STICHTING
MATHEMATISCH CENTRUM
2e BOERHAAVESTRAAT 49
AMSTERDAM

CURSUS

1955-'56

Constructie van automatische rekenmachines

onder leiding van

B.J. Loopstra en C.S. Scholten

INHOUD

A. Algemene inleiding A1-1

1. Definitie en doelstelling der cursus A1-1
2. Existentiebewijs van automatische rekenmachines A1-1
3. Types, onderdelen A2-3
4. Talstelsels A3-8
5. Interne organisatie van een digitale machine A4-16
6. Fouten, veiligheidsmaatregelen en checks A5-20
   1. Veiligheidsmaatregelen A6-22
   2. Checks A6-23
   3. Speciale testprogramma's A6-25
   4. Programmachecks A6-26

B. Onderdelen B1A-28

1. Geheugens B1A-28
   a. Algemeen B1A-28
   b. Beschrijving der verschillende geheugentypen B1A-34
2. Logische elementen B2A-56
   a. Inleiding B2A-56
   b. Algebra B2b-57
   c. Coderende elementen B2b-74
   d. Technische elementen B2d-88
   e. Houdelementen B2e-103
   f. Registers, schuivende registers, tellers B2f-122
   g. In- en uitvoerapparatuur B3g-135

A. ALGEMENE INLEIDING.

1. Definitie en doelstelling der cursus.

In deze cursus zullen worden behandeld de constructionele en technische aspecten, welke bij het vervaardigen en in bedrijf houden van automatische cijfermachines naar voren komen. Bij de opzet is uitgegaan van de gedachte dat een volledig inzicht in de uitvoeringsvorm en de werking der verschillende onderdelen geenszins insluit dat men ook de principes welke aan hun samenvoeging tot een geheel ten grondslag liggen kan hanteren.
Daarom zal worden getracht beide kanten van de zaak afzonderlijk en in vereniging aan een analyse te onderwerpen.
In het eerste gedeelte van de cursus zal, nadat het bewijs geleverd is dat automatische rekenmachines inderdaad verwezenlijkbaar zijn en een grove indeling in verschillende types is aangegeven, begonnen worden met een bespreking van de fundamentele onderdelen. Daarna zal iets worden gezegd omtrent het te gebruiken talstelsel en zullen enige bijzonderheden van het tweetallig talstelsel nader worden bezien. Tenslotte zal dan behandeld worden de interne organisatie van een electronische cijfermachine en de mogelijkheid van van controles op de werking der apparatuur.
In het tweede gedeelte zullen successievelijk alle te gebruiken onderdelen de revue passeren, zowel wat de logische aspecten als wat de technische zijden betreft, terwijl het derde en laatste gedeelte gewijd zal zijn aan de bespreking van een specifieke digitale machine.

2. Existentiebewijs van automatische rekenmachines.

Uit de ervaring blijkt dat het voor hen die zich nog slechts korte tijd met rekenmachines bezig houden, moeilijk is overtuigd te raken van de principiële mogelijkheid een autonoom apparaat te bouwen dat na het drukken op de startknop alle nodige operaties verricht om tot een juist resultaat te komen. ..... Men neemt het bestaan van bepaalde onderdelen als bv. een opteller, d.w.z. een „kastje" met drie ingangen (cijfer van beide op te tellen getallen en van rechts komende overdracht) en 2 uitgangen (somcijfer en uitgaande

overdracht) gaarne aan, doch het besef dat deze onderdelen, op bepaalde wijze aan elkaar gekoppeld „zelfstandig" vergelijkingen kunnen oplossen blijft dikwijls wat vaag. Er bestaat uiteraard een afdoende remedie, t.w. het bestuderen van de schema's van een reeds bestaande machine en aan het einde van deze cursus zal dan ook een voorbeeld van een digitale machine (zie onderscheid digitaal-analoog onder A3) worden behandeld. Tegen deze oplossing van de moeilijkheid bestaan twee bezwaren. Ten eerste vereist het begrijpen van een digitale machine vrij wat voorkennis, reden waarom dit voorbeeld dan ook aan het einde van de cursus geplaatst is, ten tweede zijn meestal ook de eenvoudigste digitale machines zo ingewikkeld dat het vrijwel niet doenlijk is, alle processen die zich in de machine afspelen op de voet te volgen, iets wat ook niet zo nuttig lijkt, daar zeker het detailwerk bij iedere machine weer verschillend zal zijn.

We zullen daarom nu alvast een volledig schema geven van een, zij het eenvoudige rekenmachine en wel een van het analogon type.

We stellen ons voor dat we de diverse grootheden die bij de berekening optreden zullen aangeven als verdraaiingen , die een aan die grootheid toegevoegde as van een zekere nulstand uit ondergaan heeft.

We zullen eerst twee voor ons doel onmisbare hulpmiddelen bespreken t.w. de opteller en de integrator.

De opteller, d.i. dus in ons geval een kastje met twee ingaande en een uitgaande as, terwijl de verdraaiing van de laatste de som is van die van de eerste twee, is niets anders dan het differentieel van een auto zie fig. 1.

De laatste bestaat uit een schijf waarop een wieltje rust. As van schijf en wieltje snijden elkaar loodrecht terwijl de wrijving zodanig is dat het wieltje over de schijf rolt als deze laatste gedraaid wordt. De afstand van het wieltje tot de as van de schijf kan gevarieerd worden (y). Is de straal van het wieltje gelijk aan 1, de verdraaiing van het wieltje dz , de verdraaiing van de schijf dx, dan is dus $1dz = ydx$, waarmee de werking van de integrator verklaard is. (de verplaatsing kan uiteraard middels een schroefdraad tot een draaiing teruggebracht worden).

We zullen nu bv. de vergelijking $y' + y = x$ oplossen.

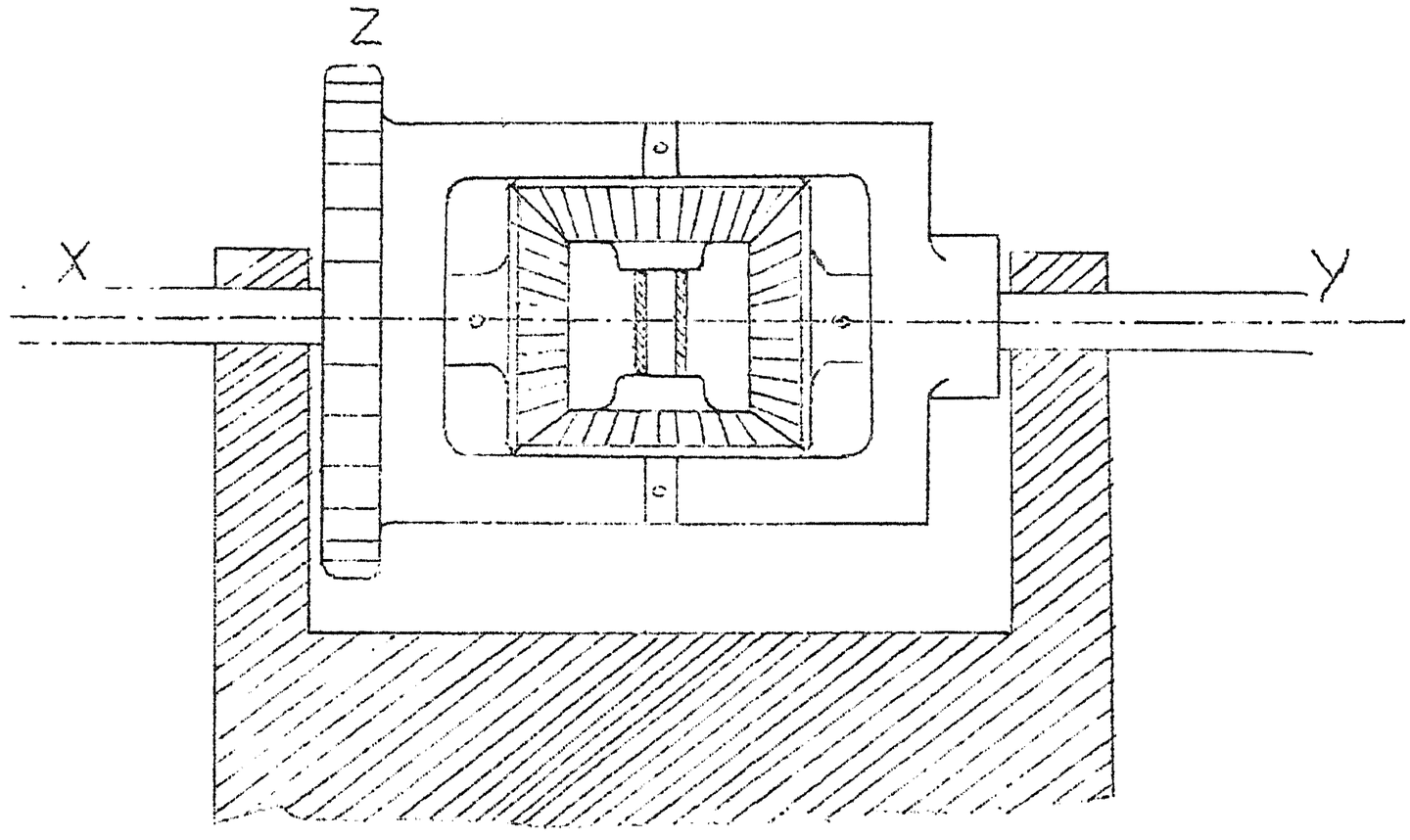


Fig. 1

De volgende optelling voldoet aan de eisen.

