T A R T U   R I I K L I K   Ü L I K O O L

ANORGAANILISE KEEMIA KATEEDER

Õ P P E P R O T S E S S I   M O D E L L E E - R I M I N E   L Õ P L I K E   A U T O M A A T I - D E G A

DIPLOMITÖÖ

Töö teostaja: SILLASTE, VIIU
keemia ped. osakonna V
kursuse üliõpilane
Töö juhendaja: TÕLDSEPP, AARNE
TRÜ anorgaanilise keemia
kateedri dotsent, ped.kand.

Tartu 1973

Sisukord.

	lk.
I. Sissejuhatus.	3
II. Automaatide teooria põhimõisteid.	6
I. Lõpliku automaadi mõiste.	6
2. Lõplike automaatide liigitusest.	I2
3. Lõplike automaatide seos graafidega.	I4
3.I. Lõpliku automaadi esitamine tabeline.	I4
3.2. Lõpliku automaadi esitamine maatriksina.	I6
3.3. Lõpliku automaadi esitamine graafina.	I6
III. Automaatide teooria rakendusi pedagoogikas.	22
I. Õpiprogrammide analüüs ja liigitamine.	22
2. Automaadi minimiseerimise kodeerimisel põhinev näide.	27
IV. Automaatide teooria rakendamine õppematerjali analüüsil ja esitamisel.	30
V. Lõpliku automaadi süntees (Moore'i ja Mealy automaadid).	42
VI. Abstraktsete automaatide minimiseerimine.	56
VII. Halogeenide ja halogeenide ühendite toksilisusest, töötamisest nendega.	69
Kokkuvõte.	75
Resümee.	77
Kasutatud kirjandus.	79

I. Sissejuhatus.

Paljud reaalse tegelikkuse objektid ja nähtused ei ole vahetult uuritavad, mistõttu tuleb sageli nende analüüsimisel kasutada kaudseid võtteid. Kui need objektid ja nähtused osutuvad algoritmiseeritavaiks või modelleeritavaiks, siis, tänu tehnika arengule, on tekkinud võimalused praktiliselt realiseerida ükskõik milliseid mudeleid, kui ainult viimased on väljendatavad matemaatiliselt. Eriti tähtis on selliste mudelite loomine, milles protsessid toimuvad miljoneid ja miljardeid kordi kiiremini kui tegelikkuses. See võimaldab lühikese ajaga uurida väga paljusid mudeli käitumise variante ja valida neist optimaalseim.

Teoreetilise baasi modelleerimisele annavad matemaatika ja küberneetika. Tehnilise modelleerimise võimalus avaneb vaid siis, kui meie käsutuses on tundma õpitava nähtuse matemaatiline mudel. Näiteks seadused, mille järgi liiguvad nafta ja vesi maa all, on tänapäeval hästi teada.

Sellepärast ei ole naftarajooni optimaalse töörežiimi väljatöötamiseks vaja seisatada puurauke ja teha kalleid eksperimente. On piisav koostada seadeldis, näiteks elektriline ahel, mida kirjeldavad samad diferentsiaalvõrrandid. Õppides tundma selle ahela tööd erinevatel režiimidel, saab kindlaks määrata ka naftarajooni optimaalse ekspluatatsiooni tingimused.

Matemaatiline modelleerimine ei ole võimalik mitte ainult siis, kui meil on olemas võrrandid. Tänapäeval tuleb matemaatika edukalt toime ka nende objektidega, mille käitumist ei kirjelda võrrandid vaid algoritmid. Algoritmi mõiste täpsustus alles käesoleva sajandi kolmekümnendail aastail.

Algoritm, see on objekti käitumise skeem, võib olla determineeritud või stohhastiline./3/. Algoritmi põhjal töötatakse välja programm elektronarvuti (EA) jaoks või eriline matemaatiline skeem, mida nimetatakse lõplikuks automaadiks.

Kaasaegse pedagoogika üks tähtsamaid ülesandeid on koostada õppeprotsessi mudelid ja nende alusel uurida õppeprotsessi. Seejuures loetakse tõeseks väide, tees: õpetamine on algoritmiseeritav /IO/. See tees ei ole rangelt matemaatiliselt tõestatav, nagu ka mõlemad teesis figureerivad mõistedki, kuid ta on mõistetav intuitiivselt. On selge, et sellide õppeprotsessi mudeli koostamine ei ole kerge. Tegureid, mis mõjutavad õppeprotsessi, on väga palju - õppematerjal, selle esitus, õpetaja isiksus, õpilase isiksus jne.

Et luua õppeprotsessi ühe või teise külje, või komponendi mudel, tuleb abstraheeruda kogu õppeprotsessi omapärast ja vaadelda ainult meid huvitavaid tunnuseid ja seoseid. Matemaatiliste mudelite rakendamisel peab olema ülesanne täpsustatud, esitatud matemaatilise probleemina. Õppeprotsessi üks täpsustusi on väide, et õpetamine on algoritmiseeritav.

Tuleb märkida, et senini on automaatide teooriat õppeprotsessi analüüsil, aga ka üldse automaatide teooria praktilisi rakendusvõimalusi veel vähe uuritud.

Kasutades õppematerjali formaliseerimist, abstraheerimist ühest või teisest meid mitte huvitavast seosest, koostatakse õppematerjali analüüsi põhjal kvalitatiivseid ja kvantitatiivseid seoseid üksikute ainelõikude vahel arvestades orienteeritud graaf ja sellele vastav Moore'i automaat. Automaadi saab koostada lähtudes formaalsetest, teoreetilistest seostest, ning lähtudes eksperimendi andmetest. On selge, et need automaadid võivad olla täiesti erinevad, nende kõrvutamisel saab võrrelda erinevaid õppematerjali esitamise metoodikaid.

II. Automaatide teooria põhimõisteid.

I. Lõpliku automaadi mõiste.

V.G.Boltjanski /3/ " Õppeprotsessi modelleerimine lõplike automaatidega " määratleb lõplikku automaati järgmiselt:

Lõplik automaat - s.o. seadeldis, mis on võimeline sooritama lõpliku arvu tegevusi, võtma vastu igal tööastmel lõpliku arvu signaale, ja millel on lõplik mälu. Lõplikku automaati vaadeldakse eksisteerivana mingis keskkonnas, mille mõjule ta reageerib kindlaksmääratud viisil.

B.A.Trachtenbrot ja J.M.Brazdin /I3/ käsitlevad automaati suurema matemaatilise täpsusega. Automaat kui tehniline seade on vaadeldav objektina, mis koosneb juhtimisblokist, viimane võib olla mitmesugustes seisundites, sisend- ja väljundkanalist. Sisendkanal võtab vastu signaale, mis tulevad väliskeskkonnast, väljundkanal annab signaale väliskeskkonda.

Seisundeid, samuti sisend- ja väljundsignaale võib interpreteerida mitmeti. Neid võib vaadelda kui vastavaid sümbolite, tähtede hulki, mis moodustavad seisundite tähestiku Q, sisendite X ja väljundite Y tähestikud.

X ja $\mathcal{Y}$ loetakse lõplikeks, Q peab olema mitte enam kui arvutuslik (счетный) . Automaadi töö kulgeb diskreetsetel ajahetkedel t = I, 2, 3, ... Automaadi töörežiimi määrab käskude süsteem (programm). Iga käsu võib kirjutada järgmiselt:

$$q_i x_r \rightarrow q_j y_s \quad ;$$

kus q_i ja q_j on automaadi seisundid, x_r - sisendsümbol ja y_s - väljundsümbol.

Eeldatakse, et automaadi programmis ei või olla kahte erinevat käsku $q_i x_r \rightarrow q_j y_s$; $q_i x_r \rightarrow q_l y_t$ ühesuguste vasakute pooltega, kuid erinevate paremate pooltega.

Automaat defineeritakse viie objekti kogumina $M = \{Q, X, Y, \Psi, F\}$, kus Q, X ja Y on vastavalt seisundite, sisendsignaalide ja väljundsignaalide tähestikud, Ψ ja F on vastavad peegeldusfunktsioonid. Ψ - üleminekufunktsioon $Q \times X$ - Q-ks, F-väljundite funktsioon $Q \times X$ - Y-ks.

Hulga Q elemente nimetatakse automaadi seisunditeks. Kõikvõimalikud avaldised ($q, x, \Psi(q,x), F(q,x)$) on automaadi käsud /I3/.

Lõplik automaat funktsioneerib järgmiselt: Mingisugusel ajahetkel t_0 asub automaat seisundis q_i, kusjuures sisendkanal võtab vastu sel hetkel sisend-sümboli x_r. Seega programmis on käsk vasaku poolega $q_i x_r$. Samas annab väljundkanal välja sümboli y_s ja järgmises taktis $t_0 + I$ läheb automaat üle seisundisse q_j. Ehk lühidalt $q_i x_r \rightarrow q_j y_s$. Kui programmis puudub käsk $q_i x_r$ (see paar on keelatud automaadi jaoks) siis automaat osutub blokeerituks, s.t. ta ei reageeri sümbolile, mis võeti vastu ajahetkel t_0, aga samuti lakkab vastu võtmast järgnevaid sisendsümboleid. (Edaspidi leiavad käsitlust vaid sellised automaadid, mille programmis keelatud paare ei ole).

Olgu automaadi juhtimisblokk algseisundis $q(t_0)$, sisendkanal annab automaadile järjestikku sisendsümboleid $x(t_0)$, $x(t_0 + I)$, $x(t_0 + 2)$ ..., siis vastavuses automaadi programmiga annab väljundkanal järjestikuseid väljundsignaale $y(t_0)$, $y(t_0 + I)$, $y(t_0 + 2)$... ja juhtimisblokis vahelduvad seisundid $q(t_0 +I)$, $q(t_0 + 2)$... .

Sellest automaadi käitumise kirjeldusest on näha, et väljundsümbol ei sõltu mitte üksnes sisendsümbolist ajahetkel t, vaid sõltub ka neist sümboleist, mis on vastu võetud varem - need on fikseeritud automaadi olekutes ja nende järjestikuses muutumises. Olekute - seisundite hulka võib vaadelda kui automaadi "sisemist mälu".

Automaadi $M = \{Q, X, Y, \Psi, F\}$ funktsioneerimise võib matemaatiliselt avaldada järgmiselt:

$$q(t + I) = \Psi[q(t), x(t)]$$
$$y(t) = F[q(t), x(t)] \quad , \qquad (I)$$

kus $q(t)$, $q(t + I) \in Q$; $x(t) \in X$; $y(t) \in Y$.
Neile lisatakse täiendavalt algtingimus $q(I) = q_0$;

V.M.Gluškov /7/ käsitleb abstraktset automaati kui kuue objekti tervikut. Automaat A koosneb:

I) lõplikust hulgast X sisendsignaalidest, mida nimetatakse sisendtähestikuks;

2) lõplikust hulgast Y väljundsignaalidest, mida nimetatakse automaadi väljundtähestikuks;

3) hulgast Q, mida nimetatakse automaadi sisemisteks seisunditeks;

4) elemendist q_0 hulgast Q, mida nimetatakse automaadi algseisundiks;

5) kahest funktsioonist $\delta(q,x)$ ja $\lambda(q,x)$, mis esitavad peegeldusi hulgast (q,x) hulkadesse Q ja Y, ning kus $q \in Q$ ja $x \in X$.

Funktsiooni $\delta(q,x)$ nimetatakse automaadi üleminekute funktsiooniks, funktsiooni $\lambda(q,x)$ - väljundite või nihutatud väljendite funktsiooniks.

Automaati nimetatakse lõplikuks, kui tema seisundite arv on lõplik.

Ka antud juhul vaadeldakse automaati funktsioneerivana diskreetseis ajaühikuis $t = 0, I, 2, \ldots$.
Igal ajamomendil t asub automaat kindlas seisundis $q(t)$

automaadi seisundite hulgast Q. Aja algmomendiks loetakse t=0, automaat asub siis seisundis q_o. Igal ajamomendil t on automaat võimeline vastu võtma sisendsignaali x(t) - tähe sisendsignaalide tähestikust X ja välja andma vastava väljundsignaali y(t) - mingisuguse tähe väljundsignaalide tähestikust Y.

Eristatakse veel esimest ja teist liiki automaati /7/1/5/. Automaati, mis on esitatud väljundfunktsiooniga, nimetatakse esimest liiki automaadiks; automaati, mis on esitatud nihutatud väljundite funktsiooniga, nimetatakse teist liiki automaadiks.

Esimest liiki abstraktse automaadi funktsioneerimine on esitatav seosega (2).

$$q(t) = \delta[q(t-1),x(t)] \quad ; \qquad y(t) = \lambda[q(t-1),x(t)] \quad ; \qquad (2)$$

$$(t=1,2,\ldots)$$

Teist liiki automaadi puhul seostega (3)

$$q(t) = \delta[q(t-1),x(t)] \quad ; \qquad y(t) = \lambda[q(t),x(t)] \quad ; \qquad (3)$$

$$(t=1,2,\ldots)$$

Funktsioneerimise seoste fikseerimisega lõpeb abstraktsete automaatide määratlemine.

Abstraktse automaadi mõiste sisu oleks järgmine: sisendtähestiku sõnade hulga mingisuguse peegelduse φ realiseerimine väljundtähestiku sõnade hulgaks. Peegeldus φ realiseerub järgmiselt: iga sõna $p = x_{i1}, x_{i2}, \ldots, x_{in}$ sisendtähestikust $X=(x_1,\ldots,x_n)$ või lihtsalt sisendsõna liigub täht-tähelt antud abstraktse automaadi A sisendisse, mis esialgselt oli seisundis q_0. Tekib sisendsignaalide lõplik järgnevus: $x(I) = x_{iI}$; $x(2) = x_{i2}$; ...; $x(k) = x_{ik}$, mis kutsub esile väljundsignaalide $s = y(I)$, $y(2)$,..., $y(k)$ ühetähenduslikult määratud lõpliku järgnevuse. Seda järgnevust nimetatakse sisendsõnale p vastavaks väljundsõnaks.

Viies vastavusse igale sisendsõnale p väljundsõna s, saadakse peegeldus φ ja nimelt $s = \varphi(p)$. Peegeldust nimetatakse abstraktse automaadi A poolt indutseeritud peegelduseks.

2. Lõplike automaatide liigitusest.

Eespool formuleeritud automaadi mõiste on küllalt üldine. Praktikas esineb sageli juhte, kus on vaja rakendada varem esitatud abstraktse automaadi definitsioonile teatud kitsendavaid tingimusi. Selliselt saadakse terve rida praktikas tähtsaid automaatide variante.

1) Lõplikuks automaadiks nimetatakse automaati, mille sisemiste seisundite tähestik on lõplik. Tähestiku Q lõplikkuse tingimus on interpreteeritav kui automaadi "sisemise mälu" lõplikkus. Esitatakse ka nn. "mandumise" (случай вырождения) juhus - üks tähestikest Q,X või Y koosneb vaid ühest tähest. Selle komponendi kõrvaldamise teel hulgast (Q,X,Y,Ψ,F) saadakse modifitseeritud automaadid.

