v_0, který je možno považovat za prázdné políčko. Předpokládáme, že v počátečním stavu jsou všechna políčka konstrukčního prostoru prázdná. Zapíše-li konstruující automat na políčko konstrukčního prostoru některý ze symbolů abecedy V, interpretujeme takový krok jako umístění (nebo odpovídající aktivaci) určitého elementárního automatu na dané políčko.

Kontrolní činnost Turingova stroje (a Turingův stroj vůbec) je možno popsat programem, tj. sledem instrukcí z dané množiny instrukcí. Např. ve Wangově formulaci [22] [21] je množina instrukcí zadána takto:

$$\{+, -, m, e, *, t_k\}$$

kde + resp. – je pohyb na pásce o jedno políčko vpravo resp. vlevo, m resp. e je umístění symbolu 1 resp. 0 na sledované políčko, $*$ značí stop a t_k podmíněný skok).

Sekvence $i_0, i_1, \ldots, i_n$ je programem jestliže

a) každé i_m je prvkem množiny $\{+, -, m, e, *, t_k\}$, kde $0 \leqq k \leqq n$,
b) $i_n = *$.

Konstruující automat (obr. 5), resp. chování jeho řídícího členu, můžeme rovněž vyjádřit programem. Programovacím jazykem může být rozšíření Wangovy formulace o instrukce: u, r, d, l (určují pohyb konstruujícího znaménka možnými čtyřmi směry), Bx (je-li $x \in V$, Bx určuje konstrukci, tj. zapsání x na políčko pod hlavou konstrukčního raménka), S (příkaz k vyslání start-signálu na políčko pod hlavicí).

S ohledem na uvažovaný model lze formulovat koncepci „efektivní konstrukce“ jako rozšíření koncepce efektivního vyčíslení. Konstrukce v tomto pojetí se týká automatů, které mohou být vytvořeny z konečného počtu kopií základních elementů, a to generováním celulární konfigurace. Předpokládá se dále, že automat může být konstruován z pasivních elementů a že výsledná struktura může být aktivována specifickým podnětem.

Jestliže n je přirozené číslo (konfigurace 0 a 1 na pásce konstruujícího automatu), M je konfigurace nad abecedou V v konstrukčním prostoru (tj. automat v dané interpretaci) a P je program v rozšířeném Wangově programovacím jazyce, pak lze prokázat (Thatcher [20], [21]), že každý efektivní postup v převodu čísel na automaty je realizovatelný nějakým programem P v rozšířeném Wangově jazyce.

Může-li být von Neumannův automat vnořen do zvoleného celulárního systému a je pak konečnou konfigurací nad abecedou V v tomto prostoru, pak požadujeme, aby pro kterýkoli program P (v odpovídajícím zakódování) v rozšířeném Wangově jazyce realizoval příslušný automat v celulárním prostoru.

3.2

Otázka volby celulárního systému s partikulárními vlastnostmi má nepochybně význam i ve vztahu k problému minimální složitosti nezbytné k realizaci reprodukujícího se automatu. Ne v každém prostoru je netriviální reprodukce realizovatelná. Zdá se, že zatím nebyl publikován důkaz reprodukce v jednorozměrném prostoru. Zatímco elementární automaty modelů von Neumanna a Thatchera mají 29 stavů, realizoval Codd [6] reprodukující se automat v celulárním systému s elementárními automaty o 8 stavech. Zjišťuje však, že v prostoru s elementárními automaty o 2 stavech nelze reprodukci realizovat přímo; lze však v tomto prostoru simulovat prostor s elementy o 8 stavech. Uvažujeme-li určitý n-rozměrný prostor, např. dvojrozměrný, je určení sousednosti nebo počtu stavů elementárních automatů jen neúplnou charakteristikou celulárního systému, pokud neuvedeme podrobněji vlastnosti elementárních automatů.