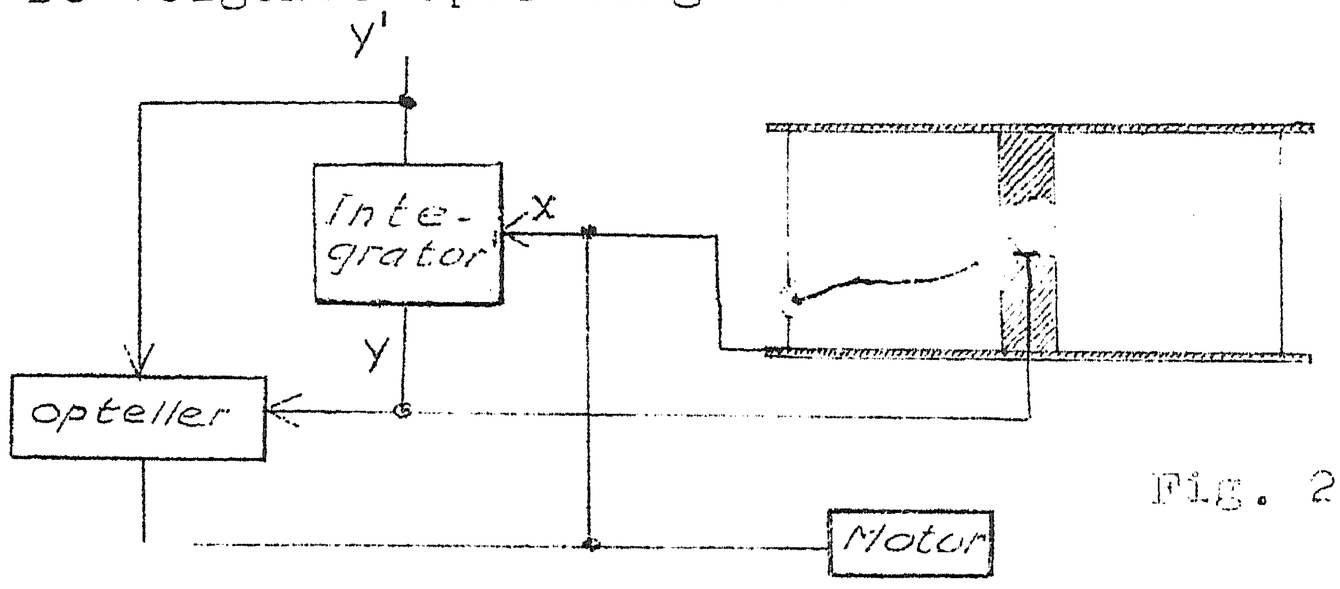


Fig. 2

Een motor aan een der assen, bv. de x-as brengt de zaak in beweging en het is niet moeilijk zich voor te stellen, hoe men de draaiingen van x- en y-as door een schroefdraad in onderling loodrechte verplaatsingen van bv. een potloodstift kan omzetten, aldus een grafische voorstelling van y als functie van x verkrijgend.

3. Types, onderdelen.

Automatische rekenmachines vallen uiteen in 2 essentieel verschillende types. Het eerste type, de zg. analogon-machine, maakt voor het voorstellen van de grootheden van het probleem dat opgelost moet worden gebruik van (andere) physische grootheden (lengten, hoekverdraaiingen, spanningen, stromen e.d.) welker waarde (eventueel vermenigvuldigd met geschikt gekozen schaalfactoren) overeenstemt met die van de eerstgenoemde; deze zijn dus „analoog". Een eenvoudig voorbeeld van een dergelijk apparaat vinden we in de gewone rekenlineaal, waarbij de waarden der logarithmen van de getallen door lengtes worden voorgesteld. Zeer gecompliceerde voorbeelden zijn de moderne electronische differentiaal-analysatoren.
Een paar bezwaren van analogon-apparatuur voor het oplossen van sterk uiteenlopende problemen zijn:

1e. De meeste analogon-machines zijn uitsluitend bruikbaar voor het behandelen van een bepaalde klasse van problemen.

2e. De precisie waarmee de antwoorden bekend worden is afhankelijk van de mate van nauwkeurigheid waarmee de betreffende physische grootheden kunnen worden ingesteld en gemeten. In het algemeen kunnen we zeggen dat een precisie van meer dan 4 decimalen vrijwel onbereikbaar is.

Het tweede type waar deze cursus over gaat, werkt niet met physische grootheden doch uitsluitend met getallen. Dit betekent, dat deze machines elementen bevatten welke verschillende toestanden

kennen door middel waarvan zij een cijfer kunnen representeren .
Zo komen in de gewone tafelrekenmachines tandwielen voor welke tien verschillende standen kunnen hebben en die dus een decimaal cijfer kunnen voorstellen. Dergelijke elementen treden ook in electronische digitale machines op.
Aangezien het aantal van derg. elementen in principe niet aan beperkingen onderhevig is kan de precisie der berekeningen met deze machines tot een willekeurige hoogte worden opgevoerd.
Een der meest fundamentele indelingen der digitale machines heeft betrekking op de wijze waarop daarin de getallen worden behandeld.
Bij het zg. serie-type wordt van elk getal telkens slechts 1 cijfer in behandeling genomen. Dit heeft het grote voordeel dat bijvoorbeeld het optelmechanisme in een dergelijke machine zeer eenvoudig kan zijn omdat het niet meer hoeft te kunnen presteren dan het vinden van de som van 2 cijfers en de eventuele overdracht welke bij de de optelling der vorige cijfers is ontstaan. Aangezien dus de cijfers van een getal achtereenvolgens aan bod komen, is dit systeem echter vrij langzaam en is de snelheid afhankelijk van de lengte der getallen.
In een machine van het parallel-type worden alle cijfers van een getal tegelijkertijd beschouwd met als gevolg dat veel meer apparatuur nodig is om bv. een optelling te verrichten. Deze gaat echter veel sneller. Ruwweg kan men zeggen dat bij dit type de snelheid onafhankelijk is van de woordlengte doch dat nu de hoeveelheid apparatuur evenredig met de lengte der getallen is geworden.
Ten aanzien van de onderscheiding in serie- en parallelmachines vallen verder nog twee opmerkingen te maken.
In de eerste plaats moet men er zich rekenschap van geven dat het zeer wel mogelijk is dat bepaalde gedeelten van een machine van het serie-type en andere van het parallel-type zijn. Zo kan het bijvoorbeeld voorkomen, dat een machine waarvan het rekende gedeelte van de getallen in serie behandelt, geassocieerd is met een geheugen waarvan de werking principieel op parallelbasis geschiedt.
De overgang van parallel naar serie geschiedt in die gevallen door elementen welke men vaak met de namen „dynamiciser" (serievormer) resp. „staticiser" aangeeft.
In de tweede plaats dient gewezen op het feit dat tussenvormen tussen serie en parallelbedrijf veelvuldig voorkomen. Hierbij is

de gang van zaken dus gewoonlijk zo, dat een beperkt aantal digits van een woord parallel behandeld wordt, terwijl de groepjes digits op zich zelf seriesgewijze aan de bewerkingen worden onderworpen. Men spreekt in dit geval gewoonlijk van een serie-parallel machine.
Welke keuze men voor een bepaalde machine uit de verschillende mogelijkheden doet wordt in hoofdzaak bepaald door de eisen welke aan de machine worden gesteld in vergelijking met de economisch verantwoorde hoeveelheid apparatuur. Een parallel machine is zeker sneller, doch veel duurder, bevat meer elementen en heeft daardoor een grotere kans op storingen in het bedrijf.
Dezelfde overwegingen gelden tot op zekere hoogte voor de tweede indeling welke we voor digitale machines kunnen maken en welke, zoals we zullen zien normaliter kan worden beschouwd als een nadere indeling der serie of serie-parallel machines nl. die in tweetallige en tientallige machines.
Aangezien op de kwesties van talstelsel in het volgende hoofdstuk uitvoerig teruggekomen wordt, zullen we deze onderscheiding hier voorlopig niet nader bespreken.
Een derde onderscheiding is die in machines met vaste komma en machines waarbij de plaats van de komma niet vast ligt, zg. „floating" machines.
Bij het eerste type wordt een getal voorgesteld door een aantal digits en denken we ons bij het gebruik de komma altijd op een (beperkt) aantal vaste plaatsen. Meestal betekent dit dat we de getallen waarmee de machine manipuleert kunnen denken hetzij als gehele getallen, hetzij als breuken welke tussen de grenzen -1 en +1 liggen.
Het hoeft geen betoog dat dit een ernstige beperking is van de vrijheden welke de gebruiker der machine zich mag veroorloven. Meestal zal het in dit systeem nodig zijn de op te lossen problemen eerst door het invoeren van schaalfactoren in zodanige vorm te brengen dat we de zekerheid hebben dat aan deze condities inderdaad voor alle beginwaarden, tussen-resultaten en eindresultaten voldaan zal zijn.
Bij het floating-type worden getallen voorgesteld door een aantal digits, welke weer geinterpreteerd kunnen worden als bijv. breuken tussen -1 en +1 alsmede een extra stel cijfers dat de macht van 2

of 10 aangeeft waarmee dit getal vermenigvuldigd gedacht moet worden. Hierbij is dus (wanneer het machtbereik redelijk groot is) de eis tot schaling van het probleem vervallen. Daar staat tegenover dat speciaal de optelling van twee getallen welke op deze wijze worden voorgesteld aanzienlijk gecompliceerder is dan bij de methode met vaste komma. Ook hier zien we dus weer dat het meer aantrekkelijke systeem tevens de meeste apparatuur eist en dus minder betrouwbaar zal zijn, een situatie welke zo algemeen is, dat we dit bijna als axioma der gehele techniek kunnen aanvaarden. Het is misschien wel goed er hier op te wijzen dat het, door gebruik te maken van geschikte programma's, mogelijk is een machine met vaste komma te laten werken alsof het een floating machine was. Dit gaat echter gewoonlijk ten koste van een factor 10 à 100 in snelheid. Dit is een voorbeeld van het gezegde dat men „alles kan programmeren", hetgeen in hoge mate juist is, hoewel het natuurlijk de vraag blijft in hoeverre dit systeem nog een effectief middel is om tot de gewenste resultaten te komen. Dit geldt eveneens voor het doen van berekeningen met meer cijfers per getal, dan de machine normaal verwerken kan en voor het behandelen van complexe getallen. Voor die problemen hoeft men gelukkig geen aparte machines te maken: alles laat zich programmeren.

Een ander gevolg van een en ander is dat men met deze machines niet alleen allerlei problemen op kan lossen maar door keuze van een geschikt programma ook in staat is alle berekeningen door de machine zelf te laten controleren op correctheid waarbij men dan in geval de zaak niet klopt nog de keus heeft tussen stoppen, over laten doen tot het goed is of een beperkt aantal keren laten overdoen en stoppen als het dan nog niet klopt enz.

Dit brengt ons dan tevens tot de laatste onderscheiding welke men in digitale machines kan aantreffen, nl. die tussen wel en niet intern gecontroleerde machines.

Bij intern gecontroleerde machines is dus de controle op de correctheid der operaties ingebouwd, bijvoorbeeld door duplicering van apparatuur en toevoeging van elementen welke voortdurend de gelijkheid der antwoorden van beide secties controleren. Deze controles hoeven dus niet geprogrammeerd te worden, hetgeen de gebruiker van veel narigheid verlost, terwijl ingeval van een storing meestal direct bekend zal zijn waar deze te zoeken is.