2) Mäluta automaat on kolmik (X,Y,F), kus F on sisendtähestiku X peegeldus väljundtähestikuks Y /13/. Mäluta automaadi käsk on järgmine $x_r \rightarrow y_s$. Sisuliselt tähendab see, et väljundsümbol antud ajahetkel sõltub vaid sisendsümbolist ja ei sõltu varem vastu võetud sümboleist. Automaat funkt-

sioneerib vastavuses seosega (4)

$$y(t) = F[x(t)]; \quad (4)$$

3) Autonoomne automaat - koosneb neljast hulgast (Q, Y, Ψ, F), kus Ψ ja F on vastavalt peegeldused Q - Q-ks ja Y-ks /13/.

Autonoomse automaadi käsul on järgmine kuju

$$q_i \rightarrow q_j y_s ;$$

Automaadi funktsioneerimist kirjeldatakse seostega (5)

$$\begin{aligned} q(t+1) &= \Psi[q(t)] \\ y(t) &= F[q(t)] ; \end{aligned} \quad (5)$$

4) Väljundite automaat - (Q, X, Y), kus Ψ peegeldab $Q \times X$ -Q-ks /13/. Väljundita automaadi käskon esitatav järgmiselt

$$q_i x_r \rightarrow q_j .$$

Automaadi käitumist esitatakse seosega (6)

$$q(t+1) = \Psi[q(t), x(t)] . \quad (6)$$

5) Mealy automaadiks nimetatakse mistahes esimest liiki automaate. Nende funktsioneerimist kirjeldavad seosed (2)

$$q(t) = \delta[q(t-1)x(t)] ; \; y(t) = \lambda[q(t-1)x(t)]; \quad (2)$$

$$(t=1,2,\ldots).$$

6) Moore'i automaadiks nimetatakse teist liiki automaatide erijuhtu, millel nihutatud väl-

jundite funktsioon $\lambda(q,x)$ ei sõltu teisest muutujast x. Praktika seisukohalt on olulised nimelt Moore'i ja Mealy automaadid. Edaspidine automaatide käsitlus ongi seotud põhiliselt ainult nendega.

3. Lõplike automaatide seos graafiga.

3.I. Automaadi esitamine tabelina.

Automaadi võib esitada funktsioonide Ψ ja F lõplike tabelite kujul, mis on identne käskude täieliku nimekirjaga. /I3/ /I2/

Iga lõplikku automaati $M = \{Q, X, Y, \Psi, F\}$ võib esitada kahe tabeliga, millel on kahekordne sisend, mis vastab funktsioonidele Ψ ja F. Neis tabeleis nummereeritakse read sisendtähtedega, veerud seisunditega. Näiteks on tabelid Ia ja Ib, kus Q= I,2,3, ; X= a,b ja Y = a,b,c .

(q,x)

x \ q	I	2	3
a	3	3	I
b	2	3	3

Tabel Ia

F(q,x)

x \ q	I	2	3
a	b	a	b
b	c	c	c

Tabel Ib

Olgu fikseeritud tähestikud $Q = \{q_I, q_2, \ldots q_k\}$; $X = \{x_I, x_2, \ldots x_m\}$; $Y = \{y_I, y_2, \ldots y_n\}$,siis üleminekute tabel (analoogiline Ia-le) võib olla täidetud k^{mk} viisil ja väljundite tabel (Ib) võib olla täidetud n^{mk} viisil. Järelikult üldine, antud tähestikega esitatud automaatide arv on võrdne $(k \cdot n)^{mk}$ /I3/. Üleminekute tabelis (Ia) x-nda rea ja q-nda veeru ristumiskohal on vastav funktsiooni Ψ (Q,x) väärtus. Ψ (q,x) oli peegeldus $Q \times X$ -Q-ks. Väljundite tabelis (kas tavalises või nihutatud) on rea ja veeru ristumiskohal vastav väljundite funktsioon F(q,x) väärtus. F(q,x) oli peegeldus $Q \times X$ -Y-ks.

Kirjeldatud meetodil väljendite ja üleminekute tabelite esitamine määrab täielikult vastava lõpliku automaadi. Peale vastavate väljund- ja üleminekute funktsioonide esitamise, antakse nende tabelitega ka väljund- ja sisendsignaalide hulk, samuti seisundite hulk. Küllalt sageli kasutatakse sisendsignaalide tähistamiseks positiivseid täisarve, kusjuures algseisundit tähistatakse kas Ø või I-ga, ja viimased tähistavad siis tabelites vasakult esimest veergu.

Moore'i automaadi puhul nihutatud väljundite tabel taandub ühele reale. Paigutades selle rea üleminekute tabeli kohale, jõuame mõisteni Moore'i automaadi märgistatud üleminekute tabel. Märgistatud üleminekute tabelis iga automaadi seisundi q_i kohal (tähistab üht või teist veergu tabelis) seisab sellele seisundile vastav väljundsignaal $\lambda(q_i x) = \lambda_0(q)$ /7/.

3.2. Automaadi esitamine maatriksina.

Automaati on võimalik veel esitada maatriksina. Sellisel juhul on nii maatriksi read kui veerud tähistatud seisunditega. Tabeli elemendiks q_i-nda rea ja q_j veeru ristumiskohas on kõikide sisendsignaalide hulk, mis kutsuvad esile automaadi ülemineku q_i -ndalt seisundilt q_j-ndale seisundile. Maatriksi saame lühidalt üles kirjutada

$$Q = (q_{ij}) \quad .$$

3.3. Automaadi esitamine graafina.

Kolmas võimalus abstraktsete automaatide esitamiseks põhineb orienteeritud graafide kasutamisele /7/.

Mistahes abstraktse automaadi A graaf kujutab endast tippude kombinatsiooni, mida ühendavad omavahel graafi orienteeritud servad. Tippe samastatakse automaadi seisunditega, servi sisendsignaalidega. Kui sisendsignaal x_i kutsub esile automaadi ülemineku seisundist q_j seisundisse q_k, siis automaadi graafil vastab sellele sisendsignaalile x_i x_i-ga tähistatud graafi serv, mis ühendab tippe q_j ja q_k. Ei ole välistatud juht, et tipud q_j ja q_k ühtivad.

Selliselt koostatud automaadi A graaf esitab vaid üleminekute funktsiooni. Väljundite funktsiooni (tavalise või nihutatud) esitamiseks tähistatakse graafi servad mitte ainult sisend- vaid ka väljundsignaalidega. Sisendsignaaliga x_i tähistatud serv ühendas, nagu eespool kirjeldatud, omavahel tippe q_i ja q_k. Esimest liiki automaatide puhul kirjutatakse servale x_i juurde väljundsignaal $\lambda_1(q_j,x_i)$, teist liiki automaatide puhul $\lambda_2(q_k,x_i)$, kus λ_1 ja λ_2 on vastavalt tavaline ja nihutatud automaadi väljundite funktsioonid.

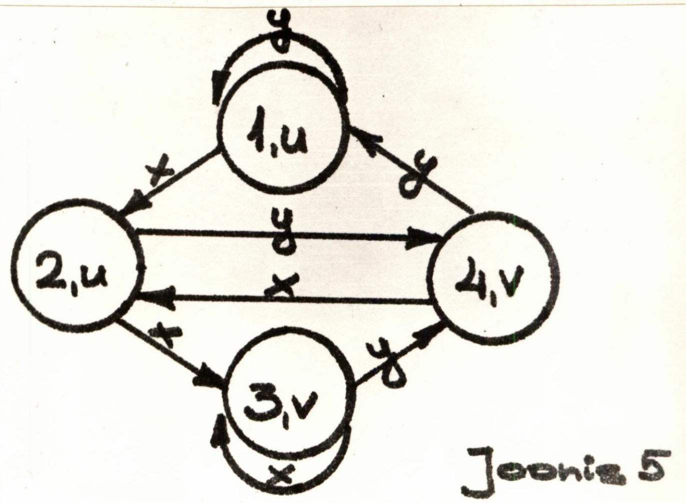
Moore'i automaadi puhul kõik servad, mis suubuvad ühte ja samasse tippu q_k, peavad olema tähistatud ühe ja sama väljundsignaaliga. Sellepärast on otstarbekam tähistada väljundsignaalidega tippe kuhu need servad suubuvad, mitte servi. Seega Moore'i automaadi graafil iga tipp omab kahte tähistust. Üks tähistab automaadi seisundit, teine tähistab väljundsignaali, mis märgib ära automaadi seisundi nihutatud väljundite funktsiooni põhjal.

On selge, et kirjeldatud viisil ehitatud graaf esitab automaadi täielikult - tingimusel, et mingil viisil tähistatakse graafi tipp, mis vastab automaadi algseisundile.

Üleminek lõpliku automaadi esituselt tabelina automaadi esitusele graafina toimub järgmiselt. Lõplik Moore'i automaat on esitatud märgistatud üleminekute tabeliga 2. Vastav graaf on kujutatud joonisel 5.

	u	u	v	v
	I	2	3	4
x	2	3	3	2
y	I	4	4	I

Tabel 2.



Joonis 5

On ilmne, et automaadi esitamine graafina on tunduvalt näitlikum kui esitamine tabelina. Suure arvu seisundite puhul oleks see aga liialt raske probleem - - joonis muutub väga keerukaks. Sellepärast on enamkasutatavad tabelid.

Automaatide graafide kujutamisel kasutatakse sageli veel järgmisi lihtsustusi: kui enam kui 2 serva ühendavad tippude paari, siis kõik need servad asendatakse samas suunas ühega, kusjuures tema tähistuses säilitatakse kõik tähed, mis olid asendatud servadel. Et vältida segadust väljundsignaalide suhtes, asetatakse viimased sulgudesse ja kirjutatakse kõrvuti talle vastava sisendsignaaliga.

Kirjeldatud automaatide esitusviisi juures teostub lihtsalt mistahes Moore'i automaadi kui Mealy automaadi interpretatsioon.

Kui Moore'i automaat A on esitatud märgistatud üleminekute tabeliga, on piisav sellesse tabelisse seisundite asemele asetada neid tähistavad väljundsignaalid, et saada Mealy automaadi B väljundite tabel. Juhul kui automaat A on esitatud graafina, on automaadi B graafi saamiseks vaja tähistada väljundsignaalidega servad, mis suunduvad vastavaisse tippudesse.

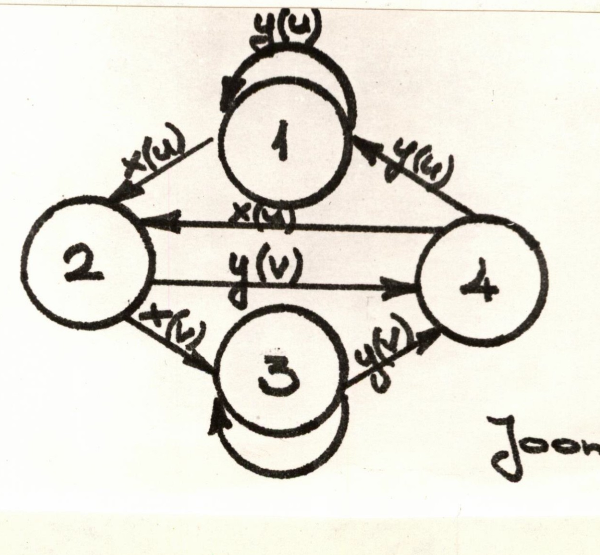
Rakendades seda protseduuri Moore'i automaadile, mille graaf on joonisel 5, saame vastava Mealy automaadi graafi joonisel 6 ja Mealy automaadi üleminekute ja väljundite tabelid 3a ja 3b.

	I	2	3	4
x	2	3	3	2
y	I	4	4	I

Tabel 3a

	I	2	3	4
x	u	v	v	u
y	u	v	v	u

Tabel 3b



Joonis 6

Siin on kohane märkida ära kaks tingimust graafidele, mis eristavad üht või teist automaati.

Esimene tingimus - ühetähenduslikkuse tingimus nõuab, et automaadi graafi ükskõik millisest tipust ei väljuks enam kui üks serv, mis on tähistatud antud sisendsignaaliga.

Teine tingimus - täieliku määratuse tingimus. Seni vaatlesime automaate, mille üleminekute ja väljundite funktsioonid olid kõikjal määratud. Järelikult peab iga sisendsignaali x jaoks tingimata väljuma igast tipust serv, mis oleks tähistatud selle sisendsignaaliga.

Praktikas võib kokku puutuda juhtudega, kus ei ole rahuldatud need kaks tingimust. Eriti sageli puututakse numbriliste automaatide sünteesil kokku juhuga, kus täieliku määratuse tingimus ei ole täidetud - saadakse nn. osalised automaadid /7/.

Osaliseks automaadiks nimetatakse abstraktset automaati, mille üleminekute- või väljundite funktsioon või mõlemad on määratud mitte kõigi oma argumentide paaride q ja x väärtuste jaoks.

Osaliste automaatide esitamiseks kasutatakse samu meetodeid, mis täielikult määratud automaatide jaoks. Nendes üleminekute- või väljundite tabeli osadesse, kus need funktsioonid ei ole määratud, tõmmatakse kriipsud. Osalise automaadi graaf võib omada tippe, millest ei välju sisendsignaalidega tähistatud servi. Ka osalisi automaate jagatakse esimest ja teist ning Moore'i või Mealy automaaditeks.

III. Automaatide teooria rakendusi pedagoogikas.

I. Õpiprogrammide analüüs ja liigitamine.

Õppeprotsessi uurimisel on automaatide teooriat kasutatud veel vähe. Kirjanduse andmetel on seda tehtud õpiprogrammide klassifitseerimisel, õppematerjali minimiseerimisel. Ometi on perspektiiviks automaatide teooria seos graafiteooria ja algoritmide teooriaga.

Kõige perspektiivsem tundub olevat automaatide teooria rakendamine programmõppes, kuna ta võimaldab seal teha teoreetilisi järeldusi, mis ei sõltu õpiprogrammi liigist. Paljudel teistel uurimismeetoditel on just selline, küllalt arvestatav viga.

Programmõppe all mõistetakse õpetamist, mis toimub vastavalt varem koostatud programmile/2/. Viimane kirjeldab nii õpetamise resultaati kui ka õppeprotsessi ennast. Õpiprogrammi efektiivsus sõltub sellest, milliseid õpetamise printsiipe temas realiseeritakse ja kuivõrd õpilase tegevuse struktuur vastab õpetamise eesmärkidele. Üht või teist õppemeetodit võib realiseerida erinevalt - õpiprogrammi skeem võib olla erinev, samuti sammu suurus jne. /2/. Järgmise informatsioonіannuse määrab õpiprogrammis õpilase eelnev edukus. Siinjuures piirdutakse vaid lihtsamate õpiprogrammide vaatlemisega, milles järjekordse informatsiooniannuse valiku määrab üheselt eelnev informatsiooniannus ja vastus, mille andis õpilane. Sellised õpiprogrammid on tänapäeval kõige enam kasutatavad.