3.3

Vlastnosti celulárního systému lze však také formulovat obecně. Jako příklad zde uvádíme některé (nikoli všechny) základní formulace, které navrhl Thatcher [20] a z nichž vychází např. také Codd [6] (jinak viz také Moor [14], Holland [9], [10]).

a) Každý celulární systém má jistou „šachovnicovou geometrii". Je-li I množina přirozených čísel, pak *celulární prostor* je reprezentován:

1. index – množinou $I \times I$, kde každému $\alpha \in I \times I$ odpovídá políčko (buňka) prostoru,
2. funkcí sousednosti $g : I \times I \to 2^{I \times I}$. Funkce sousednosti je definována:

$$g(\alpha) = \{\alpha + \delta_1, \alpha + \delta_2, \ldots, \alpha + \delta_n\}$$

pro každé $\alpha \in I \times I$, δ_i $(i = 1, 2, \ldots, n) \in I \times I$ je dáno. (Tato funkce určuje sousedy každého α – viz např. odst. 2.3 a obr. 2, kde $\delta_1 = (0, 0)$, $\delta_2 = (0, -1)$, $\delta_3 = (1, 0)$, $\delta_4 = (0, 1)$, $\delta_5 = (-1, 0)$ a $n = 5$.)

b) Dále je celulární systém určen vlastnostmi konečného automatu, který je umístěn na každém $\alpha \in I \times I$ (α pak obvykle označuje příslušný elementární automat). $\langle V, v_0, f \rangle$ zadává elementární automat tak, že V je množina stavů, v_0 je zvláštní prvek z množiny V, označovaný jako klidový stav a f je (lokální) funkce přechodu z n-tic prvků z V do V. Platí restrinkce

$$f(v_0, v_0, \ldots, v_0) = v_0$$

(kde $(v_0, v_0, \ldots, v_0)$ je n-tice stavů sousedních automatů), takže, jsou-li všechny dle definice sousední elementární automaty v klidovém stavu v čase t, pak automat α (např. α a (m, n) na obr. 2) je v klidovém stavu v čase $t + 1$.

Celulární prostor je možno chápat jako nekonečnou spočetnou množinu buněk, jejichž umístění je určeno kartézskými souřadnicemi vzhledem ke zvolenému počátku. V každé buňce je identický automat $\langle V, v_0, f \rangle$. Stav buňky $v^t(\alpha)$ v čase t je stavem v buňce α umístěného automatu. Každá buňka je ve spojení se svými sousedy $\{\alpha + \delta_1, \alpha + \delta_2, \ldots, \alpha + \delta_n\}$, které je vyjádřeno:

4. funkcí stavu sousednosti $h^t : I \times I \to V^n$,

$$h^t(\alpha) = (v^t(\alpha + \delta_1), v^t(\alpha + \delta_2), \ldots, v^t(\alpha + \delta_n)) .$$

5. Vztah stavu sousednosti $h^t(\alpha)$ v čase t a stavu $v^{t+1}(\alpha)$ je definován lokální funkcí přechodu

$$f(h^t(\alpha)) = v^{t+1}(\alpha)\,.$$

6. *Konfigurace* (stav celulárního systému) je definována jako funkce $c : I \times I \to V$ taková, že množina $\{\alpha \in I \times I \mid c(\alpha) \neq v_0\}$ je konečná.

7. Je-li C množina všech konfigurací v daném celulárním systému, pak globální funkce přechodu (celého systému) $F : C \to C$ je definována prostřednictvím lokálních funkcí přechodu pro každé $\alpha \in I \times I$:

$$F(c)(\alpha) = f(h(\alpha))\,.$$

Konfiguraci c, kde $c \in C$, je možno interpretovat jako stav celulárního systému v čase t. Funkce F určuje pak stav systému v čase $t + 1$. Pro každou počáteční konfiguraci c_0 určuje funkci F posloupnost

$$c_0, c_1, \ldots, c_t, \ldots$$

resp.

$$c_0, F^1(c_0), \ldots, F^t(c_0), \ldots,$$

kde $c_{t+1} = F(c_t)$ pro všechna t. Tato posloupnost je nějakou formou realizace procesu vyčíslování resp. konstrukce.