Aan de andere kant moet men niet verbaasd zijn wanneer dit alles gaat ten koste van een vermeerdering van apparatuur met een factor $2\frac{1}{2}$ à 3.
We zien dus dat we als extremen kunnen beschouwen enerzijds een binaire (tweetallige) serie-machine met vaste komma zonder interne controle, anderzijds een decimale (tientallige) parallel-machine welke floating werkt en intern gecontroleerd wordt. De ARRA is een voorbeeld van de eerste soort, van de laatste soort is nog geen voorbeeld bekend.
In hoofdstuk 5 zal nog een andere indeling van digitale machines aan de orde komen welke samenhangt met de opbouw van de opdrachtencode.
Tot besluit van dit hoofdstuk zullen we ter oriëntering nog nagaan welke onderdelen aan al deze types in elk geval gemeenschappelijk moeten zijn.
Daar een automatische rekenmachine om der wille van zijn automatisch karakter zowel de getallen, welke bij een probleem te pas komen als de specificaties van de gang van het probleem zelf (de „formules" dus, welke door de „opdrachten reeks" of het „programma" worden weergegeven) op de een of andere manier zal moeten kennen, zullen deze gegevens binnen de machine bewaard moeten worden in wat men met een ietwat anthropomorphe term gewoonlijk een „geheugen" noemt. Dit geheugen kan allerlei vormen hebben, van door de machine automatisch gelezen ponskaarten of telexband toteen ultrasnel magnetisch kern-geheugen toe.
Verder zal voor het verrichten der arithmetische en administratieve bewerkingen welke voor de berekeningen nodig zijn een onderdeel ter beschikking moeten staan dat we het „arithmetisch orgaan" zullen noemen, terwijl voor het handhaven van de juiste gang van zaken binnen de machine zelf een gedeelte gebruikt zal worden dat de „besturing" heet.
Het zal in vele gevallen niet mogelijk zijn voor een bepaald element der machine uit te maken of we met een geheugen-element, een arithmetisch element of een besturings-element te maken hebben, omdat vele onderdelen gedeeltelijk de ene en gedeeltelijk de andere functie kunnen vervullen of ook op verschillende ogenblikken voor verschillende doeleinden kunnen worden gebezigd.

De hier gebruikte terminologie dient echter om de gedachte te bepalen hetgeen van veel nut is voor verdere discussies.

4. Talstelsels.

Aangezien een automatische cijfermachine geacht wordt met getallen te werken, zullen deze getallen in een of ander talstelsel dienen te worden geschreven. We zullen ons dus allereerst dienen af te vragen welk talstelsel daarvoor het meest in aanmerking komt.

Door min of meer toevallige omstandigheden is het talstelsel met de basis tien wel het eerste waarnaar onze gedachten zullen uitgaan. Het heeft waarschijnlijk slechts één, maar dan ook bijna doorslaggevend voordeel, nl. dat het overal ter wereld wordt geaccepteerd en toegepast. Slechts enkele anachronistische instellingen wijzen er nog op dat vroeger ook andere talstelsels in het dagelijks gebruik zijn toegepast (Engels geld).

Naast het tientallig stelsel is er nog slechts één ander talstelsel dat eventueel voor beschouwing in aanmerking komt, nl. het tweetallig stelsel. Dit laatste heeft uit technische overwegingen enkele voordelen boven het tientallig stelsel welke we nu zullen bezien.

We zullen hierbij veronderstellen dat de elementen van onze rekenmachine alle dit gemeen hebben dat ze voor zover ze voor ons van belang zijn slechts twee discrete toestanden hebben welke we kunnen aangeven als de + en de - stand of liever als de 0 en de 1 - stand. Daar een decimaal cijfer tien verschillende waarden kan hebben (0, 1, 2,.....9) is het dus duidelijk dat een dergelijk element niet in staat zal zijn decimale getallen te manipuleren. Wel zal dit mogelijk zijn met behulp van een aantal dergelijke elementen. Immers beschouwen we K elementen die elk de toestanden 0 en 1 kennen dan is het totaal aantal verschillende configuraties dat met deze elementen kan worden bereikt gelijk aan 2^k. In verband met $2^3 = 8$ en $2^4 = 16$ kunnen we concluderen dat voor het behandelen van een decimaal cijfer tenminste 4 dergelijke elementen nodig zijn. Van de dan beschikbare 16 configuraties kunnen we er 10 willekeurig kiezen; de overblijvende 6 zijn dan niet nodig. We houden dus iets over.

Een tweetallig cijfer heeft, net als onze elementen, ook slechts twee mogelijke waarden nl. 0 en 1. Getallen worden opgebouwd gedachtuit machten van 2 juist zoals ze in het tientallig stelsel uit machten van 10 worden opgebouwd.
Enkele voorbeelden:

$25 = 2.10 + 5 = 1.2^4 + 1.2^3 + 0.2^2 + 0.2 + 1 = 11001$

$100 = \underline{1}.10^2 + \underline{0}.10 + \underline{0} = \underline{1}.2^6 + \underline{1}.2^5 + \underline{0}.2^4 + \underline{0}.2^3 + \underline{1}.2^2 + \underline{0}.2 + \underline{0} =$
1100100

$128 = \underline{1}.10^2 + \underline{2}.10 + \underline{8} = \underline{1}.2^7 + \underline{0}.2^6 + \underline{0}.2^5 + \underline{0}.2^4 + \underline{0}.2^3 + \underline{0}.2 + \underline{0} =$
10000000

We zien dus dat we met behulp van 4 elementen tweetallig alle getallen van 0 tot en met 15 kunnen behandelen (algemeen met n elementen alle getallen van 0 t/m 2^n-1), terwijl we in het tientallig stelsel slechts van 0 t/m 9 kwamen. Evenzo komen we met 10 elementen tweetallig tot $2^{10}-1 = 1023$, tientallig hebben we 3 x 4 = 12 elementen nodig om tot de macht 1000 te komen. Het tientallig steisel is dus ongeveer 20% minder „zuinig" wanneer we elk cijfer met 4 „tweetallige" of „binaire" elementen coderen.
Een ander en waarschijnlijk belangrijker verschil tussen beide stelsels in gelegen in het verschil in complexiteit der arithmetische bewerkingen (optellen, aftrekken, vermenigvuldigen en delen) in beide.
De regels voor de tientallige bewerkingen zijn elk ontwikkeld mens voldoende bekend. We kennen regeltjes als 3 + 4 = 7 en 3 x 4 = 12 uit ons hoofd omdat we dat op de lagere school allemaal zeer nadrukkelijk hebben geleerd. Men realiseert zich echter dat men een machine welke tientallige cijfers behandelt waarschijnlijk ook alle tientallige optel- en vermenigvuldigtafels zal moeten meegeven.
De regels voor de tweetallige arithmetiek hebben de charme van de eenvoud. Ze zijn nl. als volgt:

0 + 0 = 0	0 x 0 = 0
0 + 1 = 1	0 x 1 = 0
1 + 0 = 1	1 x 0 = 0
1 + 1 = 0 + overdracht = 10	1 x 1 = 1

Het behoeft dus geen betoog dat de constructie van binaire optel-

en vermenigvuldigschakelingen veel eenvoudiger is dan die van hun decimale equivalenten.
Tot zover dus uitsluitend voordelen van het tweetallig stelsel. Er is echter meer. Indien we gebruik maken van dit stelsel komen we voor de moeilijkheid te staan dat alle getallen en andere informatie welke we aan de machine willen toevoeren in decimale vorm gegeven zijn. Bovendien zullen we eisen dat de machine ook zijn resultaten weer in decimale vorm aflevert aangezien niemand geacht kan worden binaire getallen te kunnen of te willen lezen. Dit is dus het probleem dat men gewoonlijk decimaal-binaire conversie en binair-decimale deconversie noemt. Het uitvoeren van deze bewerkingen is echter niets anders dan een rekensommetje en aangezien per definitie een rekenmachine ter beschikking staat kan de (binair werkende) machine deze operaties dus zelf voor zijn rekening nemen. Daar komt bij dat de moderne rekenmachine zo snel is en de doorgaans mechanische in- en uitvoer apparatuur zo langzaam, dat door deze extra berekeningen in het geheel geen tijdverlies ontstaat.
Ernstiger bezwaar kan men achten dat de getallen binnen de machine binair gedecodeerd staan, waardoor het zoeken van fouten door het narekenen van bepaalde gedeelten van het probleem zeker bemoeilijkt wordt.
Tenslotte dienen we in dit verband nog op de volgende omstandigheid te wijzen. Wanneer we een parallel-machine beschouwen heeft het zin een optelling als 1 elementaire bewerking te tellen. Hebben onze getallen nu n cijfers dan kost een vermenigvuldiging ongeveer n elementaire operaties. Bij een serie-machine met dezelfde capaciteit kost een optelling n elementaire operaties, een vermenigvuldiging ongeveer n^2. Nu is uit de voorbeelden die we hebben gegeven reeds duidelijk geworden dat binaire getallen ongeveer 3 maal zoveel cijfers bevatten als decimale (één van de redenen waarom ze voor dagelijks gebruik totaal ongeschikt zijn). Vergelijken we nu een binaire en een decimale serie-machine dan zien we dus dat bij gelijke capaciteit de eerste ongeveer 3n cijfers zal hebben tegen de tweede n, waaruit dan volgt dat bij de eerste ca. 10 x meer elementaire operaties nodig zijn voor een vermenigvuldiging. De optelling duurt bij de eerste 3 x langer

dan bij de tweede. De verhouding tussen optel- en vermenigvuldigtijd is dus ca een factor 3 slechter. Dit kan soms een belangrijk argument zijn voor het 10-tallig stelsel. Men zou zich natuurlijk af kunnen vragen of hier bij een tweetallige serie-machine dan niet iets op te vinden zou zijn en het antwoord luidt (uiteraard) bevestigend. Men zou bijvoorbeeld een aantal binaire cijfers tegelijk kunnen behandelen waardoor een soort serie-parallel systeem ontstaat. Men gaat dan dus in feite in het 4, 8, 16 of 32 tallig stelsel werken. Doet men dit, dan volgt al spoedig de conclusie dat deze talstelsels, afgezien van het feit dat ze het „zuinigheids"bezwaar van het tientallig stelsel missen, verder boven het tientallige vrijwel geen voordeel bieden (zelfde complexiteit van de rekenregels) en nog steeds het nadeel dat conversie en deconversie nodig blijven met alle daaraan eventueel verbonden bezwaren. Bovendien zijn de circuits voor een „vol" (d.w.z. 2^n-tallig) talstelsel veel lastiger dan voor een „half vol" (bv. 10-tallig). Onze voorlopige conclusie (er zijn nog meer factoren in het spel, zoals bijvoorbeeld de aard van het werk dat de machine te doen krijgt) kan dus zijn dat, wanneer men om technische redenen meent, dat een serie-parallel systeem de voorkeur verdient, het tientallig stelsel alleszins de overweging waard is, terwijl voor een zuivere serie-machine het binaire systeem zeer veel voordelen biedt.