Automaatide teooria seisukohalt kujutavad seda tüüpi õpiprogrammid endast Moore'i automaati. Õppija vastused on sellise automaadi sisendsignaalid. Automaadi seisunditena vaadeldakse õppematerjali annuseid - nad on samastatavad Moore'i automaadi väljundsignaalidega.

Mudeli lihtsustamiseks on järgmised võimalused:

I) kõik võimalikud õppija või õpilase vastused jagatakse kahte rühma - õiged ja valed;

2) kõigile õigeile vastustele reageerib õpiprogramm ühesuguselt - kõik õiged vastused mingile õppematerjali annusele on kujutatavad ühe sündmusega Moore'i automaadi sisendis.

Õiget vastust õppematerjali i-ndale annusele tähistatakse Pi-ga. Valede vastuste puhul on võimalikud kaks varianti:

a) automaat seisundis i reageerib sarnaselt kõigile valedele vastustele - nende hulka tähistatakse Li;

b) automaat eraldab üksikud ebaõiged vastused või nende grupid. Selliseid vastuseid või vastuste alamhulki tähistatakse Li^1, Li^2, L_i^3 ... .

Õppematerjali annuste järgnevust, kui õpilase vastused on õiged, nimetatakse õpiprogrammi peaharuks. Seetõttu võib jadaprogramme vaadelda programmideks, mille kõik annused asuvad peaharul. Kõik teised õpiprogrammid on hargprogrammid. Vaatame mõningaid õpiprogrammide liike ja nende seost automaatidega.

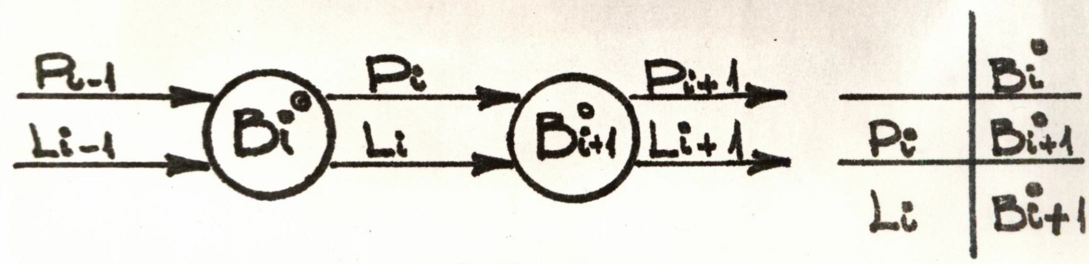
Peaharule kuuluvaid annuseid tähistatakse sümboliga B_i^0, kus i on annuse number. Teiste annuste jaoks kasutatkse sümboleid B_i^I , B_i^2 jne. kus i on peaharu viimase annuse number, mis esitati õpilasele enne hulga (B_i^I ,B_i^2 ,B_i^3 ,...) annuseid.

Programmid võib jagada kahte rühma.

I.Jadaprogramm.

Vastab Moore'i automaatidele, millel on sisendis vaid üks sündmus (Π - I).

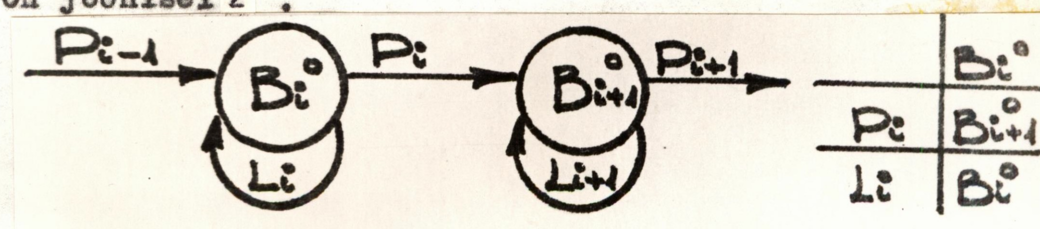
Õpetamisel sellise programmi järgi läheb õpilane i-ndalt õppematerjali annuselt i+I-le sõltumata sellest, kas vastus oli õige või vale. Seda tüüpi programmid realiseeruvad tihti programmeeritud õpikutes ja lihtsamates õpimasinates. Joonisel I on toodud fragment õpiprogrammist Π -I esitatuna graafina ja üleminekute tabelid automaadi jaoks, mis vastab õpiprogrammile Π -I. See automaat läheb seisundisse B_{i+I}^0 nii sisendsõnade hulga P_i (õiged vastused) kui ka hulga L_i (valed vastused) puhul.



Joonis 1

2. Jadaprogramm - vastab automaadile, millel on kaks sündmust seisundis (Л -2).

Sellise programmi järgi õpetades läheb õpilane i-ndalt annuselt i+I-le ainult siis, kui ta i-ndale õppematerjali annusele on õigesti vastanud. Kui ta eksib, esitatakse sama materjal uuesti. Fragment niisugusest õpiprogrammist esitatuna graafina ja üleminekute tabel on joonisel 2 .



Joonis 2

Et hargprogrammid võivad olla väga mitmekesised, piirdume siinjuures vaid kahe näitega.

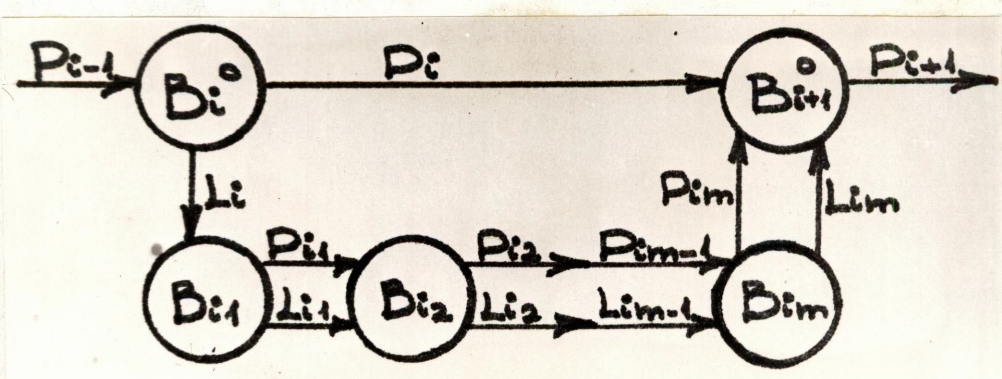
3. Hargprogramm õpilase vigade parandamisega -РИ

Õpilase õige vastuse (P_i) puhul suunab programm teda peaharu järgmise annuse juurde. Kui õpilane teeb vea, siis sõltuvalt vea iseloomust (missuguse vastuse hulgast $\{L_i^I, L_i^2, \ldots\}$ õpilane andis automaadi sisendisse) antakse see või teine seletus hulgast $B_i^I, B_i^2, \ldots$

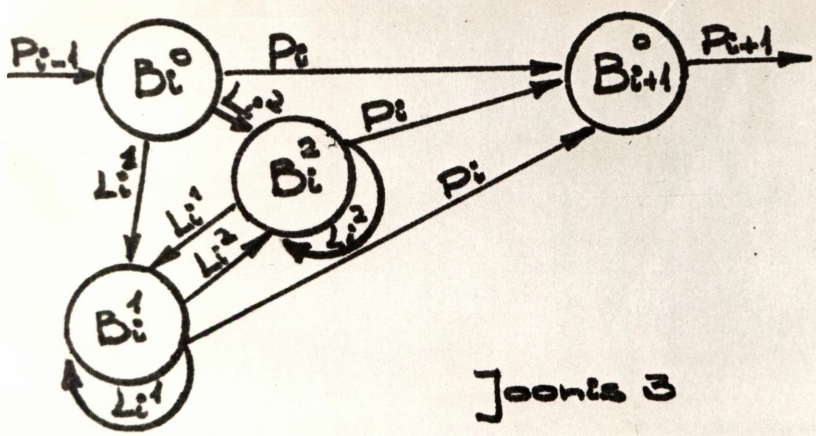
Joonisel 3 on esitatud graafina sellise õpiprogrammi fragment koos üleminekute tabeliga automaadi jaoks. Kujutatud on juhtu, kus esitatud õppematerjali annusel B_i^o võib esitada kolm vastust, ühe õige ja kaks valet.

4. Hargprogramm jadaprogrammi elementidega.

Õpilase õige vastuse P_i korral peaharu õppematerjali annusele B_i^o, õpilane suunatakse edasi peaharu järgmisele annusele B_{i+I}^o. Kui õpilane eksib, siis ta suunatakse alaprogrammile, mis on üles ehitatud printsiibil Π-I. See alaprogramm on joonisel 4 . Annused $B_{iI}, B_{i2}, \ldots, B_{im}$ võivad kujutada enamdetailiseeritumat õppematerjali B_i^o esitust. Pärast alaprogrammi läbimist suundub õpilane portsjonile B_{i+I}^o. Õpiprogrammi fragment on esitatud joonisel 4 .



Joonis 4



	B_i^0	B_i^1	B_i^2
P_i	B_{i+1}^0	B_{i+1}^0	B_{i+1}^0
L_i^1	B_i^1	B_i^1	B_i^1
L_i^2	B_i^2	B_i^2	B_i^2

Joonis 3

2. Automaadi minimiseerimise kodeerimisel põhinev näide.

Moore'i automaadi minimiseerimise näitena vaadeldakse tabeliga 4 esitatud automaadi minimiseerimist./IO/.

On vaja kodeerida sõna tähestikust x,y tähestikku 0,I. Sisuliselt tähendab see tähestikus X = {x,y} esitatud sõnale α vastava sõna leidmist tähestikus Y = {0,I}. Kodeerimine toimub vastavalt tabelile 4 Sõna α toimib koos arvuga n = I,2,...,II; need on interpreteeritavad automaadi seisunditena. Kodeerimine toimub järgmiselt.

	I	0	0	I	I	I	0	0	0	0	0
x^q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	II
x	2	3	5	9	9	IO	I	5	7	8	3
y	3	4	IO	3	7	8	II	8	6	4	6

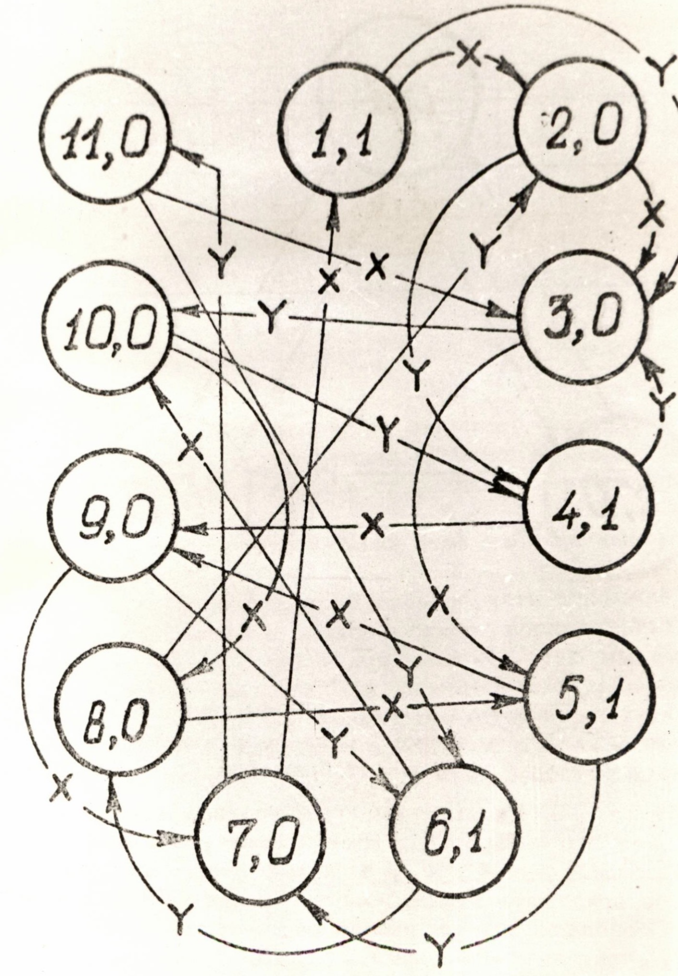
Tabel 4.

I. Leida arv k, mis asetseb n-veeru ja sõna α esimese tähega märgitud rea ristumiskohal.

2. Leida esimeses reas number, mis asetseb arvu k kohal ja asetada ta esimese tähe asemele sõnasse α.

3. Võtta arvuna n arv k ja korrata sõna α teiste tähtedega kirjeldatud protsessi.

Olgu vaja kodeerida sõna xyyx koos arvuga n=I tähestikku 0,I. Sellisel juhul saadakse sõna OIOI.



Joonis 7

Tabeli 4 graaf on joonisel 7 . On selge, et sellise tabeli ja graafi järgi on võrdlemisi raske saada ülevaadet valitsevatest seostest, konkreetsel juhul osutub aga liialt keeruliseks kodeerimise reegli, seaduse tuletamine vastavalt tabelile või graafile.

Tehes arvude n=I,2,...,II ümbertähistused vastavalt

$I \vee 4 \vee 5 \vee 6 \sim a$; $3 \vee 7 \vee 9 \sim b$; $2 \vee 9 \vee IO \vee II \sim c$.

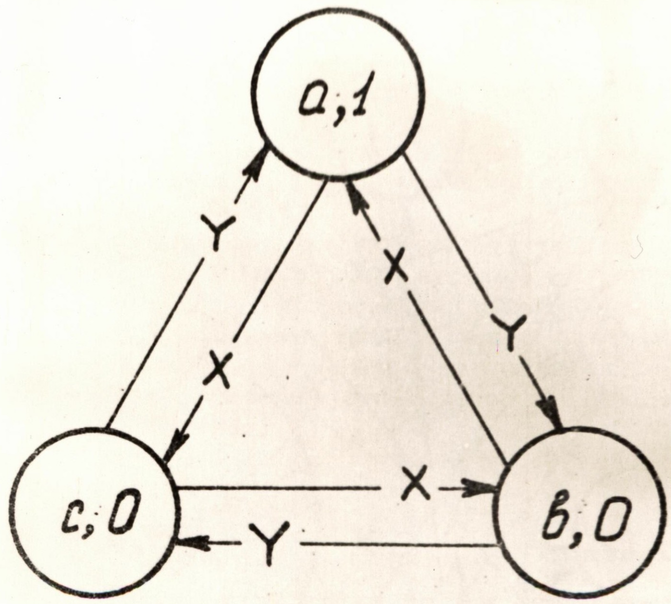
Automaadis tähendab see sisuliselt sellist seisundite tähistamist ühe sümboliga, millele vastab üks ja sama väljundsignaal. Tabel 4 omandab uue kuju tabelina 5.

	I	0	0
	$I \vee 4 \vee 5 \vee 6$	$2 \vee 9 \vee IO \vee II$	$3 \vee 7 \vee 8$
x	$2 \vee 9 \vee IO \vee II$	$3 \vee 7 \vee 8$	$I \vee 4 \vee 5 \vee 6$
y	$3 \vee 7 \vee 8$	$I \vee 4 \vee 5 \vee 6$	$2 \vee 9 \vee IO \vee II$

Tabel 5.