(Od *konfigurace* je vhodné odlišit *formaci* jako určitým – např. geometrickým – způsobem ohraničený lokální útvar v celulárním prostoru.)

8. Při realizaci konstruujícího automatu v celulárním systému je žádoucí realizovat formace odpovídající např. zápisu informace na pásce, neaktivnímu automatu apod. Není žádoucí, aby se tyto formace samy o sobě měnily po aplikaci F. Proto je vhodné odlišení *pasivních* konfigurací (viz také odst. 4.2).

Jako suport c ($\sup(c)$) je označena množina $\{\alpha \in I \times I \mid c(\alpha) \neq v_0\}$. c' je subkonfigurace c, platí-li

$$c \mid \sup(c') = c' \mid \sup(c')\,.$$

Konfiguraci označíme jako pasivní, jestliže $F(c) = c$. c je *kompletně pasivní*, je-li každá subkonfigurace c pasivní. Je-li W (kde $W \subset V$) množina stavů, které se vyskytují v dané konfiguraci, je W abecedou této konfigurace. Jsou-li všechny konfigurace nad W pasivní (kompletně pasivní), označíme abecedu W jako pasivní (kompletně pasivní).

Konfigurace c je *stabilní*, existuje-li t takové, že $F^t(c)$ je pasivní. „Halting problem" Turingova stroje může být realizován jako problém stability von Neumannova automatu v celulárním systému.

3.4

V některých celulárních systémech mohou existovat konfigurace, které jsou možné jen v čase $t < 0$. Mohou tedy být do systému vnořeny „zvenčí", ale nemohou vzniknout aplikací funkce F na kteroukoliv počáteční konfiguraci. Konfigurace tohoto typu označil Tukey [14] jako „konfiguraci rajské zahrady" (Garden of Eden configuration). Protože žádná konfigurace rajské zahrady nemůže následovat žádnou konfiguraci, nemůže také žádná reprodukující se formace obsahovat jako součást formaci typu rajské zahrady. V celulárním systému, který konstruoval Codd (viz odst. 4.2), jsou však všechny kompletně pasivní konfigurace konstruovatelné.

4. PŘÍKLADY ŘEŠENÍ PROBLÉMU REPRODUKCE AUTOMATŮ

4.1

Existující celulární systémy lze rozlišit na dva typy: první typ je realizován elementárními automaty o poměrně malém počtu stavů, druhý je tvořen situací modulů, které jsou již samy složitými automaty. Příkladem prvního typu je novější Coddův [6] celulární systém, který má von Neumannovu sousednost a počet stavů modulu je 8. Reprezentantem (zatím jediným) druhého typu je Arbibův model, který zasluhuje označení celulární spíše než předchozí: počet stavů jednotlivých modulů je 2^{279} [3]. V dalším jsou pro ilustraci uvedeny velmi stručně charakteristiky obou zmíněných systémů.

4.2

Coddův model, který je v některých směrech bohatší než modely v [14] [17] je – mimo jiné – výsledkem velmi náročné interakce s počítačem.

Systém splňuje tyto výchozí požadavky:

a) V systému musí být realizovatelná množina P kompletně pasivních stavů, které mají tu vlastnost, že všechny kompletní pasivní množiny stavů jsou podmnožinami P.

b) Všechny konfigurace (resp. formace) nad P musí být možné konstruovat, číst a vymazávat prostřednictvím nějaké jiné formace v systému.

c) Každá Turingovým strojem vyčíslitelná funkce z P^* (kde P^* je množina všech konfigurací nad P) do P^* musí být také vyčíslitelná nějakou konfigurací v systému.

d) Alespoň jedna z formací z P^* musí mít tu vlastnost, že po stimulaci se stává automatem, který je schopen vykonávat všechny úkony uvedené sub b), tj. konstrukci, čtení a vymazávání.