Opmerking: We hebben hier alleen over serie of serie-parallel systemen gesproken omdat een tientallige parallel machine in verband met de complexiteit van elk der dan benodigde arithmetische elementen wel bijzonder prijzig wordt. Hierbij wordt dus een tweetallig systeem redelijkerwijs de enige mogelijkheid.

We zullen nu voorlopig aannemen dat we het tweetallig stelsel hebben gekozen voor de interne operaties van de machine en enkele nog resterende problemen nader bezien. De resultaten zullen met kleine wijzigingen echter voor elk talstelsel geldig zijn.

De eerste vraag is die naar de representatie van negatieve getallen. We spreken af dat het eerste cijfer van een getal (dat dus 0 of 1 kan zijn) het teken van het getal zal voorstellen en wel zo dat 0 overeenkomt met + en 1 met -. Nu kan men dus afspreken dat 0101 en 1101 resp. +5 en -5 zullen voorstellen. Om redenen van arithmethische aard zijn echter twee andere mogelijkheden ver-

kieslijker.
De eerste is dat we afspreken om bij een negatief getal niet alleen een 1 er voor te plaatsen, maar bovendien alle volgende cijfers „om te keren" d.w.z. overal 0 door 1 en 1 door 0 te vervangen. De getallen + 5 en - 5 zien er dan dus resp. uit als 0 101 en 1 010. Om te laten zien wat de betekenis van deze conventie is geven we eerst een voorbeeld nl. de optelling van + 9 en - 12. We beweren dat men deze kan uitvoeren door de beide getallen met inbegrip van de tekens gewoon bij elkaar te tellen en een overdracht welke eventueel uit de beide tekencijfers ontstaat aan de minst significante (lage) kant weer bij te tellen.

01001	=	+ 9		10110	=	- 9
10011	=	-12		11100	=	- 3
11100	=	- 3	1)	10010		
				1		
				10011	=	-12

Dit klopt dus. De vraag rijst waarom. Voor we deze vraag beantwoorden, zullen we eerst enkele inleidende opmerkingen maken. De eerste is dat het grootste positieve getal dat we in deze representatie voor kunnen stellen blijkbaar is een nul als tekencijfer gevolgd door n-1 enen als het totaal aantal digits, tekencijfer inbegrepen gelijk is aan n. Dit getal heeft dus de waarde $2^{n-1}-1$. Evenzo wordt het in absolute waarde grootste negatieve getal voorgesteld door een één gevolgd door n-1 nullen, ofwel $-(2^{n-1}-1)$. De getallen p die door de machine behandeld kunnen worden voldoen dus blijkbaar aan $-(2^{n-1}-1) \leq p \leq 2^{n-1}-1$, d.w.z. voor p staan 2^n-1 waarden ter beschikking. Daar n digits in totaal 2^n configuraties kunnen aannemen moet er dus één getal zijn dat twee representaties heeft. Dit is het getal nul dat volgens onze conventie wordt voorgesteld door louter nullen zowel als door louter énen. Men spreekt in dit verband wel van + 0 resp. - 0.
De tweede opmerking betreft de waarde van een getal dat in onze conventie wordt voorgesteld door de digits d_0, d_1, t/m d_{n-1} (d_0: minst significante digit; d_{n-1}: tekencijfer). We beweren nu dat geldt:

$$d = \sum_{i=0}^{n-1} (d_i - d_{n-1}) 2^i = \sum_{i=0}^{n-2} (d_i - d_{n-1}) 2^i \qquad (1)$$

Als bovengrens van de sommatie mag naar willekeur n-1 of n-2 genomen worden daar de term met i = n-1 altijd wegvalt. Voor $d_{n-1} = 0$ (positieve getallen) komt er

$$d = \sum_{i=0}^{n-2} d_i 2^i$$ hetgeen kennelijk juist is. Voor $d_{n-1} = 1$ (negatieve getallen) komt er:

$$d = \sum_{i=0}^{n-2} (d_i-1)2^i = -\sum_{i=0}^{n-2} (1-d_i)2^i = -\sum_{i=0}^{n-2} d_i'2^i$$

We hebben dus $1-d_i$ voorgesteld door d_i' (zie B2-b).

Nu geldt $d_i' = 0$ als $d_i = 1$

$d_i' = 1$ als $d_i = 0$.

d.w.z. de overgang van d_i op d_i' betekent een inversie.

d is dus gelijk aan het tegengestelde van het positieve getal dat we krijgen door alle digits te inverteren, hetgeen juist een onderdeel van onze conventie vormt. Hiermede is de juistheid van onze representatie bewezen.

De derde opmerking is dat we alle configuraties van de n digits ook als positieve getallen kunnen beschouwen in de representatie

$$D = \sum_{i=0}^{n-1} d_i 2^i. \qquad (2).$$

Nu is $d = \sum_{i=0}^{n-1} (d_i-d_{n-1})2^i = \sum_{i=0}^{n-1} d_i 2^i - d_{n-1} \sum_{i=0}^{n-1} 2^i = D - d_{n-1}(2^n-1)$.

Voor getallen die in representatie (1) positief zijn ($d_{n-1} = 0$) geldt dus d = D, voor negatieve getallen $d = D -(2^n-1)$.

In representatie (2) zijn dit dus de gevallen waarin $D \leqslant 2^{n-1}-1$ resp. $2^{n-1} \leqslant D \leqslant 2^n-1$.

Na deze inleidende beschouwingen stellen we ons nu tot taak na te gaan wat er terecht komt van de optelling van twee getallen d en e.

Het juiste antwoord is uiteraard d + e.

De werking van de machine kan echter zo beschreven worden dat hij de getallen in representatie (2) beschouwt, ze optelt, en in geval het resultaat groter dan of gelijk aan 2^n is (het resultaat is altijd $\leqslant 2^{n+1}-2$ daar beide addenda $\leqslant 2^n-1$ zijn), deze 2^n negeert en in plaats daarvan een eenheid op de minstsignificante plaats er bij optelt. Dit betekent dat de machine dus een getal F aflevert dat gelijk is aan $D + E - \delta(2^n-1)$ ($\delta = 0$ of 1).

Dit getal in representatie (1) beschouwd is dan gelijk aan

$$f = F - f_{n-1}\,(2^n-1) = D + E - (\delta + f_{n-1})(2^n-1) =$$
$$d + e + (d_{n-1} + e_{n-1} - \delta - f_{n-1})(2^n-1).$$

Nu bestaan er tussen δ, f_{n-1}, d_{n-1} en e_{n-1} wel enige betrekkingen die er toe leiden dat de uitdrukking $(d_{n-1} + e_{n-1} - \delta - f_{n-1})$ niet alle waarden van -2 t/m +2 kan aannemen, doch we stellen ons voorlopig tevreden met de constatering dat het door de machine afgeleverde resultaat inderdaad de juiste som van d en e weergeeft, afgezien van een verschil van enige keren 2^n-1. De machine kan echter juist 2^n-1 getallen in totaal voorstellen. Het is dus duidelijk dat er van de reeks getallen $d + e + k\,(2^n-1)$ (k willekeurig geheel) juist een getal door de machine voorgesteld kan worden. Kan d + e zelf dus in principe door de machine voorgesteld worden (d.w.z. valt d + e nog „binnen de capaciteit") dan is dus f = d + e. We vinden dus: Valt de som van twee getallen binnen de capaciteit van de machine dan is het resultaat van de optelling dus inderdaad gelijk aan de som van de twee getallen. Een beter resultaat had men ook moeilijk kunnen verwachten. Juiste optellingen worden altijd verkregen wanneer men getallen van verschillend teken bij elkaar optelt. Bij optellen van getallen met gelijk teken kan de som de capaciteit overschrijden en het is gemakkelijk in te zien dat de machine in zodanig geval bij positieve getallen van de som 2^n-1 aftrekt, bij negatieve getallen 2^n-1 bijtelt. Blijkbaar kan de uitdrukking $(d_{n+1} + e_{n+1} - \delta - f_{n+1})$ dus slechts de waarden -1, 0 en +1 aannemen.

Rest nu nog een enkele opmerking aangaande de dubbele representatie van de nul. Wanneer we twee van nul verschillende tegengestelde getallen optellen heeft het ene getal enen op de plaats waar het andere getal nullen heeft. Het resultaat is dus de -0. Hetzelfde geldt voor optelling van +0 en -0. Ook -0 + (-0) levert -0 als resultaat. Het enige geval waarin we als resultaat van de optelling +0 vinden is het geval waarin we +0 bij +0 optellen. Het hierboven geschetste systeem is dus zeer bruikbaar aangezien het de mogelijkheid biedt getallen zonder aanzien van het teken bij elkaar op te tellen. Het heeft bovendien het voordeel dat de operatie nodig om van een getal het tegengestelde te bepalen (de overgang $p \longrightarrow -p$) technisch gezien erg eenvoudig is: deze kan gebeuren met wat men dikwijls een invertor noemt, d.w.z.