Tabelile 5 vastav graaf on joonisel 8

Tabelid 4 ja 5 , samuti ka graafid joonistel 7 ja 8 on ekvivalentsed.



Joonis 8

IV. Automaatide teooria rakendamine õppematerjali analüüsil ja esitamisel.

Kasutades õppematerjali analüüsil loogilisi ja matemaatilisi meetodeid, saab abstraheeruda meid mitte huvitavaist seostest ja pöörata peatähelepanu esmajoones huvi pakkuvatele küsimustele. Automaatide teooria rakendamine õppematerjali analüüsiks on kasutatav tänu õppematerjali formaliseeritavusele. Õppematerjali analüüsi ja esituse uurimisel automaatide teooria rakendamine osutub võimalikuks, kui on teada materjali kvalitatiivsed ja kvantitatiivsed karakteristikud, mille põhjal saab koostada õppematerjali struktuursete seoste graafi ja maatriksi. Maatriksis on vaja arvestada ka seoste kaalu, s.t. mitu nn. infornatsiooni komponenti kasutab üks või teine õppematerjali lõik teistest õppematerjali paladest. Õppematerjali optimaalse järjestuse leidmisel tuleb silmas pidada, et õpilase unustamise tõenäosus on kõige väiksem siis, kui kahe seotud õppeaine pala õpetamise ja õppimise vaheline aeg on minimaalne. Graafil tähendab see tagasipöördumiste summa minimaalsust /9/.

$$\sum u_{ij} = \min.,$$

kus $u_{ij} = u_j - u_i$; on õppematerjali pala x_i ja x_j õpetamise vaheline aeg.

Rakendame lõplike automaatide teooriat teema

"Lämmastik" analüüsil nii kõrgema kooli kui ka üldhariduslikku kooli osas. Kõrgema kooli osas on võetud aluseks TRÜ keemiaosakonna I kursusele peetud loengud, üldhariduslikku kooli osas aga H.Kariku ja V.Raudsepa õpik "Keemia IX ja X klassile". Loengumaterjal oli järjestatud:

I. Lämmastiku leidmine looduses.
2. Lämmastiku saamine.
3. Füüsikalised omadused.
4. Keemilised omadused.
5. NH_3, ammooniumühendid, nitriidid.
6. N_2H_4, NH_4OH , HN_3.
7. Halogeniidid.
8. Oksiidid.
9. Happed.

Materjali esitus õpikus "Keemia IX ja X klassile":

I. Lämmastiku leidumine looduses.
2. Lämmastiku saamine.
3. Füüsikalised omadused.
4. Keemilised omadused.
5. Ammoniaak.
6. Oksiidid.
7. Happed.
8. Kasutamine.
9. Füsioloogiline toime.

Koostati õppematerjali seoste maatriks $A =(a_{ij})$, kus $i,j=I,2,...,II$. Seejuures võeti arvesse järgmisi õppematerjai palasid.

I. Leidumine looduses.

2. Lämmastiku saamine.

3. Lämmastiku füüsikalised omadused.

4. Lämmastiku keemilised omadused.

5. NH_3, ammooniumiühendid ja nitriidid.

6. N_2H_4, NH_4OH, HN_3.

7. Halogeniidid.

8. Oksiidid.

9. Happed.

IO. Kasutamine.

II. Füsioloogiline toime.

Maatriksi $A=(a_{ij})$ elemendid määrati järgmiselt:

$$a_{ij} = \begin{cases} I, & \text{kui pala j kasutab informatsiooni palast i} \\ 0, & \text{kui pala j ei kasuta informatsiooni palast i} \end{cases}$$

/9/.

Maatriksis $A=(a_{ij})$ on i-ridade arv ning j-veergude arv. Kui pala j kasutab palast i rohkem kui ühte informatsiooni komponenti, loetakse maatriksi $A=(a_{ij})$ elemendi väärtuseks $a_{ij}=2,3,...$. Loengutele ja õpikule vastavad õppematerjali struktuuri esitavad maatriksid ja vastavad õppematerjali optimaalse järjestuse graafid on toodud joonistel 9 ja IO.

Õppematerjali ülesehitusest ning struktuurist sõltub selle esitamise metoodika. Viimane on omakorda kergesti esitatav Moore'i automaadina. Moore'i automaati on kirjanduse andmetel seni edukalt kasutatud õppeprogrammide analüüsil ja liigitamisel/2/. Teist liiki automaadi funktsioneerimise seos on antud avaldisega (3) (lk 10)

$$q(t) = \delta\left[q(t-I),x(t)\right] , \quad y(t) = \lambda\left[q(t),x(t)\right] ,$$
$$(t=I,2,...)$$

Moore'i automaat on teist liiki automaadi erijuht, kus väljundsignaal ei sõltu teisest muutujast x.

Automaatide teooriast lähtudes võib automaadi seisundi antud juhul, s.o. õppeaine esitamise modelleerimisel samastada automaadi väljundsignaaliga /2/. Automaadi seisunditena vaadeldakse õppematerjali palasid. Neid on arvult antud juhul vastavalt 9 ja II. Fikseeritakse ka automaadi alg- ja lõppseisund. Algseisundit tähistatakse siin I-ga. lõppseisundit vastavalt IO ja I2. Seega automaatide seisundite hulgad on Q_I = $= \{I,2,...,IO\}$ ja $Q_2 = \{I,2,...I2\}$. Õpilase vastuseid interpreteeritakse automaadi sisendsignaalidena. Vastused jagatakse õigeteks ja vääraTeks. Seega on sisendtähestikuks $X= \{x,y\}$, kus x on õpilase õige vastus; y aga õpilase vale vastus,

Õppematerjali palade vastastikuseid seoseid arvestades koostati õpetamise ja ka õppimise kõige optimaalsem järjekord orienteeritud graafina nii, et tagasipöördumiste arv ehk summaarne seoste pikkus oleks minimaalne ($\sum u_{ij}$=min.). Jälgides maatriksis ja graafis õppematerjali üksikute palade vahelisi seoseid, saab automaatide teooriat kasutades koostada kolm erinevat automaati, millest igaüks annab õppematerjali erineva esituse. Sealjuures tuleb arvestada järgmisi asjaolusid:

I. Õpilane suunatakse väära vastuse puhul tagasi selle pala juurde, millest mitteomandatud pala sai kõige enam informatsiooni. Suureneb õpilase poolt antava õige vastuse tõenäosus, sest õpilane peab kordama pala, millest saab vastatav pala kõige enam informatsiooni.

2. Õpilane suunatakse väära vastuse puhul tagasi selle pala juurde, mille seose pikkus mitteomandatud õppematerjali palaga on kõige suurem. Sellisel juhul peetakse silmas, et õpilane on ajaliselt palju varem õpitu unustanud ja seda tuleb korrata.

3. Õpilane suunatakse tagasi pala juurde, mille seose pikkus valesti vastatud õppematerjali palaga on kõige lühem.

Kirjeldatud kolm seisukohta annavad erinevad õppematerjali esitamise mudelid, mille põhjal saab välja töötada erinevad õpetamise metoodikad ja vajaduse korral nende efektiivsust võrrelda.

Automaadi üleminekute tabelid 6 ja 7 on koostatud esimest tingimust arvestades.

q \ x	I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	II
x	4	8	9	5	2	7	II	3	6	I2	IO
y	I	5	3	4	4	9	5	5	8	9	5

Tabel 6.

q \ x	I	2	3	4	5	6	7	8	9
x	4	6	I	5	2	7	8	9	IO
y	I	5	3	4	4	4	6	7	7

Tabel 7.

Autommadi üleminekute tabeli funktsioneerimist vaatleme tabeli 6 baasil.

Tabeli veerud tähistatakse automaadi seisunditega, nad vastavad antud juhul õppematerjali paladele ja on samastatavd automaadi seisundite hulgaga Q. Tabeli read tähistatakse automaadi sisendsignaalidega, viimased on interpreteeritavad kui õpilase vastused ühele või teisele õppematerjali palale. Käesoleva näite puhul olid seisundite hulgad $Q_2 = \{I, 2, \ldots, I2\}$ ja $Q_I = \{I, 2, \ldots, IO\}$ ja sisendsignaalemõlemal juhul kaks, $X = \{x, y\}$, kus x - õige vastus, y- väär vastus. Tabeli q-veeru ja x-nda rea ristumiskohale kirjutatakse vastava ülemineku-funktsiooni δ väärtus.

Tabeli 6 I veeru ja x rea ristumiskohale on kirjutatud 4, s.t., et omandades õppematerjali I pala õpilane suundub edasi õppematerjali 4 pala omandamisele. Vastates ka 4 annusele õigesti, s.t. 4 veeru ja x rea ristumiskohal on arv 5, suundub õpilane 5-nda õppematerjali pala õppimisele. 5 veeru ja x rea ristumiskohal on arv 2, s.t. 5-ndale õppematerjali palale õigesti vastates suundub õpilane teise õppematerjali annuse juurde. Õigete vastuste puhul saadakse õppematerjali kõige optimaalsem esituse ja omandamise järjekord, selliselt nagu see oli antud ka vastaval orienteeritud graafil joonisel IO. Vastates aga valesti palale I, suunatakse õpilane sama materjali kordama - esimese veeru ja y-rea ristumiskohal on I. Põhjus seisneb selles, et õppematerjali pala I ei kasuta informatsiooni ühestki teisest õppematerjali palast. Vastates valesti näiteks ka õppematerjali palale 2, suunatakse õpilane kordama 5-ndat õppematerjali annust, kuna sealt saab pala kaks informatsiooni ja väär vastus võis olla tingitud 5-nda pala mitteomandamisest.

Analoogiliselt funktsioneerivad ka tingimustele 2 ja 3 vastavalt üles ehitatud automaadid. Toome ära ka vastavad tabelid

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	II
x	4	8	9	5	2	7	II	3	6	I2	IO
y	I	I	8	4	4	4	5	8	8	5	5

Tabel 8.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9
x	4	6	I	5	2	7	8	9	IO
y	I	5	3	4	4	4	I	I	5

Tabel 9.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	II
x	4	8	9	5	2	7	II	3	6	I2	IO
y	I	5	8	4	4	9	9	8	8	6	9

Tabel IO.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9
x	4	6	I	5	2	7	8	9	IO
y	I	5	3	4	4	5	6	7	7

Tabel II.

Esitatud tabelite võrdlemisel torkab silma nende küllalt suur erinevus.

Paremini kajastab õppematerjali esitamise meetodeid selline automaat, mis arvestab seoseid õpilaste poolt antud vastuste vahel.

Teema palad, mille vahelisi seoseid uuriti, olid järgmised./8/ :

I.Keemiliste reaktsioonide kiirus, homogeensed ja heterogeensed keemilised reaktsioonid.

2.Massitoime seadus.

3.Keemiliste reaktsioonide molekulaarsus ja järk. Esimest järku reaktsiooni võrrand.

4.Keemiliste reaktsioonide kiiruse sõltuvus temperatuurist.

5. Ahelreaktsioonid.

6.Katalüüsi põhimõisted, homogeenne katalüüs.

7.Heterogeenne katalüüs.

8. Paralleelsed ja konjugeeritud reaktsioonid.

9.Keemiline tasakaal.

IO.Faaside reegel ühekomponentse süsteemi näitel.

Kontrolltöö analüüsil ilmnesid mitmed uued seosed võrreldes teoreetilise õppematerjali analüüsiga (vt.joonised II,I2). Nii teoreetiliste kui eksperimendi andmete põhjal koostati vastavad seoste maatriksid ja orienteeritud graafid. Nende põhjal koostati teoreetiliste andmete järgi tingimustele 2 ja 3 (lk 34) vastavad automaadid ja eksperimendi andmete järgi tingimustele I,2,3 (lk 34) vastavad automaadid. Et teoreetilise analüüsi põhjal koostatud maatriksis ei olnud arvestatud seoste kaalu, ei saadud koostada automaati tingimuse I (lk 34) kohta. Eksperimendi andmete kasutamise puhul osutus see võimalikuks tänu korrelatsioonimaatriksi tabel I2 olemasolule.

Tingimustele 2,3 (lk 34) vastavad õppematerjali teoreetilise mudeli alusel koostatud vastavad automaadid on antud tabelitega I3,I4 ja eksperimendil põhinevad ning tingimustele I,2,3 (lk 34) vastavad automaadid on antud tabelitega I5,I6,I7. Tabelid funktsioneerivad analoogiliselt lk. 36 kirjeldatuga.

Õppematerjali struktuuriga seotud analüüs pakub aine õpetamise metoodika seisukohalt suurt huvi. Paljud psühholoogid on jõudnud järeldusele, et õppematerjali omandamine sõltub suurel määral õppematerjali struktuurist, viimane avaldab suurt mõju materjali talletamisele õpilase mälus.

Korrelatsioonimaatriks

R =

I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	
0	0	0,42	0,49	0,58	0,5I	0,50	0,57	0	0,72	I
0	0	0	0	0,53	0,53	0	0	0	0	2
0	0	0	0,5I	0	0,48	0	0,62	0	0,53	3
0	0	0	0	0	0,65	0	0,49	0	0,39	4
0	0	0	0	0	0,66	0,57	0,54	0,46	0,72	5
0	0	0	0	0	0	0,44	0,62	0,39	0,54	6
0	0	0	0	0	0	0	0,6I	0,69	0,55	7
0	0	0	0	0	0	0	0	0,4I	0,58	8
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0,38	9
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	IO

Tabel I2.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
x	2	3	4	5	6	7	9	I0	8	II
y	I	I	I	I	I	I	I	I	I	I

Tabel I3.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
x	2	3	4	5	6	7	9	I0	8	II
y	I	I	2	I	4	4	6	9	7	9

Tabel I4.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
x	3	I	5	6	4	7	8	9	I0	II
y	I	2	I	3	I	5	5	3	7	I

Tabel I5.

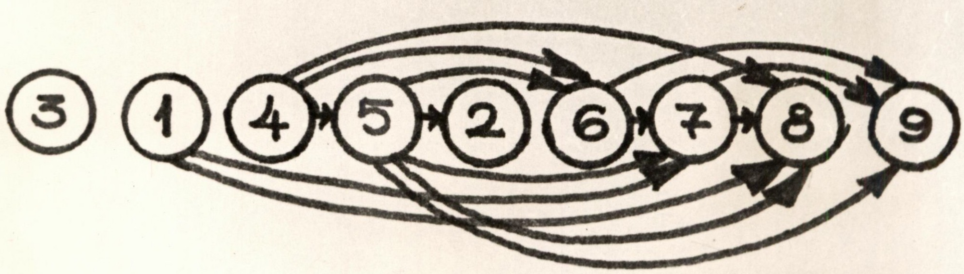
x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
x	3	I	5	6	4	7	8	9	I0	II
y	I	2	I	I	I	I	I	I	5	I

Tabel I6.

x \ q	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
x	3	I	5	6	4	7	8	9	I0	II
y	I	2	I	3	I	4	6	7	8	9

Tabel I7.