Osm stavů množiny (označených $0, \ldots, 7$) je rozlišeno do následujících disjunktních podmnožin:

a) Množina {0, 1, 2, 3} je označena jako *strukturní*. Téměř všechny konfigurace nad touto množinou jsou pasivní. Množina {0, 1} je maximálně kompletně pasivní (což je důležité vzhledem k výše uvedeným požadavkům); množina {2.3} odpovídá diferencované struktuře (viz obr. 6 a 7). Automat je totiž konstruován v kompletně pasivní formě (viz také odst. 2.2) a následně aktivován.

b) Množina {4, 5, 6, 7} je označena jako *signálová* a její prvky jsou *signálovými stavy*. Konfigurace, která obsahuje alespoň jeden prvek signálové množiny, je vždy aktivní (mění se v závislosti na t systému).

Funkce přechodu f (odst. 3.3) je zvolena tak, že z ní zmíněné vlastnosti množiny V vyplývají; splňuje současně požadavky vyplývající z úkolů realizace von Neumannova automatu v daném celulárním systému. Funkce vykonstruovaná Coddem je parciální, tj. je definovaná jen pro ty stavy sousednosti (odst. 3.3), které jsou nezbytné pro realizaci reprodukujícího se univerzálního automatu (který v tomto případě je univerzální ve smyslu Turingově i ve smyslu schopnosti konstruovat v daném systému libovolnou konstruovatelnou konfiguraci). Funkce je zadána tabulkovou formou, např.

⋮
006612 ... *sh*
000153 ... *i*
⋮

kde jednotlivé prvky tabulky jsou přechody (viz odst. 3.3–5); první číslice značí stav centrální buňky, následující čtyři stav dalších sousedů; šestá číslice značí stav centrální buňky v následujícím časovém okamžiku; písmena vpravo jsou zakódovaným označením základního typu chování, ve kterém se daný přechod uplatňuje;

```
                                              ..1..............
                                              ..1..............
                 .................            ..1..............
                 22222............            ..12222222222222222
                 11110611111111111            ..601111111111111
                 22222............            ...2222222222222222
                 .................            .................

                               čas t

                                                ..1..............
                                                ..1..............
                  .................             ..1..............
izolovaná  ⎧ 222222..........                   ..62222222222222222
dráhy      ⎨ 11111061111111111  ←  neizolovaná  .201111111111111111
           ⎩ 222222..........          dráha    ..2222222222222222
                  .................             .................
```

Obr. 6. čas $t + 1$

```
              řídicí dráha
         .........212.........
         .........212.........
         .........212.........
         ..........2..........
         222222222222222222222
         11111111111111111111  ← podřízená dráha
         222222222222222222222
         .....................

.........212.........            .........212.........
.........212.........            .........212.........
..........2..........     07     ..........2..........
222222222222222222222  ------->  222222222232222222222
11111111111111111111             11111111111111111111
222222222222222222222            222222222222222222222
.....................            .....................
```

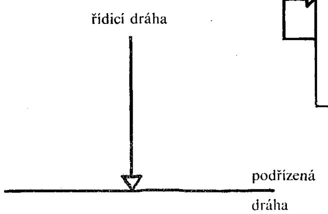
Obr. 7. ve stavu „off“ ve stavu „on“

kód chování je dán tabulkou o 23 prvcích; např. $-sh-$ značí proce izolace dráhy a $-i-$ zavedení šignálu 06 do dráhy).

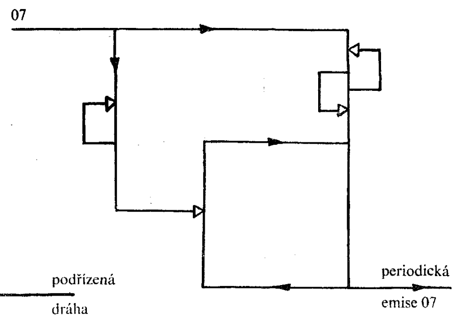
Řešení problému realizace znamená řešení řady dílčích konstrukčních problémů, např. budování drah, retrakce drah, ovládání směru konstrukce dráhy, realizace logických operací, přenos signálů apod., a to takovým způsobem, aby z těchto elementárních „konstrukčních postupů a polotovarů“ bylo možno vytvářet stavební komponenty vyšších úrovní.