een schakeling welke de polariteit van een signaal omkeert.
Een bezwaar van het systeem is tot op zekere hoogte de dubbele representatie van de nul.
Hieraan kan, ten koste van de inverteerbaarheid, worden tegemoet gekomen bij het tweede systeem waarop we zinspeelden. Daarbij is de representatie van negatieve getallen gelijk aan die in het eerste geval, alleen wordt na de inversie nog 1 opgeteld bij het inversieresultaat. Dus -6 = 1001 + 1 = 1010. Dit geldt ook voor de overgang negatief → positief. Controleer dit.
Bij dit systeem dient bij de optelling de overdracht van de tekencijfers geheel weggelaten te worden. De lezer ga na dat ook hierdoor een bruikbaar systeem wordt verkregen dat slechts één nul kent (+0) (verg. het systeem der 10-complementen i.h. 10-tallig stelsel). Beide methodes zijn vrij algemeen toegepast en de verkieslijkheid van het ene of het andere hangt erg van allerlei omstandigheden af. Bij de machines welke in deze cursus zullen worden besproken wordt het eerste systeem gebruikt.
De overdracht welke uit de tekens kan ontstaan en aan de andere kant weer wordt bijgeteld noemt men vaak de „end-around"-overdracht. De opteller welke we op deze manier verkrijgen en die dus als het ware rond gesloten is noemt men wel een cyclische opteller.
Wanneer een end-around overdracht ontstaat en we tellen deze aan de andere kant weer op, kan uit deze optelling bij het minst significante cijfer weer een overdracht ontstaan enz. De lezer ga na dat deze gang van zaken niet nog eens tot in het tekencijfer kan doorlopen. Het betekent echter niettemin dat dit tot gevolg kan hebben dat een optelling bijna twee maal zolang kan duren als zonder e.a.o. nodig zou zijn. Daarom is het nuttig zich te realiseren dat er in principe geen bezwaar tegen is de e.a.o. na een optelling voorlopig apart te bewaren en pas bij een eventuele volgende optelling weer in rekening te brengen.
Dat dit kan is mede een gevolg van het feit dat wanneer we twee getallen gaan optellen, beginnend aan de minst significante kant, we daar altijd maar twee cijfers hebben te manipuleren: een overdracht kan immers nog niet ontstaan zijn. Daar de optelapparatuur echter wel een overdracht kan accomoderen op dat moment ligt het voor de hand hiervoor de e.a.o. van de vorige optelling te ge-

bruiken. Natuurlijk houdt dit alles wel in, dat wanneer we een getal willen opbergen of schuiven of uittypen of iets dergelijks we het met zijn e.a.o. nog een keer door de optelle zullen moeten sturen om er zeker van te zijn dat we het correcte getal te pakken hebben; aangezien dit echter vaak zonder veel tijdsverlies of apparatuur kan worden verwezenlijkt is dit bezwaar klein vergeleken bij het grote gemak dat ontstaat wanneer alle optellingen even lang en zo kort mogelijk zijn.
Men houde zich dus goed voor ogen dat wanneer men dit doet elk getal binnen de machine twee representaties kan hebben: één met en één zonder e.a.o. (Uitzonderingen?).
Verder kunnen we gemakkelijk inzien dat wat hier omtrent de e.a.o. werd beweerd in feite natuurlijk voor alle overdrachten geldt: indien gewenst kan men alle overdrachten welke bij een optelling ontstaan apart bewaren en deze pas bij de volgende optelling weer meenemen. Dit zou van belang kunnen zijn indien een uiterst snelle optelling gewenst wordt en de tijd nodig voor het zich voortplanten der overdrachten dus niet zou kunnen worden gemist; een en ander gaat uiteraard ten koste van een aanzienlijk aantal geheugenelementen en komt alleen in aanmerking voor parallel-machines.

5. Interne organisatie van een digitale machine.

In dit hoofdstuk zal een bespreking worden gegeven van de wijze waarop het aanhalen en uitvoeren van opdrachten in de machine is georganiseerd. Aangezien dit vrij sterk afhankelijk is van de gedaante der opdrachten zullen we eerst de verschillende gangbare mogelijkheden hiervoor onder ogen zien.

De normale functie van een opdracht is het specificeren van een bewerking op een aantal getallen. Men zou zich een optelopdracht bv. kunnen denken als bevattende een „functiegedeelte" dat aangeeft dat een optelling (van een of ander soort) dient te worden uitgevoerd alsmede een „getalgedeelte" dat de op te tellen getallen bevat. Dit systeem heeft echter verschillende bezwaren, zodat het zelden wordt toegepast. Het meest voor de hand liggende bezwaar is dit, dat een bepaald getal dikwijls bij verschillende bewerkingen in een berekening gebruikt wordt. Dit zou be-

tekenen dat ditzelfde getal in elk van de opdrachten die hiervoor zorgen terug zou keren en dat wanneer dit getal onverhoopt tijdens de berekening eens gewijzigd zou worden al deze opdrachten veranderd zouden moeten worden.
Daarom gebruikt men gewoonlijk een ander systeem waarbij men in plaats van de getallen waarop de bewerking zich heeft te betrekken aangeeft de plaats waar deze getallen in het geheugen te vinden zijn of wel hun „adressen". Men ziet gemakkelijk in dat het nu in het boven geschetste geval alleen maar nodig is het betreffende getal in het geheugen te wijzigen om het verlangde resultaat te bereiken.
De normale arithmetische bewerkingen hebben doorgaans betrekking op 2 getallen zodat men zou verwachten dat een opdracht tenminste 2 adressen zou moeten bevatten. Tot op zekere hoogte is dit dan ook altijd het geval; men kan echter wel afspreken dat één van deze twee getallen zich altijd zal bevinden op een zeer beperkt aantal vaste adressen waarvoor men dan meestal de zogenaamde registers van de machine neemt. Ter specificatie van deze registers zijn dan slechts zeer weinig binaire cijfers nodig (één in het geval van twee registers) en het is gewoonte deze dan in het functiegedeelte op te nemen, zodat de bewerking dus de gedaante krijgt van bv. „optellen in het A-register ". Bevat de opdracht dan bovendien nog één adres dat naar een getal in het geheugen refereert, dan spreekt men van een „één-adres code".
Wanneer de machine een opdracht uitvoert heeft hij behalve de informatie betreffende functie en getal nog iets nodig om de voortgang van het programma te verzekeren, nl. het adres (de plaats in het geheugen) waar de volgende opdracht vandaan moet komen. De normale gang van zaken hierbij is gewoonlijk dat de machine reeksen opdrachten uitvoert welke zich op successievelijke adressen bevinden. Om dit adres bij te houden beschikt de machine dan over een „opdracht-teller" (OT) waarin bij het begin van de uit te voeren opdrachten reeks het begin adres wordt neergezet, terwijl verder bij elke opdracht welke wordt uitgevoerd de inhoud van deze OT met 1 wordt vermeerderd.
Dit gaat dus goed totdat er aan het uitvoeren van opdrachten

in successie een einde komt en door een zg. „sprong-opdracht" wordt aangegeven waar het programma nu verder gaat. Een dergelijke opdracht bevat in zichzelf het nieuwe beginadres dat nu automatisch in OT wordt overgenomen waarna het spel weer kan beginnen.
Deze sprongopdracht is een van de meest fundamentele opdrachten in automatische rekenmachines. Wanneer de machine alle opdrachten welke zich in het geheugen bevinden uitsluitend in volgorde zou kunnen afwerken zou het totale aantal bewerkingen dat zonder tussenkomst van buitenaf zou kunnen worden uitgevoerd, beperkt zijn door het aantal beschikbare geheugenplaatsen. De sprongopdracht maakt het mogelijk bepaalde reeksen opdrachten verscheidene malen te doorlopen waarbij dan telkens een of meer parameters kunnen worden gewijzigd.
We zien dus dat het bij het boven geschetste systeem geen zin heeft bij elke opdracht aan te geven waar zich de volgende opdracht bevindt omdat dit in het algemeen het volgende adres is. Er zijn echter gevallen denkbaar waarbij deze redenering niet opgaat. Dit doet zich bijv. voor wanneer de snelheid van de machine zeer sterk afhankelijk is van het feit of de volgende opdracht op de goede plaats staat; deze situatie vinden we wanneer voor het bewaren der opdrachten gebruik wordt gemaakt van een cyclisch geheugen waarbij de informatie in serie langs een afleespunt loopt en waarbij dus telkens alleen die informatie beschikbaar is welke zich daar „toevallig" bevindt. In derg. gevallen kan vaak een aanzienlijke versnelling worden verkregen door goed uit te zoeken waar de volgende opdracht zou moeten staan om te zorgen dat de machine het net haalt, een techniek welke men dan vaak de naam optimaal programmeren geeft. Doet men dit dan komen de opdrachten dus waarschijnlijk zeer kriskras door elkaar te staan en verdient het aanbeveling aan elke opdracht wel mee te geven waar de volgende te zoeken is.
Ook kan men een systeem gebruiken waarbij men voor de 2 te bewerken getallen wel allebei een volledig adres kan specificeren, terwijl men bovendien zo gewenst ook nog het adres kan meegeven waar het resultaat van de bewerking moet worden opgeborgen. Uit een en ander kan men gemakkelijk nagaan dat er dus vele soorten

2, 3 en 4 adres-codes mogelijk zijn. Over hun respectievelijke verkieslijkheid willen we het hier echter niet hebben.
Wel zij er nog even op gewezen dat er in de meeste systemen behalve opdrachten met 2 of meer adressen ook opdrachten voorkomen welke geen getallen uit of naar het geheugen transporteren en waarbij de adressen dus ontbreken of kleiner in aantal zijn. (voorbeelden zijn „schuif" opdrachten, „communicatie" opdrachten).
Om precies na te gaan hoe de gang van zaken in de machine nu is wanneer een programma wordt uitgevoerd, zullen we ons voor het gemak een één-adrescode gebruikt denken.
We beginnen in de toestand waarin op een of andere manier de uit te voeren 1e opdracht in de machine en wel in het Opdrachtregister (OR) is verschenen, terwijl in OT het adres van de volgende opdracht staat. In verband met de kans dat deze opdracht wel of geen getallen uit het geheugen nodig kan hebben al naar zijn aard is het eerste wat de machine nu doet dus deze opdracht op dergelijke kenmerken onderzoeken. Laten we aannemen dat als resultaat van dit onderzoek blijkt dat inderdaad een getal uit het geheugen gewenst wordt. Het adres van dit getal staat dan dus ook in OR nl. in het adresgedeelte van de opdracht. De volgende phase houdt zich dan bezig met de extractie van dit getal. Het hangt heel erg van de aard en constructie van het geheugen af hoe moeilijk deze phase uit machineoogpunt bekeken zal zijn en hoe lang ze zal duren: in principe bestaat ze altijd uit twee gedeelten: in de eerste plaats het opzoeken van het getal en in de tweede plaats de eigenlijke extractie.
Soms kan reeds gedurende dit laatste gedeelte van deze phase worden overgegaan worden naar de volgende stap nl. die van het uitvoeren derdoor het functiegedeelte van de opdracht gespecificeerde bewerking. Hoelang deze uitvoeringsphase duren zal is natuurlijk ook sterk afhankelijk van de aard der bewerking: een vermenigvuldiging zal meer tijd kosten dan een optelling ed.
Wanneer de uitvoeringsphase beeindigd is moet als volgende stap de volgende opdracht uit het geheugen worden aangehaald. Het adres waar deze zich bevindt stond volgens de gemaakte veronderstellingen reeds in OT zodat verder niets anders behoeft

te worden gedaan dan wachten tot met de extractie van de opdracht kan worden begonnen. Wanneer dan vervolgens de nieuwe opdracht in OR is verschenen wordt nog de inhoud van OT met 1 vermeerderd waarna weer van voren af aan wordt begonnen.