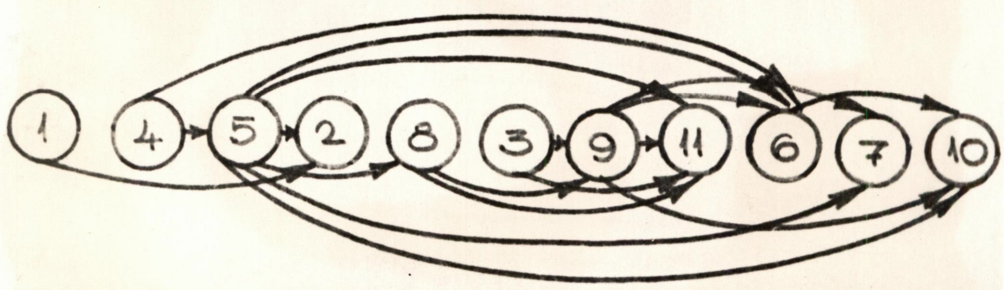
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Σ
1							1	1		2
2										0
3										0
4					2	1		1		4
5		1				1	1	2	1	6
6							3		1	4
7								3	1	4
8										0
9										0
Σ	0	1	0	0	2	2	5	6	3	



$\sum u_{ij} = 42$

Joonis 9

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	Σ
1		1										1
2												0
3									1		1	2
4					1	1						2
5		1				1	1	2		1	2	8
6										1		1
7												0
8									1		1	2
9						2	1			1	1	5
10												0
11												0
Σ	0	2	0	0	1	4	2	2	2	3	5	



$\Sigma u_{ij} = 60$

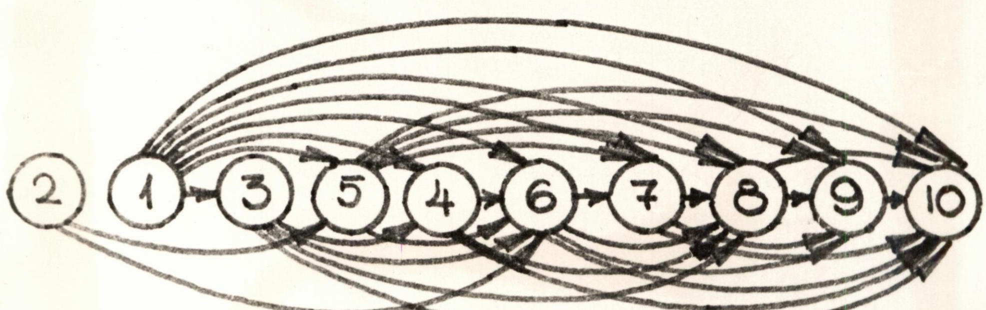
Joonis 10

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
		1					1	1		2
										3
				1	1		1	1		4
										5
						1	1	1		6
							1	1		7
										8
							1		1	9
										10

$\Sigma u_{ij} = 83$

Joonis 11

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
		1	1	1	1	1	1		1	1
				1	1					2
			1		1		1		1	3
					1		1		1	4
					1	1	1	1	1	5
						1	1	1	1	6
							1	1	1	7
								1	1	8
									1	9
										10



$\Sigma u_{ij} = 91$

Joonis 12

V. Lõpliku automaadi sünteess (Moore'i ja Mealy'i).

On vaja leida algoritm, mis võimaldaks vastavalt mingisugusele lõplikule hulgale regulaarsetele sündmustele M (viimased on antud oma regulaarsete avaldistega) leida üleminekute ja väljundite tabel lõpliku, täielikult määratud Mealy automaadi A jaoks ja märgistatud üleminekute tabel lõpliku, täielikult määratud Moore'i automaadi B jaoks selliselt, et kõik hulga M sündmused esinevad nii automaadis A kui ka automaadi B mingisuguste väljundsignaalide hulkadena. /7/ /6/ /I4/

Algoritmi, mis lahendab selle probleemi, nimetatakse lõplike automaatide sünteesi algoritmiks. Üldise sünteesi algoritmi tuletamiseks on küllaldane õppida tuletama vastavalt esitatavaile sündmustele lõplikku Moore'i automaati. Viimast saab kergesti interpreteerida Mealy automaadina.

On tõestatud, et lahendades Moore'i automaadi sünteesi probleemi, me võime esitada regulaarsed sündmused esialgu mitte väljundsignaalide hulgana, vaid automaadi sisemiste seisundite hulgana./7/

Selleks et sündmute $R_I, \ldots, R_p$ esitamiselt Moore'i automaadis seisundite hulkadena, üle minna sündmuste esitamisele väljundsignaalide hulkadena, oli piisav väljundsignaalidena võtta erinevad alamhulgad antud sündmuste hulgast $(R_I, \ldots, R_p)$ ja märkida automaadi iga seisundit q kõigi selliste sündmustega, mis esitatakse selle seisundiga. Seisundit, mis ei esita ainsatki antud sündmustest, tähistatakse sündmuste tühja hulgana. Kirjeldatud tähistuse meetodit nimetatakse kanooniliseks.

Kasutades tähistamise kanoonilist meetodit, saame esitada mingisuguse sündmuse R_i kõigi nende väljundsignaalide hulgana, mis oma koostises sisaldavad seda sündmust ($i=I,\dots,p$). Erandiks on tühi sõna, kuna ta ei saa olla esitatud mingisuguse väljundsignaaliga.

Lepitakse kokku, et kõik algregulaarsed avaldised ($R_I,\dots R_p$) mis on mitmeliikmelised, on alati asetatud tavalistesse sulgudesse. Seda tingimust nimetatakse regulaarsete avaldite õigekirjutus e reegliks. /7/.

Regulaarsete avaldiste kohtadeks nimetatakse spetsiaalselt sisse toodud vertikaalseid kriipsukesi, mis asetatakse avaldises kahe märgi vahele.

Märkideks avaldises R on tähed tähestikust $X=(x_I,\dots,x_n)$, tühja sõna e sümbol-disjunktsiooni märk ja iteratsioon - või tavalised sulud. Peale neid nn. jagavaid kohti, tuuakse sisse alg- ja lõppkoha mõiste. Algkoht asetseb vasakul kõige vasemal olevast avaldise R märgist, lõppkoht paremal kõige parempoolsemast märgist. Näitena kohtade tähistamise kohta vaatleme avaldise $R = z \vee x\{y \vee z\}$ õigele kujule viimist.

I) Avaldis on mitmeliikmeline, asetatakse tavalistesse sulgudesse. $R = (z \vee x\{y \vee z\})$.

2) Kohtade märkimine toimub järgmiselt:

$$R = \begin{array}{ccccccccccccccccccccc} | & (& | & z & | & \vee & | & x & | & \{ & | & y & | & \vee & | & z & | & \} & | &) & | \\ \mathrm{I} & & 2 & & 3 & & 4 & & 5 & & 6 & & 7 & & 8 & & 9 & & \mathrm{IO} & & \mathrm{II} \end{array}$$

Antud regulaarne avaldis omab II kohta.

Regulaarse avaldise avamine sõnaks tähendab täht-tähelt mingisuguse sõna väljakirjutamist avaldise poolt esitatavast sündmusest. Avamisel me teostame üleminekuid antud regulaarse avaldise ühest kohast teise lähtudes algkohast ja lõpetades lõppkohaga. Üleminekud jagatakse vahetuiks ja üleminekuks üle alfabeedi X tähe. Avamise näitena vaatame avaldise $R = (z \vee x\{y \vee z\})$ avamist tema poolt esitatavaiks sõnadeks z ja xyz. Avaldise R avamisel esimeseks sõnaks tuleb teostada vahetu üleminek algkohalt I kohale 2, üleminek üle tähe z kohale 3 ja vahetu üleminek kohalt 3 lõppkohale II. Sõna xyz üleminekud on järgmised:

vahetu üleminek kohalt I kohale 4, üleminek üle tähe x kohale 5, vahetu üleminek 5. kohalt 6. kohale, üleminek kohalt 6 üle tähe y kohale 7, vahetu üleminek kohalt 7 kohale IO, vahetu üleminek kohalt IO kohale 8 ja üle tähe z üleminek kohale 9, vahetu üleminek kohalt 9 kohale IO ja vahetu üleminek kohalt IO kohale II.

Miks üleminekud teostatakse just selliselt, selgub eespool.

R on regulaarne avaldis, sõna $q = x_{i1}, x_{i2}, \dots, x_{ik}$

on suvaline sõna sündmuse R sisendtähestikus. Räägitakse, et koht α avaldises R on seotud sõna q kohaga β samas avaldises, kui kohalt α kohale β on võimalik üle minna suvalise arvu vahetute üleminekute ja üleminekute teel üle tähtede $x_{i1}, x_{i2}, \ldots, x_{ik}$ sõnast q, võetud sellises järjekorras, nagu nad on sõnas . Öeldakse ka, et koht β q järgneb kohale α iga kord, kui koht α on seotud kohaga β sõna q kaudu. Koht β on allutatud kohale α , kui kohalt α võib üle minna vaid vahetute üleminekute teel, s.t. kui koht α on seotud koha β tühja sõna e kaudu.

Kehtivad järgmised kohtade alluvuse reeglid regulaarseis avaldistes.

I. Kõikide hulkliigete sulgudes (tavalises või iteratsioonisulgudes) olevate liigete algkohad on allutatud kohale, mis asub vahetult vasakul avatavaist sulgudest. (Hulkliige võib olla taandunud üksliikmeks, oluline on, et ta oleks sulgudes).

2. Koht, mis asetseb vahetult paremal sulgevaist sulgudest (tavalised või iteratsioonsulud) on alluv hulkliikme kõigi termide lõppkohtadele (erandjuhul üksliikme), iteratsioonsulgude puhul on paremal asetsev koht allutatud ka vasakul olevale kohale avatavate sulgude suhtes.

3. Kõikide hulkliikme termide iteratsioonsulgudesse asetatud algkohad (erandjuhul üksliikme) on alluvad

kohale, mis asetseb vahetult paremal vastavaist sulgevaist sulgudest.

4. Koht, mis asetseb vahetult paremal tühja sõna e sümbolist, on allutatud kohale, mis asetseb vahetult vasakul sellest sümbolist.

5. Kui koht γ on allutatud kohale β , koht β aga kohale α , siis koht γ on allutatud kohale α (kohtade alluvuse transitiivsuse omadus).

6. Iga koht on allutatud endale.

7. Peale alluvuse reeglite I - 6, teisi ei esine.

Avaldisele $R = \underset{I}{|}\,(\,\underset{2}{|}\,z\,\underset{3}{|}\,v\,\underset{4}{|}\,x\,\underset{5}{|}\,\{\,\underset{6}{|}\,y\,\underset{7}{|}\,v\,\underset{8}{|}\,z\,\underset{9}{|}\,\}\,\underset{IO}{|}\,)\,\underset{II}{|}$ reeglite I-6 rakendamisel oleks kohtade alluvus järgmine.

Koht I ei allu peale iseenda ühelegi teisele, samuti ka kohad 3,5,7,9 on alluvad vaid endile. Kohad 2 ja 4, peale enda, alluvad kohale I (reegelI) kohad 6 ja 8 kohale 5 (reegelI) ja kohale IO (reegel 3). Koht IO on allutatud (peale enda) kohtadele 5,7,9 (reegel 2) ja koht II on allutatud (peale enda) kohtadele 3 jaIO (reegel 2) ja kohtadele 5,7,9 (reegel 5).

Toome sisse mõned mõisted, mis on vajalikud süntee - si algoritmi tuletamiseks.

Regulaarses avaldises nimetatakse põhikohaks kõiki kohti, millest vahetult vasakul asub põhitähestiku täht. Põhikohaks on ka algkoht.

Eelpõhikohtadeks nimetatakse kohti, millest vahetult paremal asub põhialfabeedi täht.

Vaatleme nüüd vabalt valitud hulka õigesti kirjutatud regulaarseid avaldisi $\dot{R}_1, \dot{R}_2, \ldots, \dot{R}_p$. Samastame nende avaldiste algkohad ja vaatame nende avaldiste põhikohtade erinevate kogumite hulki, lülitades juurde ka põhikohtade tühja hulga (ei sisalda ühtegi kohta).

Kui k on põhialfabeedi tähtede arv, mis kuuluvad antud avaldistesse $\dot{R}_1, \ldots, \dot{R}_p$, siis on tõestatav, et põhikohtade erinevate hulkade arv $q = 2^{k+1}$.

Koostatakse Moore'i automaat A, mille sisendtähestik ühtib avaldiste $\dot{R}_1, \ldots, \dot{R}_p$ põhitähestikuga $X = (x_1, \ldots, x_n)$, aga sisemisteks seisunditeks $q_1, \ldots, q_q$ on kõikvõimalikud nende avaldite põhikohtade hulgad. Seisund $q_i x_j = q_l$, millesse automaat A läheb seisundist q_i sisendsignaali x_j toimel, määratakse kui kõigi nende avaldise $\dot{R}_1, \ldots, \dot{R}_p$ põhikohtade hulk q_l, millised on seotud ühetähelise sõna x_i-ga kasvõi ühe põhikoha kaudu nendest põhikohtadest, mis kuuluvad hulka q_i. Selliselt määratakse automaadis A ühetähenduslikult mingisugune üleminekute funktsioon. Automaadi A seisund, mis vastab põhikohtade tühjale hulgale, evib omadust, et ta tõlgitakse iseendaks mistahes sisendtähe x_j kaudu.

Ehitatavas automaadis võetakse algseisundiks q_1 hulk, mis koosneb algkohast (on ühine kõigile avaldistele $\dot{R}_1, \ldots, \dot{R}_p$). On vaja märkida ka automaadi ülejäänud seisundid. Selleks kasutame antud hulga $M = (\dot{R}_1, \ldots, \dot{R}_p)$

alamhulki ($R_{II},...,R_{is}$). (Ei jäta kõrvale ka tühja hulka ja hulka M).

Automaadi A seisund q_i (avaldiste $R_I,...,R_p$ põhikohtade hulk) märgitakse hulgaga, mis sisaldab kõiki neid ja ainult neid avaldisi $R_I,...R_p$, mille lõppkohad on allutatud kasvõi ühele (põhi)kohale kohtade seast, mis kuuluvad hulka q_i.

Eespool kirjeldatust järeldub, et põhitähestiku $X = (x_I,...,x_n)$ sõna q tõlgib siis ja ainult siis automaadi A algseisundist q_I seisundisse q_j - on märgitud mistahes hulgaga, mis sisaldab suvalist esitatud regulaarset avaldist R_i, kui avaldise R_i algkoht on seotud selle avaldise lõppkohaga sõna q kaudu. Sõna q seob ainult siis avaldise R_i alg- ja lõppkoha, kui ta kuulub selle avaldisega esitatava sündmuse juurde. Siit selgub ka järgmine fakt:

sündmus S_i, mis on esitatav regulaarse avaldisega R_i, esitatakse eespool ehitatud Moore'i automaadis A seisundite hulgaga, mis sisaldab kõiki neid ja ainult neid seisundeid, mille märgistatud hulkadesse kuulub sümbol $R_i (i=I,2,...,p)$.