Konstrukce automatu v tomto systému probíhá ve třech fázích. V první fázi je vytvořena kompletně pasivní formace (nad abecedou 0, 1), která je tedy tvořena stejnými prvky z V, jako např. zápis informace na pásce. Uspořádání této struktury umožňuje pak v druhé fázi pohyb signálů zavedených na vhodném místě, které vytvoří jakousi izolaci a nové medium pro výchozí struktury (viz obr. 6). Vzniklá konfigurace nad abecedou $\{0, 1, 2\}$ je pouze pasivní. Další signály v třetí fázi vytvoří uzly, které jsou podstatné pro schopnost struktury provádět logické a jiné konstrukční operace. Na obr. 6 je vyznačen postup „izolace“, (Čísla odpovídají prvkům abecedy stavů. Tečky – s ohledem na přehlednost – nahrazují nuly. Signál **06** postupuje po kompletní pasivní konfiguraci „jedniček“ a vytváří „izolaci“.) Na obr. 7. je hradlový prvek a případ převedení ze stavu „off“ do stavu „on“. Signál 07 přivedený řídicí drahou generuje v izolaci (uzel hradla na místě **2**) podřízené dráhy stav **3**. Vzniklý stav sousednosti blokuje v jednom směru průchod signálu po podřízené dráze. Kombinací těchto a dalších funkčních vlastností drah lze vytvářet funkční komponenty se složitějšími funkčními vlastnostmi, jak vyznačeno na obr. 8. Model je vytvořen z podobných složitějších komponent, jichž je 11 různých druhů (např. dekodéry, měniče signálů apod.).

Na obr. 4 je zjednodušené schéma vnořeného automatu. Příkazy pro kontrolní automat tvoří úplnou množinu v tom smyslu, že z nich lze sestavit Wangovu množinu, rozšířenou způsobem, který odpovídá požadavkům konstrukce. Formace, která v daném systému může interpretovat program v tomto jazyce, může konstruovat, vymazávat a číst jakýkoli prvek z P^* (množina všech konfigurací nad P, kde P je množina kompletně pasivních stavů) a vyčíslit libovolnou vyčíslitelnou funkci. Celá základní struktura je vytvořena konfigurací nad množinou $\{0, 1\}$ (která může být aktivována zavedením příslušných signálů). Protože konfigurace je z množiny P^*, pro niž je automat konstrukčně univerzální, je tak dána možnost reprodukce (podrobnější důkazy zde nelze uvádět).



Obr. 8a.

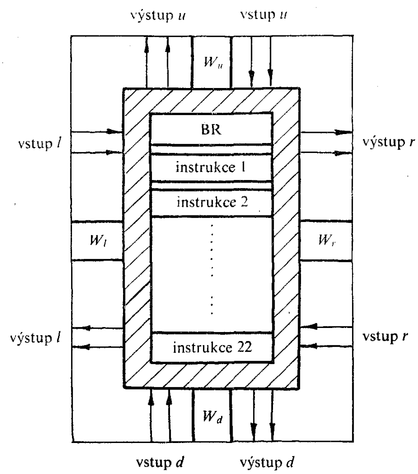


Obr. 8b.