Overzicht:

1 Wacht op opdracht
2 Lees opdracht
3 Hoog OT op
4 Wacht op het getal
5 Lees getal
6 Voer opdracht uit
7 Ga terug naar 1

Op dit schema zijn afhankelijk van de aard der machine wel enkele variaties mogelijk: zo kan men zich denken dat de volgende opdracht reeds zal worden aangehaald terwijl de vorige wordt uitgevoerd e.d. maar als eerste overzicht zullen we het hierbij laten.

We willen er tenslotte alleen nog op wijzen dat in geval van een zg. „sprong"opdracht dus geen getal wordt aangehaald maar tijdens de uitvoerphase bv. het in de opdracht gespecificeerde adres wordt overgenomen in OT. Hierdoor begint de machine dan dus automatisch aan een nieuwe reeks opdrachten. De phasen 4 en 5 komen bij deze (en verschillende andere) opdrachten dus niet voor.

6. Fouten, veiligheidsmaatregelen en checks.

Zelfs machines die met de meeste zorg geconstrueerd zijn en waarbij alle elementaire onderdelen (buizen, gelijkrichters e.d.) op zeer conservatieve wijze bedreven worden, maken, naar uit de ervaring blijkt, betrekkelijk veel fouten. Onder „betrekkelijk veel" dient men dan in dit verband te verstaan bv. 1 fout per twee à drie weken tot 1 per dag. Wanneer de fouten-frequentie nadert tot één of meer per uur beschouwt men meestal de machine als defect en kan men gaan trachten de oorzaak ervan te vinden, hoewel dit laatste bij de genoemde frequentie geen gemakkelijk karwei is en eerst bij veel hoger frequentie snel tot een resultaat kan voeren. De prettig-

ste fouten zijn uiteraard zij die na verloop van enige tijd permanent worden. (een stervende buis bv.). Opsporen en verhelpen neemt dan in de meeste gevallen niet langer dan een kwartier tot een half uur.
Wanneer we aannemen dat de machine ongeveer $\frac{1}{2}$ msec. nodig heeft voor het uitvoeren van een opdracht (hetgeen bij de huidige stand der techniek zeker niet supersnel te noemen is). dan voert de machine per 24 uur dus (afgezien van die tijden, waarin de machine met de hand bediend wordt) 172.800.000 opdrachten uit.
Men kan van mening zijn dat het uitvoeren van 172.799.999 juiste operaties tegenover een foutieve een bijzonder goede prestatie is; en vergeleken met menselijke rekenaars is dat ook zeker juist; doch de situatie is nu eenmaal zo dat de problemen die op deze machines behandeld worden zo gecompliceerd zijn, dat men niet zelden een kwartier tot een uur rekent, voordat enig resultaat uitgetypt wordt. Een optredende fout kan dus het werk van een heel uur nutteloos maken en wanneer de fout van dien aard is dat hij niet duidelijk zichtbaar is kan zelfs het werk van alle volgende uren waardeloos worden. Dit betekent, mede i.v.m. de hoge bedrijfskosten van deze machines, een belangrijke schadepost.
De oorzaak van deze fouten is uiteraard velerlei.
We geven hieronder een opsomming van de meest voorkomende, waaronder enkele die op het eerste gezicht kinderachtig lijken, maar niettemin in de practijk voorkomen.

1. Defecte buis, gelijkrichter, condensator of ander elementair onderdeel. Een germanium gelijkrichter heeft bv. een levensduur van 100.000 uur. Bevat een machine 10.000 gelijkrichters, wat een redelijk aantal is, dan zou men mogen verwachten, dat er elke 10 uur één uitvalt. In de practijk is dit natuurlijk beter daar alle gelijkrichters tegelijk in bedrijf genomen worden. Afgezien van de eerste bedrijfsweken waarin alle gelijkrichters uitvallen, die aan het begin reeds slecht waren, mag men verder verwachten dat het overgrote deel van de rest de eerste 100.000 uur geen moeilijkheden zal opleveren. Na verloop van jaren zal men echter mogen verwachten, dat de spreiding van de

fouten groter zal worden. De situatie wordt dan dus slechter.

2. Buizen, die niet goed in de buisvoet bevestigd zijn.
3. Slechte soldeerverbindingen (een machine met ca. 50.000 soldeerpunten is niet eens een grote).
4. Aantasting van de zilverlaag van contactpennen waardoor hoge overgangsweerstanden ontstaan. Speciaal van belang bij machines die voor het overgrote deel op betrekkelijk kleine eenheden gemonteerd worden, die vervolgens in een rek geplugd worden.
5. Breken van draden in de bekabeling. Men zal graag van zo dun mogelijk draad gebruik maken, teneinde de dikte der kabels binnen redelijke grenzen te houden. Dit verhoogt uiteraard de kans op draadbreuk.
6. Sluitingen van allerlei aard.
7. Verouderen van buizen, waardoor de flanksteilheid van rechthoekige pulsen terugloopt en de pulsen bij voortschrijdende verslechtering niet meer op tijd komen.
8. Storing.
   Treedt vooral op bij die gedeelten van de machine waar signalen op laag niveau voorkomen (uitgang van het geheugen, bandlezer e.d.). We kunnen hiertoe ook rekenen Brom en microfonie van versterkers.
9. Intermitterende oscillatie van versterkers.
10. Fouten, die kenmerkend zijn voor de toegepaste speciale media die van machine tot machine verschillen (magn. trommel, magn. band, kernen, relais, ponsband, mechanische apparatuur e.d.

Na het voorgaande zal het duidelijk zijn dat het noodzakelijk is maatregelen te treffen om deze fouten zo mogelijk op te sporen en in ieder geval het desastreuse effect ervan op de bruikbaarheid van de machine te verminderen.
De maatregelen vallen uiteen in twee groepen:

1. Veiligheidsmaatregelen.

   Men kan bv. trachten het programma zo op te stellen, dat weliswaar het eindresultaat pas na bv. een uur bereikt wordt,

doch dat de machine iedere 10 minuten informatie uittypt, die voldoende is om, bij eventuele ongelukken gedurende de volgende 10 minuten, de situatie na de laatste keer uittypen te herstellen.
Men snijdt het programma als het ware in mootjes, daarbij het risico tot één moot terugbrengende.
Vitale informatie, die in het geheugen is geborgen en waaraan de machine zelf niets behoeft te wijzigen, beschermt men wel eens door het betreffende geheugengedeelte ontoegankelijk te maken voor de schijfcircuits. Men voorkomt hierdoor dat de machine deze geheugeninhoud t.g.v. een gemaakte fout zou gaan verknoeien.

2. Checks.

Bij de beoordeling van de waarde der diverse checks kan men verschillende punten in de beschouwing betrekken; is is de check preventief, of werkt hij post mortem; dient de check om simpelweg de aanwezigheid van een fout te constateren of geeft de check ook aan in welk gedeelte van het programma de fout gemaakt is en/of door welk gedeelte van de apparatuur; is de check ingebouwd (kost apparatuur) of is het een mathematische check, die door de programmeur in het programma verwerkt wordt. (kost geheugenruimte en tijd).
We geven een overzicht van de mogelijke checks en laten het aan de lezer over ze op grond van het bovenstaande te classificeren.

1. Marginal checking: Men varieert alle voedingsspanningen, terwijl de machine een speciaal testprogramma uitvoert, dat alle mogelijkheden zoveel doenlijk de revue laat passeren en controleert of er iets mis gaat. Blijkt het gebied van een bepaalde spanning waarbinnen de machine goed functioneert belangrijk teruggelopen te zijn, dan gaat men na aan welk gedeelte van de apparatuur dit te wijten is, waarna reparatie volgt.
2. Ingebouwde controle-apparatuur.
   Het gebied dat door dit opschrift bestreken wordt varieert van een enkele checkeenheid op een punt in de machine, waarvan men aanneemt dat het het meeste in aanmerking komt om fouten te maken, tot het bouwen van twee identieke machines

waarvan men de toestanden op elk moment vergelijkt. Zijn deze twee toestanden niet dezelfde, dan is ergens een fout gemaakt.

De laatste methode hoewel zeer voor de hand liggend, is zeker niet de zuinigste. Stel dat we ergens in de machine drie logisch bij elkaar horende flip-flops hebben, waarvan alle 8 waarden-combinaties voor kunnen komen. Verdubbeling van de apparatuur levert dan de volgende configuraties voor de 6 flip-flops.

000 000
001 001
010 010
011 011
100 100
101 101
110 110
111 111

Elke horizontale rij verschilt met elke andere in minstens 2 digits. Wanneer de machine op zeker ogenblik het resultaat 000001 vindt kan hij weliswaar concluderen dat er iets mis is gegaan, doch hij heeft geen middelen om uit te maken of de configuratie 000000 of misschien 001001 moet zijn.
Met 6 digits is het echter mogelijk acht getallen op te schrijven, die alle onderling in minstens drie digits verschillen. Wanneer in een van die digits een fout gemaakt wordt, is het nog mogelijk de correcte informatie te reconstrueren.
Een mogelijkheid voor een dergelijke code volgt hieronder.

000000
001111
111100
110011
010101
011010
100110
101001

In gevallen waarin het hierboven geschetste procedé te kostbaar zou worden, volstaat men met minder rigoreuze middelen. Men kan aan een groep bij elkaar behorende digits het somcijfer van die

digits als controlecijfer toevoegen.
Veel wordt dit toegepast in geheugens waar men het somcijfer (of het inverse daarvan) van de digits van een woord ter controle meegeeft. (De som van alle digits, somcijfer inbegrepen hoort dan dus 0(1) te zijn.) Het is uiteraard niet mogelijk bij een eventuele fout de juiste gedaante van het woord te reconstrueren, doch men kan zich afvragen of dit van zo groot belang is; om van deze faciliteit te profiteren zou de machine dan bovendien nog apparatuur moeten bezitten om de nodige correctie aan te brengen en verder. zal men er in vele gevallen de voorkeur aan geven te trachten de oorzaak van de fout op te sporen in stede van door te werken met een machine, die in een bedenkelijke staat van betrouwbaarheid verkeert. Een groter bezwaar van deze methode is echter dat twee (i.h.a. elk even aantal) simultane fouten in een woord door de controle niet opgemerkt worden. Men kan echter gemakkelijk voorzorgen nemen dat twee voor de hand liggende fouten gedetecteerd worden nl. het geval dat het geheugen slechts nullen of slechts enen uitgeeft, zoals het geval kan zijn bij het breken van verbindingsdraden of het uitvallen van voedingsspanningen. Van een woord met slechts nullen is uiteraard de som van alle digits nul; wil men dit als onjuist herkennen dan dient dus in een correct woord de som van alle digits (somcijfer inbegrepen) gelijk te zijn aan 1. Anders gezegd dient men dan het inverse somcijfer ter controle toe te voegen. Als het totale aantal digits (som digit inbegrepen) even is, wordt het geval dat er slechts enen uit het geheugen komen evenmin geaccepteerd.