Kuna automaadi A koostamise protsessis kasutasime tema seisundite märkimise kanoonilist meetodit, siis võib lugeda, et automaat A esitab lähtesündmusi mitte ainult oma seisundite hulkadena, vaid ka väljundsignaalide hulkadena. Sellisel juhul on automaat interpreteeritav

Mealy automaadina. Eespool näitasime ka, et koostatava automaadi seisundite arv on 2^{k+I}, kus k on lähte regulaarsete avaldiste sisendalfabeedi tähtede arv (lugedes ka kordusi). Mõned neist seisundeist võivad osutuda kättesaamatuiks ja nad võib kõrvaldada, ilma et see kahjustaks automaadi poolt indutseeritud peegeldust, sellepärast tuleb käsitleda suurust 2^{k+I} kui sünteesitava automaadi seisundite arvu ülemist piiri.

Kokkuvõtteks võib öelda:

eksisteerib ainult üks algoritm lõplike automaatide sünteesiks, mis võimaldab vastavalt meelevaldsele hulgale regulaarseile sündmustele, esitatud oma regulaarsete avaldistega $R_I, \dots, R_p$, ehitada lõplikku Moore'i automaati A ja lõplikku Mealy automaati B, milles kõik hulga M sündmused esitatakse (tühja sõna täpsusega) nende väljundsignaalide mõningate hulkadena. Sealjuures erinevate väljundsignaalide arv ei ületa arvu 2^p, ja seisundite arv igas neis ei ole suurem kui 2^{k+I}.

Toodud seisukohtade alusel võib esitada lõpliku automaadi sünteesi algoritmi rea täpselt formuleeritud reeglitena. Reeglid formuleeritakse selliselt, et nad võimaldaksid lülitada algoritmi ka sünteesitava automaadi lihtsustamise (saavutamatute seisundite eemaldamise teel).

Lõplike automaatide sünteesi põhialgoritmi

reegel I. Antud regulaarsed sündmused (nende arv on lõplik) esitatakse regulaarsete avaldistega $R_I, \ldots, R_p$. Kõik kohad neis avaldistes (nii põhi- kui mittepõhikohad) märgitakse ära vertikaalsete kriipsukestega;

reegel 2. Igale põhikohale avaldistes $R_I, \ldots, R_p$ kirjutatakse juurde indeksina positiivene täisarv. Kõikidele algkohtadele kirjutatakse juurde üks ja sama indeks, nimelt 0. Teised põhikohad numereeritakse suvalises järjekorras naturaalarvudega I,2,..., Kõiki selles reeglis sisse toodud indekseid nimetatakse põhiindekseiks, nad kirjutakse neile vastavate vertikaalkriipsukeste alla ja tõmmatakse siis indeksite alt horisontaaljoon (ühine igale avaldisele $R_I, \ldots, R_p$) läbi;

reegel 3. Iga põhikoha α indeks laieneb mittepõhikoha indeksina kõigile kohtadele (nii põhi- kui mittepõhikohtadele), mis on allutatud kohale α, kuid on temast erinevad. (Kohtade alluvuse reeglid on formuleeritud eespool). Iga koht β saab mingisuguse hulga mittepõhi indekseid. Kõik selle hulga indeksid kirjutatakse vertikaalkriipsukeste alla suvalises järjekorras (vertikaalkriipsud vastavad kohale β), madalamale horisontaaljoonest. Kõik indeksid, mis kuuluvad eelpõhikohale, suletakse üldisesse raami;

reegel 4. Vastavalt sellele reeglile koostatakse üleminekute tabel mingisuguse Moore'i automaadi A jaoks. Selle automaadi seisunditeks võetakse põhiindeksite hulga alamhulgad. Alamhulka, mis koosneb põhiindekseist $i_I,\ldots,i_k$ ($k \geqslant I$) me tähistame vastavalt $i_I \vee i_2 \vee \ldots, i_k$, aga põhiindeksite tühja hulka tähekesega (temale vastavat automaadi A seisundit nimetatakse tühjaks seisundiks). Algseisundiks valitakse seisund 0, ja sellele seisundile vastavast tulbast alustatakse üleminekute tabeli ehitamist. Tulbad, mis vastavad teistele seisunditele, kirjutatakse välja mistahes järjekorras, kuid alles pärast seda, kui need tähistavad seisundid esinesid juba varem välja kirjutatud tabeli veergudes. Tabeli read tähistatakse suvalises järjekorras antud sündmuste hulga sisendalfabeedi tähtedega. Suvalise x_i-nda rea ja q_j-nda veeru ristumiskohale kirjutatakse seisund (põhiindeksite hulk), mis koosneb nende ja ainult nende põhikohtade põhiindekseist, mille x_i-d järgnevad eelpõhikohtadele, mille indeksite seas (nii põhi- kui mitte-põhi) leidub kasvõi üks indeks, mis kuulub seisundile q_j. Kui ei eksisteeri nõutavate omadustega põhikohti, kirjutatakse vastavasse tabeli kohta tühi seisund;

reegel 5. Igaüks seisundeist $i_1 \vee i_2 \vee \ldots \vee i_k$ ($k \geq 1$), millised tähistavad üleminekute tabeli veerge, märgitakse nende ja ainult nende regulaarsete avaldiste $R_1, \ldots, R_p$ hulgaga ($R_{j1}, \ldots, R_{jm}$), mille lõplikud kohad sisaldavad oma indeksite seas (nii põhi- kui mittepõhi) kasvõi ühte indekseist $i_1, \ldots, i_{jk}$. Tühi seisund tähistatakse regulaarsete avaldiste $R_1, \ldots, R_p$ tühja hulgaga ( ). Sisse toodud tähistuste abil koostatakse otsitava lõpliku Moore'i automaadi A märgistatud üleminekute tabeli;

reegel 6. Vajaduse korral on ehitatud Moore'i automaat A interpreteeritav Mealy automaadi B-na. Automaadi A üleminekute tabel võetakse siis automaadi B üleminekute tabeliks, aga automaadi B väljundite tabeli saamiseks üleminekute tabelis seisundite tähiste asendamises vastavate väljundsignaalidega.

Sünteesitud automaadid A ja B esitavad antud sündmused oma seisundite hulkadena (tühja sõna täpsusega) ja oma väljundsignaalide hulkadena. Regulaarse avaldisega R_i antud sündmus esitatakse kõigi nende ja ainult nende sündmuste hulgaga, millised on märgitud hulkadena, mis sisaldavad oma elementidena avaldist R_i. Seesama sündmus (välja arvatud tühi sõna, kui ta sisaldub sündmuses) esitatakse automaatides A ja B kõigi nende ja ainult nende väljundsignaalide hulgana (koosnevad avaldistest $R_1,\dots,R_p$), millised sisaldavad endas avaldist R_i ($i=1,\dots,p$). Seisundite hulk, mis on märgitud tühja hulgaga ( ), või väljundsignaal ( ) esitab sündmust, mis koosneb kõigist sisendalfabeedi sõnadest, mis ei kuulu antud sündmusele.

Tavaliselt teostatakse automaadi sünteesi protsessi lõpus seisundite ja väljundsignaalide ümbertähistus, eesmärgiga lihtsustada tabelite kirjutamist. Seisundeid tähistatakse naturaalarvudega 1,2,..., tähistades algseisundit 1-ga.

Kasutades eespool kirjeldatud algoritmi, sünteesime ühe automaadi. Eesmärk on ehitada lõplik automaat, milles sisendalfabeedi X jaoks, koosneb kahest tähest x ja y, oleksid esitatud kaks sündmust: sündmus R_1 koosneb kõigist alfabeedi X tähtedest, milles kõik x-tähed eelnevad y-tähtedele ja sündmus R_2, mis koosneb kõigist x-ga algavaist sõnadest alfabeedis X.

Rakendades reeglit I kirjutame esitatud

sündmused järgmiste regulaarsete avaldistena.

$$R_I = \{x\}\ \{y\} \qquad\qquad R_2 = \{x \vee y\}\ x$$

Pärast kohtade märkimist omandavad avaldised kuju

$$R'_I = |\{|x|\}|\{|y|\}| \qquad\qquad R'_2 = |\{|\ x|\vee|y|\}|\ x|$$

Kasutades reeglit 2, tekivad järgmised avaldised

$$R''_I = \underset{0}{|}\{|x\underset{I}{|}\}|\{|y\underset{2}{|}\}| \qquad R''_2 = \underset{0}{|}\{|x\underset{3}{|}\vee|y\underset{4}{|}\}|x\underset{5}{|}$$

Reegli 3 rakendamise tulemusena saame

$$R'''_I = \underset{0}{|}\{\underset{\boxed{\begin{smallmatrix}0\\I\end{smallmatrix}}}{|}x\underset{I}{|}\}\underset{\begin{smallmatrix}0\\I\end{smallmatrix}}{|}\{\underset{\boxed{\begin{smallmatrix}0\\I\\2\end{smallmatrix}}}{|}y\underset{2}{|}\}\underset{\begin{smallmatrix}0\\I\\2\end{smallmatrix}}{|} \qquad R'''_2 = \underset{0}{|}\{\underset{\boxed{\begin{smallmatrix}0\\3\\4\end{smallmatrix}}}{|}x\underset{3}{|}\vee\underset{\boxed{\begin{smallmatrix}0\\3\\4\end{smallmatrix}}}{|}y\underset{4}{|}\}\underset{\boxed{\begin{smallmatrix}0\\3\\4\end{smallmatrix}}}{|}x\underset{5}{|}$$

Reegli 4 rakendamine viib üleminekute tabeli I8 ehitamisele.

	0	I∨3∨5	2∨4	3∨5	4
x	I∨3∨5	I∨3∨5	3∨5	3∨5	3∨5
y	2∨4	2∨4	2∨4	4	4

Tabel I8.

Reegli 5 rakendamisel saame märgistatud üleminekute tabeli.

	(R_I)	(R_I, R_2)	(R_I)	(R_2)	( )
	0	I∨3∨5	2∨4	3∨5	4
x	I∨3∨5	I∨3∨5	3∨5	3∨5	3∨5
y	2∨4	2∨4	2∨4	4	4

Tabel I9.

Tähistades väljundsignaals ( ) (R_I) (R_2) ja (R_I,R_2) vastavalt z, u, v, w-ga ja numereerides seisundid, saame märgistatud üleminekute tabeli lihtsamal kujul.

	u	w	u	v	z
	I	2	3	4	5
x	2	2	4	4	4
y	3	3	3	5	5

Tabel 20.

	I	2	3	4	5
x	w	w	v	v	v
y	u	u	u	z	z

Tabel 2I.

Interpreteerides sünteesitud automaati Mealy automaadina, saame 6-nda reegliga vastavuses Mealy automaadi väljundite tabeli.

Ehitatud automaadid esitavad sündmuse R_I seisunditega I,2,3 ja sündmuse R_2 seisunditega 2,4. Sündmus R_I, pärast temas sisalduva tühja sõna kõrvaldamist, on esitatav väljundsignaalidega u,w; sündmus R_2 v ja w-ga. Seisundiga 2, ehk väljundsignaaliga w on esitatud sündmuste R_I ja R_2 ristumine.

Täielikult määratud automaadis mingisuguse hulga sündmuste esitamisel, osutavad automaatselt esitatuiks ka kõikvõimalikud sündmuste ühendused ja ristumised, samuti lähtesündmuste täiendused.

VI. Abstraktsete automaatide minimiseerimine.

Abstraktsete automaatide minimiseerimise põhiülesanne seisneb selles, et leida ükskõik millisele antud lõplikule Mealy või Moore'i automaadile A ekvivalentne Mealy või vastavalt Moore'i automaat, millel oleks võimalikult minimaalne seisundite arv.

Antud juhul on vajalik sisse tuua mõned põhimõisted, mis osutuvad vajalikeks automaatide minimiseerimisel.

Täieliku määratuse tingimus tähendab, et automaadi üleminekute ja väljundite funktsioonid on kõikjal määratud. Automaadi graafil peab iga sisendsignaali x jaoks igast tipust väljuma serv, mis oleks tähistatud selle sisendsignaaliga x.

Täielikult määratud automaatė nimetatakse ekvivalentseiks, kui nad indutseerivad ühe ja sama peegelduse.

Eelmises peatükis käsitletud lõplike automaatide sünteesi algoritm on selliselt välja töötatud, et sünteesitav automaat omaks võimalikult vähe seisundeid. Ei ole aga välistatud juhud, kus vastavalt algoritmile sünteesitud automaadid on veel minimiseeritavad. Minimiseerimisel eraldadakse kolm etappi.

Esimene ehk ettevalmistav etapp.
Selleks on igasugusel minimiseerimisel määramatute väl-

jundsignaalide ja seisundite eraldamine ja vastava määramatuse sisse viimine automaadi üleminekute ja väljundite tabelisse. Määramatuse sisse viimine ei tohi muuta algpeegeldust, mida peab indutseerima automaat.

Teine etapp.

Sellel etapil tuleb välja lülitada saavutamatud seisundid - s.o. üleminek seotud automaadile. Seisundite arvu vähendamise võimalikkus sellel etapil suureneb määramatuse astme suurenemisega.

Kolmas etapp.

Sellel etapil ühendatakse ühte seisundite hulka nn. ühendavad seisundid. Käsitleme seda etappi veidi lähemalt.

Olgu automaat A vabalt valitud abstraktne automaat, q-mingisugune selle automaadi seisund. Öeldakse, et automaadi A sisendalfabeedi sõna p on rakendatav seisundile q, kui selle sõna sisendisse q andmisel me saame automaadi väljundis täielikult määratud sõna r väljundalfabeedis, viimane omab sama pikkust, mis sõna p. Teisiti öeldes, andes järjestikku automaadi sisendisse sõna p tähed, me ei puutu kordagi kokku vastavalt välja antava väljundsignaali määramatusega.

Seisundeid $q_{iI},\dots,q_{in}$, mis kuuluvad samasse või veidi erinevatesse Mealy automaatidesse, nimetatakse ühendatavaiks, kui kõik määratud resultaadid mingisuguse sõna p rakendamisel seisundeile $q_{iI},\dots,q_{in}$ on ühed ja samad. Moore'i automaatide ühendatavuse jaoks nõutakse veel, et kõik ühendatavad seisundid omaksid ühesuguseid tähistusi (omMemku). Ühendatavaid seisundeid nimetatakse ka ekvivalentseteks seisunditeks.

Lõplike automaatide puhul on olemas ka efektiivne konstruktiivne võte ühendatavate seisundite leidmiseks mistahes hulgas sama tüüpi lõplikes automaatides (Moore'i või Mealy). Võte on rajatud seisundite i-ühendatavuse mõiste rakendamisel.