4.3

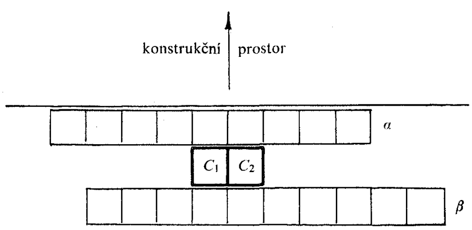
Arbibův model [1], [2] demonstruje – mimo jiné – možnost celkově velmi jednoduchého řešení, použijeme-li ovšem celulární systém s podstatně složitějšími elementárními automaty. Základní modul je schematizován na obr. 9. Směry v příslušném celulárním prostoru jsou: u, d, r, l (viz např. obr. 5). Modul má pro každý směr vstupní a výstupní kanály, kterými může komunikovat se sousedy, a zvláštní přípojky W, kterými může být k nim připojen. Obsahuje „bit-registr" BR, 22 registrů, které mohou obsahovat vnitřní program a 4 registry pro připojovací prvky W. Vyšrafovaná plocha označuje obvody, které kombinují vstupy, stavy registru a připojovacích prvků v čase t a určují *pohyb* v čase mezi t a $t + 1$ a nové stavy registrů a výstupů v čase $t + 1$. Připojovací prvky W umožňují (za jistých podmínek) společný pohyb prostřednictvím prvků W připojených modulů; (množina takto propojených modulů je označována jako „co-moving set"). Možnost pohybu zde značně usnadňuje programování. Instrukční kód obsahuje 7 instrukcí. Na obr. 10 je celkové schéma automatu v daném systému, který může simulovat Turingův stroj nebo univerzální konstruující automat.

Lineární řetězec, označený α, reprezentuje program, moduly C_1 a C_2 odpovídají čtecí hlavě a řetězec označený β odpovídá pásce. Je opět prokazatelné, že instrukce mohou být zakódovány do modulů programového řetězce automatu na obr. 10 tak, že řídicí hlava odpovídajícím způsobem manipuluje řetězcem β, který reprezentuje pásku. Instrukcemi lze zakódovat jakýkoli program ve Wangově jazyce. Proces



Obr. 9.

využívá možnost pohybu řetězců (co-moving sets). Rovněž lze prokázat, že pro každý automat uvedeného typu existuje i konstruující automat, který jej konstruuje v nejbližších třech řadách konstrukční oblasti (obr. 10) a že lze realizovat univerzální a reprodukující se konstruující automat.



Obr. 10.

Značně odlišný přístup k problému reprodukce zvolil Myhill [15]. Formuloval axiomatickou teorii reprodukce automatů. Axiomy jsou však formulovány způsobem, který neumožňuje, aby byly použity např. pro realizaci automatu z určitých prvků. Umožňuje však odvozovat teorémy, za předpokladu existence teorémů a univerzálních konstruujících automatech. Ukazuje také, že výsledky teorie rekurzivních funkcí mohou vést k překvapivým závěrům: konečné programy mohou mít možnost nekonečného zdokonalování v následných generacích automatů, aniž by zde byla nutnost mutačních nahodilostí.

5. ZÁVĚR

Existující modely dokládají, že univerzální automat se může reprodukovat a že může případně konstruovat automaty složitější než je sám. Potud by se mohlo zdát, že jsou postačující odpovědí na otázky formulované von Neumannem (viz [17]). Řešení je ovšem víc než jedno a snad je neomezeně mnoho možných různých řešení. Které řešení je právě na hranici minimální složitosti? Jaký má koncepce minimální složitosti přesný význam? Jaký je vztah mezi reprodukcí univerzálních konstruujících automatů a reprodukcí biologickou? Jaký může mít řešení problémů reprodukce význam pro další vývoj teorie automatů resp. pro další vývoj schopností technických automatů? Podobných otázek se nabízí celá řada a lze tedy předpokládat, že existující řešení problému spíš otevírají volné pole formulaci dalších, nikoli nezajímavých a pravděpodobně i prakticky významných problémů.

Z jiných hledisek (např. ve vztahu k reálným automatům) lze diskutovat požadavky, které jsou apriorně kladeny na netriviálnost – např. požadavek univerzálnosti reprodukujícího se automatu nebo požadavek konstrukce a následné aktivace generovaného automatu. Jinou otázkou je interpretace významu zvolených vlastností celulárních systémů – např. homogenity, izotropie, povahy funkce sousednosti, časové struktury apod. Např. je také možné srovnávání s obrazem pohybu (tj. vzniku a zániku elementárních částic) v teorii pole kvantové mechaniky [13], čemuž by odpovídala postupná aktivace a „deaktivace" elementárních automatů.