3. Speciale testprogramma's.

Een volledig programma van deze soort begint met het testen van de eenvoudigste soort operaties die de machine kan uitvoeren. Vindt het programma een fout dan stopt de machine en bij correcte constructie van het programma is in het geheugen voldoende informatie opgeborgen om te kunnen achterhalen welke fout er gemaakt is. Nadat de eenvoudigste operatie, eventueel in enige representatieve versies gecontroleerd en in orde bevonden is (bv. optelling van getallen met veel enen, weinig enen, lange en korte overdrachten, wel en geen end-around overdrachten, speciale regelmatige patronen, positief, negatief, met als

alternatief nog de aftrekking) gaat het programma ingewikkelder operaties testen, waarbij men dan bij voorkeur de correctheid van deze zal testen met behulp van de inmiddels correct bevonden operaties.

4. Programmachecks.

We splitsen de berekening op in afgenonde mootjes aan het einde waarvan we de correcte uitvoering van de afgelopen moot controleren. Soms is er een eenvoudige mathematische controle aanwezig (wortels uitrekenen van een hogere machtsverg. bv.; men substituere de gevonden wortel(s) achteraf ter controle), terwijl men in het ongunstigste geval de berekening twee keer doet, mathematisch gezien op dezelfde wijze, doch liefst de volgorde van bewerkingen alsmede de tekens van de getallen omkerend, dit ter voorkoming van het feit dat de machine, bij een systematische fout twee keer dezelfde onzin zou produceren.
Van de verdere programmachecks noemen we nog slechts de somcheck. Men geeft dan aan het einde van een rij constanten de (negatieve) som van deze constanten ter controle mee (ook veel toegepast bij matrices). Van tijd tot tijd wordt dan in het programma een controle ingelast om te zien of de som van de getallen van de reeks inderdaad nog met de meegegeven som overeenstemt.
Na dit alles moeten we nog een enkel woord zeggen over het vergelijken van machines onderling.
Aannemende dat we twee machines moeten vergelijken, die op een gelijk aantal nuttige operaties evenveel fouten maken, terwijl de ene twee keer zo snel werkt als de andere (hetgeen dus impliceert, dat de snellere machine per tijdseenheid tweemaal zoveel fouten maakt als zijn langzame collega). dan zouden we geneigd zijn aan de snellere machine de voorkeur te geven. We moeten echter niet vergeten, dat de snellere machine gecompliceerder zal zijn, zodat het fouten zoeken waarschijnlijk langer zal duren dan bij de langzame machine. Ook zijn de kosten van de snelle machine i.h.a. groter.
Voor bepaalde apparatuur (buizen, diodes e.d.) mag men aannemen, dat het aantal fouten per stuk per tijdseenheid onafhankelijk is van het aantal operaties per tijdseenheid verricht (voor relais is dit bv. zeker niet het geval). Slaagt men erin

de snelheid van de machine te verdubbelen onder gelijktijdige verdubbeling van de apparatuur die aan de zojuist vermelde veronderstelling voldoet, dan verkeert men blijkbaar in het aan het begin van deze beschouwing geschetste geval. Is dan bovendien de tijd van het repareren van fouten nog verwaarloosbaar t.o.v. de tijd die de machine foutloos werkt, dan kan men zeggen dat men de effectieve snelheid verdubbeld heeft met dubbele kosten. Hiermee kan men doorgaan totdat de reparatietijd van de machine een belangrijke rol gaat spelen. Daarna wordt de verhouding ongunstiger en neemt uiteindelijk de effectieve tijd benodigd voor het uitvoeren van een aantal operaties weer toe.

Twee opmerkingen dienen tenslotte nog gemaakt te worden.

Ten eerste, dat zich veelal het geval zal voordoen dat de fouten, die de machine maakt in hoofdzaak te wijten zijn aan een klein gedeelte daarvan. (gevoelige versterker, moeilijke synchronisatie problemen aan de uitgang van dynamische geheugens e.d.). Kan men de snelheid dan verdubbelen door verdubbeling van de rest van de machine, dan is het aantal fouten per tijdseenheid gelijk gebleven (weer aannemende dat aan onze veronderstelling voldaan is) zodat de machine nu behalve tweemaal zo snel, tevens tweemaal zo betrouwbaar is per aantal operaties.

De tweede opmerking is dat men veelal bv. 10 x snellere machines zal willen bouwen om deze te gebruiken voor, zeggen wij, eveneens 10 x ingewikkelder problemen. Maakt deze machine nu per aantal operaties evenveel fouten als zijn voorganger, dan kan het zijn dat de eerste ondanks zijn grotere snelheid voor de zoveel gecompliceerder problemen totaal ongeschikt is, daar de kans dan groot is dat onder de vele fouten die tijdens het oplossen van het probleem gemaakt worden een catastrofale voorkomt die de gehele berekening waardeloos maakt, iets wat ondanks alle checks en veiligheidsmaatregelen altijd tot de mogelijkheden behoort.

B. ONDERDELEN.

1. Geheugens.

a. Algemeen

Zoals in A4 reeds is uiteengezet dient het geheugen in een rekenmachine tot het onthouden van voor berekening noodzakelijke informatie. Hieronder vallen aanwijzingen voor het uitvoeren van het programma (opdrachten), numerieke gegevens, tussenresultaten e.d. In verband met het laatstgenoemde is het duidelijk, dat de machine althans in een gedeelte van zijn geheugen moet kunnen schrijven. Voor wat de opdrachten en begingegevens aangaat zou men zich kunnen voorstellen, dat deze er met de hand ingebracht worden, bijvoorbeeld door middel van een plugbord. Inderdaad is bij sommige machines een plugbord aanwezig dat dan meestal echter geen numerieke informatie bevat. Voor uitgebreide snelle machines zou het plugbord te groot van omvang worden en bovendien ook bij bescheiden afmetingen te langzaam zijn.
Doch er is nog een methode, waarop informatie aan de machine meegegeven kan worden en wel tijdens de constructie. In feite is nl. de wijze waarop de machine bedraad is niets anders dan informatie. Bijzonder duidelijk treedt de informatieve betekenis naar voren wanneer de machine in staat is in één klap een gedeelte van het geheugen met vaste informatie te vullen. Een dergelijke faciliteit kan men bv. gebruiken voor bepaalde subroutines, vaste programmastukken dus die in velerlei programma's op dezelfde wijze en op verschillende punten voorkomen en die op deze wijze alleen in het geheugen verschijnen op het moment dat men ze werkelijk nodig heeft. Men soldeert a.h.w. de subroutines in de machine.
Uit het voorgaande moge duidelijk zijn dat men dus onderscheid moet maken tussen geheugens waar de machine wel, resp. niet in kan schrijven.
De vraag of er ook geheugens zijn waar de machine niet uit kan lezen lijkt op het eerste gezicht wat vreemd; toch moeten wij volledigheidshalve deze vraag bevestigend beantwoorden, daar dit bv. het geval is met de uitgetijpte resultaten, terwijl het in enige gevallen een kwestie van smaak is hoe men de zaak wil opvatten. (uitponsen van resultaten bv. waartoe de machine alleen weer toegang verkrijgt door menselijke tussenkomst).
Over het algemeen vat men echter dit soort geheugens op als

onderdeel van de zg. output-apparatuur en deze kwesties zullen derhalve in het betreffende hoofdstuk aan de orde worden gesteld.
Behalve de zojuist behandelde onderscheidingen zijn er nog vele andere punten van belang waarop bij de beoordeling van een geheugen gelet moet worden.
Capaciteit. Meestal opgegeven als het aantal bits dat het geheugen bevatten kan of ook wel als zoveel woorden van elk zoveel bits.
Snelheid. Deze kan van schrijven en lezen verschillend zijn en wordt i.h.a. bepaald door de tijd (communicatietijd) die verloopt tussen het moment dat de besturing het bevel geeft communicatie met het geheugen tot stand te brengen en het ogenblik waarop de laatste digit geschreven, resp. gelezen is, waarbij men dan nog een weinig vruchtbare discussie kan houden over de exacte definitie van de termen „geschreven" en „gelezen". Voor enige geheugentypen (bv. de magnetische trommel als semi-geheugen) valt de communicatietijd duidelijk uiteen in een wacht- of accestijd d.i. dat gedeelte, dat loopt tot aan het ogenblik waarop de eerste digit van het woord dat geschreven of gelezen moet worden aan bod komt en een getaltijd d.i. dan dus de tijd gedurende welke de eigenlijke communicatie plaats vindt.
Ten slotte horen in deze beschouwing ook nog enige „specialiteiten" thuis, waarvan de invloed mede afhankelijk is van de constructie van de rest van de machine en het programma. Zo kan het bv. voorkomen dat het geheugen enige tijd geblokkeerd is nadat een schrijfhandeling is uitgevoerd (op hol geslagen versterkers e.d.) De machine zal echter waarschijnlijk direct na het schrijven weer een nieuwe opdracht uit het geheugen willen halen en zou dan dus door deze blokkering vertraagd worden; men kan dit vermijden door de opdrachten te betrekken uit een ander gedeelte van het geheugen waarmen een aparte versterker achter hangt. Is de volgende opdracht een leesopdracht die zijn getal moet halen via dezelfde versterker die we zojuist door het schrijven overstuurd hebben dan is de blokkering dus werkzaam. Het hangt hier dus van het programma af of we van dit potentieel tijdsverlies last hebben.
Ook kan het geval zich voordoen dat het geheugen in blokken is verdeeld en dat de overschakeling tussen blokken onderling extra veel tijd kost. Ook hier kunnen machineconstructie (werken met twee selectiesystemen) en programma (vermijden van

deze omschakelingen er het hunne toe bijdragen het effect van deze extra vertraging te minimaliseren.

Serie-parallel. Onder A3 is reeds het een en ander over deze onderscheiding gezegd; zij is eveneens van toepassing op geheugens; beter gezegd slaat deze onderscheiding dan eigenlijk op het selectietijdsysteem; immers vele geheugens kunnen naar keuze uitgerust worden met een selectiesysteem voor serie- of parallelwerk. We kunnen trouwens in het algemeen wel zeggen dat een bespreking van een bepaald geheugentype pas zinvol wordt wanneer we iets over het selectiesysteem weten.