I. Mealy automaatide seisundeid $q_{iI},\dots,q_{in}$ nimetatakse i-ühendatavaiks ($i=I,2,\dots$) kui, täpsusega kuni määramatute resultaatideni, mingisuguse sõna, pikkusega i, rakendamise tulemus seisunditele $q_{iI},\dots,q_{in}$, on üks ja sama, olles sõltuvuses vaid sõnade valikust, mitte seisundite valikust.

Moore'i automaadis nimetatakse seisundeid 0-ühendatavaiks, mitte arvestades määramatuid tähiseid, kui seisundid on sarnaselt tähistatud. Seisundeid nimetatakse i-ühendatavaiks $i=I,2,\dots$ jaoks kui nad on 0-ühendatavad ja kui, täpsusega määramatute resultaatideni, suvalise sõna, pikkusega i, rakendamise tulemus kõigile vaadeldavaile seisundeile on ühesugune.

2. i-ühendatavad seisundid on kõik ka j-ühendatavad iga $j<i$ puhul. Seisundid on siis ja ainult siis ühendatavad, kui nad on i-ühendatavad kõigi $i=I,2,\dots$ puhul.

3 Mingisuguse mistahes üht ja sama liiki automaatide hulga M jaoks (Moore'i või Mealy) ja mistahes $i=1,2,\ldots$ puhul nimetatakse antud hulga M i-klassiks suvalist maksimaalselt omavahel i-ühendatavaid automaatide seisundeid hulgast M. See on selline hulk seisundeid, millele ei või lisada ühtegi uut seisundit, ilma et ei rikutaks i-ühendatavuse tingimust. Maksimaalset hulka omavahel ühendatavaid automaatide seisundeid hulgast M nimetatakse ∞-klassiks.

Mealy automaatide I-klassid ja Moore'i automaatide O-klassid on leitavad vahetult väljundite tabelite kaudu. Mealy automaatide puhul ühte ja samasse I-klassi kuuluvaiks loetakse kõik seisundid, mis tähistavad ühte langevaid veerge väljundite tabelis. Moore'i automaatide O-klassi kuuluvaiks loetakse seisundeid, mis on sarnaselt tähistatud, ja seisundeid, mis ei ole määratud.

Selgitame nüüd i-klasside nn. lõhestamise (расщепление) operatsiooni.

Olgu M üht ja sama liiki automaatide hulk (Moore'i või Mealy automaadid); $x_1, x_2, \ldots, x_n$ - kõigi tähtede hulk nende automaatide sisendalfabeetides, $K_{1(i)}, \ldots, K_{p(i)}$ vaadeldava hulga M kõigi i-klasside kogumid.

Öeldakse, et seisundite $q_{j1}, \ldots q_{jk}$ hulka N, mis tervikuna sisaldub ühes i-klassidest $K_{r(i)}$, saab (выдерживает) korrutada sisendtähega x_m, kui kõik seisundid $q_{j1x_m}, \ldots, q_{jkx_m}$ sisalduvad ühes ja samas i-klassis $K_{t(i)}$, mis sõltub vaid N ja x_m valikust.

4. i-klasside lõhestamise operatsioon seisneb maksimaalses iga i-klassi alamhulkade leidmises, mida saab korrutada kõigi vaadeldava automaatide hulga M sisendalfabeedi tähtedega $x_1, \ldots, x_n$.

i-klasside lõhestamise operatsioon viiakse läbi automaatide hulga M üleminekute tabeli abil.

5. Lõhestamise operatsiooni rakendamise tulemusel automaatide mistahes hulga M i-klassidele, tekivad kõik selle hulga M (i+I) klassid (i=0,I,...,). Nendeks on kõik maksimaalsed hulgad, mis tekivad lõhestamise tulemusel.

Kui nüüd lähtehulk M koosneb lõplikust arvust Moore'i või Mealy tüüpi lõplikest automaatidest, siis i-klasside lõhestamise operatsiooni rakendamine osutub võimalikuks vaid lõplik arv kordi. Seega lähte I-klassid ja 0-klassid on sellisel juhul lõplikud hulgad ja nende piiramatu peenendamine (измельчение) on võimatu: üle lõpliku hulga sammude (i+I)-klassid ühtivad i-klassidega. Uus lõhestamise operatsiooni rakendamine i+I klassidele hakkab kordama selle opertasiooni rakendamist i-klassidele. Lõhestamise operatsiooni rakendamise tulemusel (i+2)-klassid ühtivad i-klassidega. Jätkates seda protsessi, samme iga mistahes $j > I$ korral j-klassid langevad ühte i-klassidega. i-klassid on sel juhul järelikult ∞-klassid.

Eelpoolöeldu järelduseks on minimiseerimise põhiteoreem.

6. Kui rakendada järjestikku i-klasside lõhestamise operatsiooni lõplikule hulgale M Mealy või Moore'i tüüpi lõplikele automaatidele, siirdudes I-klassidelt (Mealy) või 0-klassidelt (Moore'i) üle lõpliku arvu sammude $k \geqslant 0$, k-klasside lõhestamise protsessis annab tulemuseks need samad k-klassid. k-klassid ühtivad lähtehulga M ∞-klassidega.

Teoreemi 6 tähtsus selgub, kui on näidatud millisel viisil, teades ∞-klasse, saab automaate minimiseerida.

Tähistame $K_I, K_2, \ldots, K_n$ tähtedega mingisuguse automaatide hulga M ∞-klasse, $(x_I, x_2, \ldots, x_n)$ on automaatide hulga M kõik sisendalfabeedi tähed. Kuivõrd ∞-klassid on ka j-klassid $(j=0,I,2,\ldots,)$ siis iga sisendtähe x_k puhul kõik seisundid, mis kuuluvad suvalisse ∞-klassi K_m, kutsuvad esile ühe ja sama väljundsignaali (Mealy automaatide juhul) või ühe ja sama väljundsignaaliga tähistatud (Moore'i automaatide juhul) või vastavad väljundsignaalid ei ole määratud.

Ehitame väljundite tabeli (tavalise või nihutatud) mingisuguse automaadi A jaoks, mille seisundiks on ∞-klassid $K_I, K_2, \ldots, K_n$, aga sisendsignaalideks $x_I, \ldots, x_n$. Mealy automaatide korral viime iga paariga $(K_m x_k)$ ühendusse väljundsignaali, mis vastab sellele paarile $(q_m x_k)$ iga q_m jaoks K_m -st, mille jaoks see väljundsignaal on määratud. Kui kõikide paaride $(q_m x_k)$ jaoks neile vastavad väljundsignaalid ei ole määratud, siis loetakse väljundsignaal ka paari $(K_m x_k)$ jaoks määramatuks.

Moore'i automaadi puhul tähistame iga klassi K_m väljundsignaaliga, millega on tähistatud element $q_m \in K_m$. Kui kõik klassi K_m kuuluvad elemendid ei ole tähistatud, siis loetakse klassi K_m tähistus määramatuks.

Automaadi A üleminekute tabelit (funktsiooni) ehitatakse vastavalt järgmisele reeglile: üleminek $K_m \longrightarrow K_m x_k$ loetakse määramatuks, kui kõigi seisundite q_m jaoks, mis moodustavad klassi K_m, üleminekud $q_m \longrightarrow q_m x_k$ on määramatud. Kui kasvõi ühe seisundi $q_m \in K_m$ jaoks üleminek $q_m \longrightarrow q_m x_k$ on määratud, siis üleminek $K_m \longrightarrow K_m x_k$ loetakse ka määratuks, aga seisundina $K_m x_k$ võetakse mistahes ∞-klassidest K_r (neid võib olla mitu), mis sisaldab kõik määratud seisundid kujuga $q_m x_k$ $(q_m \in K_m)$.

Kui eksisteerivad sellised ∞-klassid, millest igaüks sisaldab kõikide automaatide hulga M algseisundeid, siis üks sellistest klassidest võetakse ehitatava automaadi A algseisundiks. Vastasel juhul kas üldse ei fikseerita algseisundit, või kasutatakse algseisundina kõiki

∞ -klasse, mis sisaldavad ühe automaadi algseisundit hulgast M.

Kirjeldatud automaadi A ehitamise võtet vastavalt antud automaatide hulgale M, nimetatakse normalisatsiooniks, aga kõiki sellisel viisil ehitatud automaate - automaatide hulga M normaalvormideks.

Hulga M normaalvorm on Mealy või Moore'i automaat vastavalt sellele, kas kõik hulga M automaadid olid Mealy või Moore'i automaadid. Täielikult määratud automaatide puhul on normaalkuju määratud üheselt, kuivõrd nagu oli märgitud, ∞ -klassid sellisel juhul ei ristu ja järelikult kui üleminekud $K_m \rightarrow K_m x_k$ on normaalkujus, siis ka tema algseisund määratakse üheselt.

Märgime, et määramatust, mis tekib normaalvormi üleminekute tabelis, kasutatakse tavaliselt järgneval lihtsustamisel automaatide struktuurse sünteesi tasemel. Eriti kui üleminek $K_m \rightarrow K_m x_k$ vastavalt normaalvormi määratlusele on selline, et $K_m x_k$-na võib olla ka vabalt valitud ∞ -klass K_r, siis struktuurse sünteesi etapile üleminekul vastavasse üleminekute tabeli kohta võib asetada mingi tähe, mis näitab, et olgugi vastav üleminek ka määratud, kuid ta ei või olla üleminekuks mistahes seisundisse. (Nimetame sellise ülemineku ükskõikseks (безразличный).

Erinevus üleminekute vahel, mis on määratud, kuid mille tulemus on ükskõik ja üleminekute vahel mille tulemus ei ole üldse määratud, on oluline järgnevate lausete õigeks mõistmiseks.

7. Kui mistahes normaalkujus automaatide hulgas M valida algseisundina ∞-klass, mis sisaldab hulga M automaadi A_i algseisundit, siis automaat A on ekvivalentseks jätkuks automaadile A_i.

Mistahes hulga automaatide normaalvorm rahuldab järgmist tingimust.

8. Igas mistahes normaalkujus automaatide hulgas M ei ole ühtegi paari omavahel ühendatavaid seisundeid.

9. Kui mistahes lõplikus, täielikult määratud Mealy automaadis A eraldada saavutamatud seisundid ja sellisel viisil saadud automaadi B jaoks ehitada normaalkuju C, siis automaat C on ekvivalentne automaadiga A ja omab kõige väiksemat seisundite arvu kõigi automaatide seas, mis on ekvivalentsed A-ga.

Tõestus põhineb eelpoolöeldud lauseile. Automaatide ekvivalentsuse all mõistame nende algseisundite ekvivalentsust.

Analoogiline teoreem 9-ga kehtib ka Moore'i automaatide kohta.

IO. Kui mistahes lõplikus, täielikult määratud Moore'i automaadis A eraldada saavutamatud seisundid, ja saadud Moore'i automaadi B jaoks ehitada normaalkuju C, siis automaat C osutub ekvivalentseks Moore'i automaadiks automaadiga A. Tal on viimasega sarnased algseisundite tähised ja väikseim arv seisundeid kõigi Moore'i automaatide seas, mis on ekvivalentsed automaadiga A ja omavad temaga analoogilisi algseisundite tähiseid.

Teoreemid 9 ja IO näitavad, et täielikult määratud automaatide puhul normaalkuju ehitamine viib absoluutsele minimiseerimisele. Nn. minimiseerimise põhialgoritm seisneb saavutamatute seisundite väljalülitamise operatsiooni järjestikusel kasutamisel, samuti normaliseerimise operatsiooni, ja kui vaja väljalülitamise operatsiooni rakendamises saadud normaalvormis (täielikult määratud automaatide puhul sellist vajadust ei teki).

Hulga M minimiseerimisel (koosneb kahest või enamast automaadist) loetakse saavutatavaiks kõik need seisundid (∞ -klassid) mis on ehitatud vastavalt normaalkujule A. Need seisundid võivad olla saadud mingisuguse sisendsõna rakendamise tulemusel mistahes normaalvormi seisundile (∞ -klassile), mis sisaldab kas või üht automaadi algseisundit hulgast M. Vahel nimetatakse kõiki selliseid ∞ -klasse normaalkuju algseisundeiks.

Minimiseerimise näide.

Viia läbi ühine hulga M minimiseerimine, kui hulk koosneb kahest Mealy automaadist A ja B, mis on antud üleminekute tabeliga 22a, 23a ja väljundite tabelitega 22b, 23b.

Lahendus.

Kasutame minimiseerimise põhialgoritmi. Mõlemad antud automaadid on seotud. Järelikult saavutamatuid seisundeid ei esine. Läheme üle antud automaatide normaalkuju ehitamisele. On olemas vaid 3 I-klassi: a=(I,3,5,6,7,8,9), b=(2,3,5,6,7,8,9), c=(2,4,7,8,9). On näha, et automaadid A ja B omavad erinevaid sisendalfabeete (ka väljundalfabeedid on erinevad). Sellepärast teostatakse ühendamine I-klassidesse vastavalt reaktsiooni kokkulangemisele kolmele sisendsignaalile x,y,z (täpsusega kuni määramatute reaktsioonideni). a-klassi satuvad seisundid, mis omavad reaktsiooni (u v -), (u - -), (u - w), (- - w); b-klassi (- u -), (u - -), (u - w), (- - w); c-klassi (- u -), (u - -), (- - w).

	I	2	3	4	5
x	2	-	5	3	-
y	3	4	-	-	-

Tabel 22a.

	I	2	3	4	5
x	u	-	u	v	u
y	v	u	-	-	-

Tabel 22b.

	6	7	8	9
x	7	-	-	-
z	9	8	7	-

Tabel 23a.

	6	7	8	9
x	u	-	-	-
z	w	w	w	w

Tabel 23b.

Selle leidmiseks, millised I-klassid lõhenevad, leiame hulga, millisesse nad tõlgitakse sisendsignaalide x,y,z mõjul: ax = $(2,5,7) \subset$ b; ay = $(3) \subset$ a (või ay=$(3) \subset$ b); az = (7,8,9) kuulub mistahes I-klassile, bx = $(5,7) \subset$ a; (või bx=$(5,7) \subset$ b) ; by = $(4) \subset$ c; bz = (7,8,9) kuulub suvalisse I-klassi, cx = $(3) \subset$ a (või cx = $(3) \subset$ b); cy = $(4) \subset$ c; cz = (7,8) kuulub mistahes klassi.

Antud juhul I-klasside lõhenemist ei toimu, neid võib võtta ∞-klasside eest ja ehitada normaalkuju vastavalt leitud reaktsioonidele ja juurdearvutistele (включениям).

Kuivõrd kolmes kohas antakse meie käsutusse valik kahest võimalusest, siis eksisteerib kokku $2^3 \cdot 3^3$=216 normaalkuju. Neist igaühes võib algseisundina võtta a-klassi, mis sisaldab mõlema antud automaadi algseisundeid.