V celulárním systému je možné rozlišit (nejméně) tři úrovně automatů, tj. elementární automaty, vnořené nebo konstruované automaty a celulární systém jako celek. Netriviální reprodukce se uskutečňuje na střední úrovni. Vnoření prvního reprodukujícího se automatu do systému můžeme také interpretovat jako vytvoření jisté asymetrie a dynamické nerovnováhy v daném systému, který lze tedy zkoumat také z těchto hledisek. Veškeré procesy lze také chápat jako interakce automatů uvnitř automatu (tj. uvnitř celulárního systému). Podobná možná hlediska vedou k předpokladu, že existující řešení problému a interpretace výsledků se dotýkají pouze malého úseku rozsáhlejší problémové oblasti.

 Pro tento předpoklad svědčí i to, že reprodukci struktur – automatů je možno si představit i jinak a v univerzu s jinak zadanými zákonitostmi – např. na základě biologických vzorů. (Předpokládejme např. úkol: řešit problém reprodukce n-rozměrné struktury v univerzu s omezenými možnostmi „klidových stavů".)

V kontextu naznačených vlastností procesu reprodukce v celulárním univerzu nemá Rosenův paradox [18] asi smysl, neboť generování dceřinných automatů probíhá na základě informace, která je spíš „návodem" ke konstrukci (použitelným pro daný automat a dané univerzum) a není „úplným popisem" automatu (např. univerzum, jeho vlastnosti a vlastnosti jeho prvků jsou dány).

Realizace reprodukce automatů sice prokazuje, že ve zvolených podmínkách je složitost automatů větší než „minimální", není však zodpovězena otázka vzniku této složitosti, neboť automat je v čase $t = 0$ vnořen do systému. Zdá se, že v současné době nelze s jistotou prokázat, že otázka schopnosti vývoje automatů (která u von Neumanna následuje za otázkou schopnosti reprodukce) nesouvisí velmi těsně se zmíněnou otázkou vzniku složitosti a s otázkou nezbytných vlastností univerza.

Význam problému reprodukce může být – jak se ukazuje – mnohostranný. Byl podnětem k řadě teoretických prací (např. Lee [11], Thatcher [19], [21], Burks [4], Moore [14], Codd [6] aj.). Problematika celulárních systémů tvoří otevřenou oblast sama o sobě. Zde navazují např. Hollandovy práce [7], [8], [9], [10] o celulárních počítačích a o teorii adaptivních systémů. (Poznámka: V termínech funkcí stavů sousednosti a funkcí přechodu lze např. reinterpretovat Barricelliho model symbiogenetické vývojové hypotézy, který nebyl koncipován jako celulární ve von Neumannově pojetí – viz Wünsch [25].) Jiný směr představují práce Lofgrena [12], [13], která se týkají problému samoopravnosti automatů.

Procesy reprodukce automatů mají pravděpodobně významnou úlohu jak ve vývojových procesech (např. některé formy autoorganizace), tak na úrovni vyšších forem zpracování informace (problémy funkce mozku, arteficiální inteligence – např. Holland [8], [9], Wünsch [23], [24]). Podobné problémy existující reprodukující se automaty sice zatím neřeší, ale poskytují v tomto směru řadu podnětů konceptuálních a metodických.

(Došlo dne 9. července 1968.)

LITERATURA

[1] Arbib M. A.: Simple self-reproducing universal automata. Information and Control *9* (1966), 177–189.

[2] Arbib M. A.: Automata theory and development. J. theor. Biology *14* (1967), 131–156.

[3] Arbib M. A.: Theories of abstract automata. (Reprint rukopisu 1968.)

[4] Burks A. W.: Computation, behavior and structure in fixed and growing automata. Self-Organizing Systems, Pergamon Press, New York 1960 (revidovaná verze: Behav. Sci. *6* (1961), 1).

[5] Burks A. W.: Cellular automata. Technical publication of the Univer. of Michigan, 1965.

[6] Codd E. F.: Propagation, computation and construction in two-dimensional cellular space. Technical Publication of the Univer. of Michigan, 1965.

[7] Holland J. H.: Iterative circuit computers. Proc. West. Joint Comp. Conf. 1960.
[8] Holland J. H.: Outline for a logical theory of adaptive systems. J. Ass. Comp. Mach. *9* (1962), 297—314.
[9] Holland J. H.: Universal embedding spaces for automata, Cybernetics of the nervous system (Ed.: N. Wiener, J. P. Schadé). Elsevier P. Co., Amsterdam 1965.
[10] Holland J. H.: Universal spaces: A basis for studies in adaptation. Automata Theory (Ed. E. R. Caianiello). Academic Press, New York 1966.
[11] Lee C. Y.: A Turing machine which prints its own code script. Proc. Symp. Math. Theory of Automata. Polytechnic Press, New York, Brooklyn 1963.
[12] Lofgren L.: Kinematic and tesselation models of self-repair. Biological Prototypes and Synthetic Systems. Plenum Press, New York 1962.
[13] Lofgren L.: Self-repair as a computatbility concept in the theory of automata. Proc. Symp. Math. Theory of Automata, Polytechnic Press, Brooklyn, New York 1963.
[14] Moore E. F.: Machine models of self-reproduction. Symposium on mathematical problems in the biological schiences, New York City 1961.
[15] Myhill J.: The abstract theory of self-reproduction. Views on general Systems Theory (Ed. M. D. Mesarovic). John Wiley, New York 1964.
[16] Neumann J.: The general and logical theory of automata. Cerebral Mechanisms in Behavior, Hixon Symposium (Ed. L. A. Jeffress). John Wiley & Sons, New York 1951.
[17] Neumann J.: Theory of self-reproducing automata. (Ed.: A. W. Burks). University of Illinois Press, Urbana and London 1966.
[18] Rosen R.: On a logical paradox implict in the notion of a self-reproducing automation. Bull. Math. Biophys. *21* (1959), 387—395.
[19] Thatcher J. W.: The construction of a self-describing Turing Machine. Mathematical Theory of Automata. Polytechnic Press, Brooklyn, New York 1963.
[20] Thatcher J. W.: Notes on Turing machines and self-description and von Neumann machines and self-reproduction. Technical Publication of the University of Michigan, 1965.
[21] Thatcher J. W.: Universality in the von Neumann cellular model. IBM Research Report — RC-1255—1964.
[22] Wang H.: A variant to Turing's theory of comput. machines. J. Ass. Comp. Mach. *4* (1957), 63.
[23] Wünsch Z.: Příspěvek k některým otázkám teoret. biologie z kybernet. hlediska. Problémy kybernetiky. Nakl. ČSAV, Praha 1965.
[24] Wünsch Z.: Attempt et exper. approach to some general problems of biocyb. organiz. of the CNS. 4th Intern. Cong. Cyb. 1964, Namur 1967.
[25] Wünsch Z.: Generování struktur. (Rukopis)

Self-reproducing Automata

Zdeněk Wünsch

The significant but up to now open problem of the reproduction of complex biological systems inspired von Neumann to the formulation of the problem of self-reproducing automata. This formulation and some particular solutions of the latter problem have a number of different aspects, bearing upon some further and by no means unessential problems of the science of systems.

The article presents a brief survey of the results achieved by different autors in this thematical area. The ideas of von Neumann and the elementar notes of his proposed solution to the problem are mentioned in the introductory section. Further it is characterized the concept of the constructing automaton and the formal description of the cellular system, introduced by Thatcher. The possibilities of a distinct approach to the problem of self-reproducing automata are demonstrated on the results of Codd, Arbib and Myhill.

The concluding remarks contain a discussion of some achieved results, of the possibilities of their different interpretation and of their ev. relevancy to the study of some general aspects of the evolutionary and developing processes in biological and arteficial systems.

MUDr Zdeněk Wünsch, CSc., Kybernetické oddělení fakulty všeobecného lékařství KU, Ke Karlovu 11, Praha 2.