Üleminekute ja väljundite tabelid ühe normaalvormi jaoks on järgmised:

	a	b	c
x	b	a	a
y	a	c	c
z	a	a	a

Tabel 24a.

	a	b	c
x	u	u	v
y	v	u	u
z	w	w	w

Tabel 24b.

Automaat C, esitatud tabelitega 24a, 24b indutseerib vastavalt teoreemile 7 peegeldust, mis jätkab automaatide A ja B poolt indutseeritud peegeldust.

VII. Halogeenide ja halogeenide ühendite toksilisusest, töötamisest nendega.

D.I.Mendelejevi elementide perioodilisuse süsteemi seitsmenda rühma peaalarühma elemendid fluor, kloor, broom ja jood moodustavad nn. halogeenide rühma. Nende elementide elektronstruktuuris ilmneb sarnasus välise elektronkihi ehituses. Stabiilse kaheksaelektronilise väliskihi saavutamiseks on vaja liita üks valentselektron. Enamikes ühendites ongi halogeenide oksüdatsiooniaste -I, ühendites hapnikuga võib aga oksüdatsiooniastme väärtus olla ka +7 /17/

I. Fluor ja tema ühendid.

I.I. Fluor.

Elementaarset fluori saadakse fluori sisaldavate mineraalide elektrolüüsil. Fluori molekul koosneb kahest aatomist, fluor on peaaegu värvuseta, gaasiline, väga terava lõhnaga aine. Fluori keemistemperatuur on -188°C, sulamistemperatuur -220°C /19/. Fluor on väga mürgine, kahjustab tugevalt limaskesta ja silma sarvkesta. Elemendi kasutamine on eriti viimastel aastatel intensiivistunud ja nimelt orgaanilises keemias tänu fluori suurele aktiivsusele /17/. Inimese 8-tunnisel töötamisel fluoriga saastatud keskkonnas on fluori piirkontsentratsiooniks 0,2 mgF_2/m^3 õhus. Töötajatele on ette nähtud spetsiaalne kummiriietus ja on kohustuslik arstlik läbivaatus kord kuue kuu jooksul /16/. Enne tööle asumist peavad töötajad käima terapeudi ja otolarüngoloogi konsultatsioonil /18/.

I.2. Fluorvesinikgaas.

On tähtsamaid fluori ühendeid. Fluorvesinikgaas on kergesti lenduv, sulamistemperatuuriga - 83°C ja keemistemperatuuriga +19°C, veega igas vahekorras segunev vedelik /17/. Fluorvesinikgaas "suitseb" õhus, moodustades õhus leiduva veeauruga fluorvesinikhappe piisku. Vesinikfluoriidil on tugev nahka ja limaskesta ärritav toime, mis võib põhjustada dermatiide, raskematel juhtudel ka kärbust ja paiseid. Kahjustab tugevasti silma sidekesta ja hingamisteede limaskesta, mille tagajärjeks võib olla kopsupõletik /19/. Fluorvesinikhappe nahale sattudes tuleb esmaabina kasutada kestvaid külma vee vanne /16/. Vesinikfluoriidi kontsentratsiooni ülempiir on 0,5 $mgHF/m^3$ õhus. Individuaalsete kaitsevahenditena kasutatakse gaasimaski margiga B, suurtel kontsentratsioonidel isoleerivaid hapnikrespiraatoreid, spetsiaalset riietust ja kaitseprille.

I.3. Fluorvesinikhappe soolad.

Enamik fluoriide on vees halvasti lahustuvad. Nende mürgine toime on tingitud fluoriidanioonist F^-; organismi sattudes tekitavad seedetraktis suuri kahjustusi, hingamine nõrgeneb /16/.

2. Kloor ja tema ühendid.

2.I. Kloor.

Põhiline elementaarse kloori tootmine toimub keedusoola kontsentreeritud lahuse elektrolüüsil. Ülemaailmne vaba kloori tarbimine ulatub kümne tonnini aastas, millest põhimass kasutatakse kangaste ja paberimassi pleegitamiseks, joogivee puhastamiseks (I,5 grammi Cl_2 I m^3 vee kohta) ja keemiatööstuses /17/.

Vaba kloor on kollakas-roheline, sulamistemperatuuriga -IOI°C ja keemistemperatuuriga -34°C vees lahustuv gaas . Kloori juba tühistes kogustes sissehingamisel tekitab tõsiseid hingamisteede kahjustusi, kopsuturseid, kutsub esile kopsude haigestumise. Suurtes kogustes kloori sissehingamisel tekib hingamistsentrumi pidurdus, kannatanu nägu muutub siniseks, kaob teadvus, pulss aeglustub. Nahale sattudes tekitab kloor dermatiide.

Lubatav kloori kontsentratsiooni ülempiir õhus on I $mgCl_2/m^3$ õhus /16/.

Esmaabiks kannatanuile on täielik rahu, värske õhk. Hingamisteede kahjustuste korral loputada nina, suud 2%- naatriumtiosulfaadi lahusega, või pesta silmi, nina, suud 2%-lise soola lahusega, juua sooja piima soodaga.

Kloori sisaldavas atmosfääris töötajaile on ette nähtud gaasimaskid margiga B ja COX, kummikindad. Töökohal tuleb pidevalt kontrollida aparatuuri hermeetilisust ja kloori kontsentratsiooni õhus /16/.

2.2. Kloorvesinikgaas.

Kloorvesinikgaas on värvusetu, sulamistemperatuuriga -II4°C ja keemistemperatuuriga -85°C, lämmatava lõhnaga gaas. Õhus moodustab vesinikkloriid veeauruga soolhappe piisku, viimane kuulub tugevate hapete hulka /17/. Kloorvesinikgaasi sissehingamisel tekib lämbumistunne, nohu, köha. Krooniliste mürgituste korral tekib hingamisteede katarr, hammaste lagunemine.

Kloorvesinikgaasi kontsentratsiooni ülempiir õhus on 5 $mgHCl/m^3$ õhus /16/.

Kloorvesinikgaasiga kannatanu tuleb viia värskesse õhku, pesta silmi ja nina 2%-lise soodalahusega. Töötajaile on ette nähtud gaasimask B, kaitseprillid, kummikindad, -kummijalatsid, kummipõll. Seadmed tuleb töökohal hermetiseerida, jälgida ventilatsiooni korrasolekut /16/.

3. Broom.

Broom on punakas-pruun vedelik, sulamistemperatuur $-7^{o}C$, keemistemperatuur $+59^{o}C$ /17/. Broom nagu teisedki halogeenid on kahjuliku toimega limaskestale, suurtes kontsentratsioonides broomiaurude sissehingamisel tekib ninaverejooks, rõhumistunne rinnas, peavalu, peapööritus. Ohtliku mõjuga on broomiaurud ka silma sarvkestale. Broomi nahale sattudes tekivad kollased, halvasti paranevad haavad.

Broomiaurude kontsentratsioon ei tohi ületada 4 $^{mgBr}/m^3$ õhus /16/. Töötajaile on ette nähtud gaasimask B, tuleb jälgida tööseadmete hermeetilisust, ventilatsiooni /16/.

4. Jood.

Elementaarne jood on tahke, tumevioletne aine. 5%-list joodi piirituslahust kasutatakse haavade desinifitseerimiseks /17/. Joodi aurud on aga kahjuliku toimega limaskestale, tekitades nn. "joodi nohu", joodi aurud kahjustavad silmi. Aurude sissehingamisel tekivad peavalud, kohin kõrvades, peapööritus, "sädemed" silmades, kahekordne nägemine. Nahale sattudes tekitab jood dermatiide /16/.

Joodiaurude piirkontsentratsioon on I mgJ_2/m^3 õhus /16/. Töökohtades tuleb jälgida seadmete hermeetilisust, ventilatsiooni.

Kokkuvõte.

Õppeprotsessi erinevate külgede modelleerimisel on rakendatav lõplike automaatide teooria. Automaatide teooria on tihedasti seotud algoritmide teooria ja graafiteooriaga, mis on juba leidnud rakendamist õppeprotsessi analüüsil.

Lõplik automaat A koosneb:

I) seisundite hulgast $Q = \{q_I, q_2, \ldots, q_n\}$;
2) sisendsignaalide hulgast $X = \{x_I, \ldots, x_k\}$;
3) väljundsignaalide hulgast $Y = \{y_I, \ldots, y_k\}$;
4) algseisundist q_o;
5) väljundite funktsioonist $\lambda\ (q,x)$;
6) üleminekute funktsioonist $\delta\ (q,x)$;

Automaadid jagatakse esimest ja teist liiki automaatideks. Teist liiki automaatide erijuht, kus väljundite funktsioon λ ei sõltu teisest muutujast x on Moore'i automaat. Sellisel juhul väljundite funktsioon on samastatav automaadi seisunditega. Moore'i automaati on rakendatud õpiprogrammide analüüsil ja liigitamisel /2/. Ta on aga kasutatav ka õppematerjali analüüsil üldse ning õppematerjali esitamise metoodika modelleerimisel, mida käesolevas töös ka tehti.

Kasutades õppematerjali struktuurset analüüsi koostati õppematerjali üksikute palade vaheliste seoste maatriks. Õppematerjali seoste maatriks koostati ka eksperimendi andmete põhjal selgunud seoste baasil. Maatriksite alusel koostati vastavad orienteeritud graafid nii, et summaarne seoste pikkus oleks minimaalne ($\sum u_{ij} = min$).

Kasutades maatriksitest ja graafidest saadud andmeid, koostati vastavad automaadid kolmel erineval tingimusel:

1) vale vastuse puhul suunatakse õpilane kordama seda pala, millest mitteomandatud pala saab kõige enam informatsiooni;
2) õpilane suunatakse kordama pala, mille seos mitteomandatud palaga on kõige pikem;
3) õpilane suunatakse kordama pala, mille seos mitteomandatud palaga on kõige lühem.

Koostatud automaatide vaheline erinevus on suur. Nende põhjal saab välja töötada erinevad õpetamise metoodikad, hinnata neid kvantitatiivselt ja võrrelda nende efektiivsust.

Automaatide teooriat on seni väga vähe rakendatud õppematerjali ja üldse õppeprotsessi analüüsil. Meetod on perspektiivikas ja pakub õpetamise metoodika seisukohalt huvi.

Резюме.

При моделировании разных сторон учебного процесса применима теория конечных автоматов. Теория автоматов тесно связано с теориями алгоритмов и графов, которыми уже пользуют при анализе учебного процесса.

Конечный автомат A состоит из:

1. множества состоянии $Q = \{q_1, \ldots q_n\}$
2. множества входных сигналов $X = \{x_1, x_2, \ldots, x_k\}$
3. множества выходных сигналов $Y = \{y_1, y_2, \ldots, y_k\}$
4. начального состояния q_0
5. функций выходов $\lambda(q, x)$
6. функций переходов $\delta(q, x)$

Автоматы разделяются на автоматы первого рода и второго рода. Отдельный случай автоматов второго рода, где функция выходов $\lambda(q, x)$ не зависит от другой переменной x, является автоматом Мура. В таком случае функция выходов отождествлена состояниями автомата. Автомат Мура применит при анализе и разделении учебнов программов /2/. Но он применим и при анализе учебного материала вообще и при моделировании методики учебного материала, что и осуществлена в настоящей работе.

Применяя структурный анализ учебного материала составлена матрица смежности отдельных порции учебного материала. Матрица смежности учебного материала составлена

также на базе связей которые получены из данных эксперимента. На основании матриц составлены соответствующие ориентированные графы так, чтобы суммарная длина связей была минимальна $\sum u_{ij} = \min.$. Применяя данные, полученные из матриц и графов, составлены соответствующие автоматы при трех разных условии:

во-первых, при неправильном ответе ученик направляется повторить ту порцию, из которой неосвоенная порция исчерпает максимальное количество информации,

во-вторых, ученик направляется повторить порцию связь которой с неосвоенной порцией наиболее длинная;

во-третьих, ученик направляется повторить ту порцию, связь которой с неосвоенной порцией самая короткая.

Разность между составленными автоматами велика. На основании их можно вырабатывать разные методики обучения, оценивать их количественно и сравнить их эффективность.

Теория автоматов до сих пор очень мало применилось при анализе учебного материала и учебного процесса вообще. Метод очень перспективен и представляет большой интерес с точки зрения методики преподования.

Kasutatud kirjandus.

I. Händler,W., Zur Theorie endlicher Automaten. "Computing", № 3, 173-181 (1966).

2. Балл Г.А., Довгялло А.М., Машбиц Е.М., Теоретический анализ обучающих программ. "Новые исследования в педагогических науках", IУ Изд-во "Просвещение", М.,1965.

3. Болтянский В.Г., Моделирование процесса обучения конечными автоматами. "Сов.пед." № 6 (1966).

4. Барашенков В.В., Переход от логической схемы алгоритма к графу абстрактного автомата Миле ."Изв. Ленингр. электротехн. ун-та", вып. 78, 72-79 (1968).

5. Вавилов Е.Н., Лобанов Л.П., В сб. "Теория автоматов. Семинар. Вып. 2". Киев, 3-14 (1967).

6. Вавилов Е.Н., Чинков Д.В., Анализ и синтез автоматов, заданных системной функцией возбуждения и выходов. "Кибернетика" №4, I-8 (1967).

7. Глушков В.М., Синтез цифровых автоматов. Физматгиз, М., 1962 .

8. Лаанпере Х., Тыльдсепп А., О некоторых вопросах изучения структуры знаний студентов. Уч.зап. Тартуского гос. ун-та, вып. 302, IIO-II4 (1972).

9. Моргунов И.Б., Применение графов в разработке учебных планов и планирование учебного процесса. "Сов. пед." № 3, 66-81 (1966).

10. Редько В.Н., Ющенко Е.Л., К вопросу классификации и минимизации логических граф-схем обучения. Семинар. Вопросы программированного обучения и обучающих машин. Киев, 1965.

11. Спивак М.А., "К минимизации автомата Мура. "Кибернетика", №1 5-6 (1967).

12. Теория автоматов. Семинар. Вып. 2. АН УССР. Научн. совет по киберн., Ин-т кибернет. , Киев, 1967.

13. Трахтенброт Б.А., Браздинья М., Конечные автоматы поведение и синтез . Изд-во "Наука", М., 1970.

14. Якубаитис Э.А., Годзетиз А.Ю., Фрецнович Г.Ф., Синтез конечных автоматов методом инерционных подавтоматов. "Автоматика и вычисл. техника", №5, 25-30 (1967).

15. Ritslaid,V., Töökaitse II. Töötervishoid.Tartu, 1971.

16. Вредные вещества в промышленности. Часть II., под общий редакцией Н.В.Лазарева. Изд-во "Химия" 1971.

17. Некрасов Б.В., Учебник общей химии. Изд-во "Химия", М., 1968.

18. Реми Х., Курс неорганической химии. Изд-во "Мир" М., 1972 .

19. О проведение предварительных при поступлении на работу и периодических медицинских осмотров трудящихся. Приказ министра здравоохранения СССР. г.Москва № 400 30 мая 1969 г.