Wijze van selectie. In verband met de voorafgaande opmerking zullen we ook hier iets over zeggen. We zullen hierbij invoeren het begrip dimensie. Om de betekenis van dit begrip nader toe te lichten stellen we ons eens voor dat we in het totaal 64 geheugenelementen hebben. (of dit nu afzonderlijke bits zijn of hele woorden doet niet ter zake). Daar $2^6 = 64$ kunnen deze geheugenplaatsen aangewezen worden door 6 binaire cijfers (bv. de adres flipflops in O.R. of in O.T.). We nemen nu aan dat onze geheugenelementen allen m binaire ingangslijnen hebben en dat zij hun informatie afgeven aan een gemeenschappelijke uitgangslijn wanneer deze m ingangslijnen allen een één representeren. Men spreekt dan van een m-dimensionale selectie. We beschouwen een geheugenelement in het geval van drie-dimensionale selectie. Het geval waarin alle drie de ingangslijnen een één representeren, moet dus juist $\frac{1}{64}$ van het totaal aantal configuraties der 6 flipflops voorstellen. Daar $\frac{1}{4^3} = \frac{1}{64}$ kan dit bereikt worden door er voor te zorgen dat elk der 64 ingangslijnen in $\frac{1}{4}$ van de gevallen een één voorstelt (deze voorwaarde is niet voldoende). Men doet dit meestal op de volgende wijze. Om de gedachte te bepalen, noemen we de 6 flipflops maar OR1 t/m OR6. Men construeert nu 3 signalen die een één voorstellen als OR1 = OR2 = 0, resp. OR3 = OR4 = 0, resp. OR5 = OR6 = 0.

Deze drie signalen, binnengevoerd op ons geheugenelement bewerkstelligen dat dit geheugenelement zijn informatie afgeeft als OR1 = OR2 = OR3 = OR4 = OR5 = OR6 = 0, dus juist in één van de 64 gevallen.

Men ziet gemakkelijk in dat men om alle elementen van het geheugen te bereiken, 12 van dergelijke signalen nodig heeft, t.w.: 4 stuks die een één voorstellen wanneer OR2.OR1 als binair getal beschouwd de waarde 0 resp. 1, resp.2, resp.3 heeft en

dito voor OR4.OR3 en OR6.OR5. Selectie van een geheugenelement geschiedt met behulp van één signaal uit elk der 3 groepen van 4. Gaan we uit van n digits (2^n geheugenelementen) en hebben we één k-dimensionale selectie dan kunnen we, als K deelbaar is op n de n digits splitsen in k gelijke groepen van n/k digits. We krijgen dan k groepen van $2^{n/k}$ signalen in totaal dus $k.2^{n/k}$ signalen. Dit getal is tevens een vrij goede indicatie voor de benodigde hoeveelheid materiaal (vergelijk het voorbeeld waarin $n = 6$, $k = 3$, dus 3 groepen van $2^{6/3} = 4$ signalen).

Een volgende onderscheiding naar aanleiding van de wijze van selectie berust op het feit of de tijd (als men wil ook een dimensie) een essentiele rol speelt. Men kan hier dan weer onderscheiden tussen cyclische geheugens (trommels, delay-lines e.d.) waarbij de informatie periodiek beschikbaar komt voor de selectieapparatuur. en gestrekte geheugens, (ponsband, magnetische band) waarbij het geheugen duidelijk een begin en een einde heeft en waar het geheugenmedium beweegt t.o.v. het in enkelvoud aanwezige selectiemechanisme. Bij cyclische geheugens is het dan bovendien meestal zo dat de informatie periodiek beschikbaar komt ook wanneer de machine er geen gebruik van maakt, terwijl bij gestrekete geheugens de beweging pas begint wanneer de besturing communicatie met het geheugen beveelt. In het eerste geval hangt de wachttijd dus af van het moment waarop het beval tot communicatie gegeven wordt; in het tweede geval van de onderlinge positie van het laatstelijk geselecteerde en het nu te selecteren element van het geheugen. Bij deze onderscheidingen dient men wel te beseffen, dat zij afhankelijk zijn van de vraag welk gedeelte van de machine men nog tot de selectieapparatuur wil rekenen. In het bijzonder geldt dit voor de onderscheiding naar het aantal dimensies. Het adres van een getal zal b.v. door 10 digits gegeven zijn en verschijnt aanvankelijk in die vorm in het opdrachtregister. Wil men alle apparatuur, die daarachter hangt als het selectiesysteem beschouwen, dan moet men spreken van een 10-dimensionale selectie.

Bestendigheid der informatie.

Bedoeld wordt de onderscheiding tussen consumptieve en wattloze geheugens. In vele geheugentypen (flipflops, electrische, acoustische en magnetostrictieve delaylines, Williamsbuizen) is van het bewaren van informatieve energietoevoer noodzakelijk; de energie kan verbruikt worden om de informatie ter plaatse te bewaren (statische geheugens: flipflops) of om de informatie periodiek te verversen

(dynamische, regeneratieve systemen: delaylines).
Het is duidelijk dat deze geheugentypen lijden aan het inconvenient dat alle informatie prompt verdwenen is zodra de machine afgezet wordt of er een storing optreedt die het regeneratiecircuit beinvloedt (netstoring).
Bij de wattloze geheugens wordt voor het bewaren van de informatie geen energie verbruikt (hetgeen uiteraard niet wil zeggen dat het geheugen als zodanig geen energie opneemt: motor van de trommel bv. Ook voor het inbrengen van informatie is wel degelijk energie nodig). Voorbeelden van wattloze geheugens zijn: magnetische trommel, magnetische ringkernen met rechthoekige hystereselus, plugborden, schakelaars e.d.). Men moet zich overigens van het voordeel van deze geheugentypen niet al te overdreven voorstellingen maken, althans voor zover het die typen betreft waar de machine zelf in kan schrijven, want bij sluitingen, netstoringen e.d. bestaat de kans dat de machine abusievelijk ongewenste schrijfhandelingen gaat uitvoeren, zodat dan ook bij de wattloze geheugens (gedeeltelijke) vernietiging van informatie plaats vindt. Dezelfde mogelijkheid doet zich voor bij het aan- en afschakelen van de machine, doch hier kan men nazien wat er gebeurt wanneer men de hoogspanningen in een bepaalde volgorde aansluit en desgewenst voorzorgsmaatregelen treffen.

Statisch-dynamisch.

Deze termen zijn in de vorige paragraaf al even genoemd om te onderscheiden tussen twee typen consumptieve geheugens. De onderscheiding beperkt zich echter niet tot deze groep.

Men spreekt van een dynamisch systeem wanneer aan de uitgang daarvan de informatie steeds wisselt krachtens de aard van het geheugensysteem; in het andere geval spreekt men van een statisch systeem. Let bv. op het verschil tussen de magnetostrictieve delayline die een dynamisch systeem vormt, daar de informatie permanent rond moet lopen, wil het geheugen zijn functie naar behoren vervullen, en de statische magnetische delayline die stil kan staan. Weliswaar is dan aan de uitgang in het geheel geen informatie aanwezig doch dat is op deze benaming niet van invloed. Als grensgeval kan men de magnetische trommel beschouwen. Men kan inderdaad de trommel stil laten staan zonder dat de informatie verloren gaat, doch om er gebruik van te maken is het niet voldoende de trommel in de juiste stand te zetten. De informatie moet met voldoende snelheid voorbij de leesapparatuur draaien. De enige practische oplossing, tot nu toe gebruikt, is de trommel permanent te laten draaien.

Men vat dit geheugen meestal op als dynamisch.

Destructief uitlezen.

Deze term geeft aan dat wanneer men de informatie op een gegeven ogenblik uit het geheugen extraheert de betreffende geheugenplaats leeg achterblijft, zodat de informatie niet een tweede keer voor extractie beschikbaar staat.
In de meeste gevallen is dit een zeer ongewenste situatie, maar bij magnetische ringkernen waar deze destructieve methode gebruikt wordt kleven aan alle tot dusverre voorgestelde niet destructieve methodes nog zo grote bezwaren dat men ze tot heden toe nog niet heeft toegepast. Bij destructieve leesmethodes dient men uiteraard maatregelen te treffen dat de zojuist gelezen en daardoor uit het geheugen verwijderde informatie weer in het geheugen teruggeschreven wordt, wanneer men op behoud van deze informatie prijs stelt. Bij bespreking van de magnetische ringkernen zal op een en ander nog nader worden ingegaan.

Mogelijkheid tot uitbreiding.

Dikwijls zal uitbreiding van het geheugen van een reeds bestaande machine niet zonder meer kunnen geschieden o.a. omdat veelal in een woord geen digits meer over zijn die aan het adresgedeelte van de opdrachten toegevoegd zouden kunnen worden teneinde het nieuwe stuk geheugen ook toegankelijk te maken voor de opdrachten. Uitbreiding van het aantal digits in een woord vereist echter meestal een vrij ingrijpende wijziging in de machine.

Door een kunstgreep kan men echter hieraan ontkomen, zij het ten koste van enige flexibiliteit. Men kan bv. twee opdrachten inbouwen (meestal in de communicatiegroep nog wel te vinden) die de selectie van het geheugen van het oude gedeelte op het nieuwe omzet of omgekeerd. Binnen elk gedeelte opereert de machine dan juist als voor de uitbreiding.
Sommige geheugentypen lenen zich echter in het geheel niet tot uitbreiding. Magnetische trommels laten zich bv. slecht uitbreiden en wanneer men zijn toevlucht neemt tot het installeren van twee trommels wordt men geconfronteerd met het weliswaar oplosbare maar niettemin vervelende probleem der synchronisatie. Een magnetisch kerngeheugen leent zich daarentegen uitstekend voor uitbreiding.

Betrouwbaarheid.

Hierover zal bij de bespreking der diverse geheugensoorten nog iets worden gezegd.

Kosten.

Men moet hiervoor uiteraard tevens de selectieapparatuur in de

berekening betrekken. Gebruikelijk is de kosten per bit informatie te vermelden.

b. Beschrijving der verschillende geheugentypen.

Schakelaars en plugborden.

Hierover valt betrekkelijk weinig te zeggen. Beiden hebben het voordeel statische output te geven en voor de operateur toegankelijk te zijn ook wanneer de machine werkt. Men maakt van deze faciliteit wel op de volgende wijze gebruik. Op het handbedieningspaneel van de machine bevindt zich meestal een serie schakelaars (getalschakelaars) waarin men een bepaald getal, binair of decimaal kan inzetten, welk getal men vervolgens door enkele manipulaties in een van de registers van de machine kan inbrengen. Dikwijls beschikt de machine ook over een opdracht die dit getal uit de getalschakelaars kan inlezen. We veronderstellen dat dit inderdaad het geval is. Heeft men nu een programma waarbij men de ingang van de berekening wil kunnen beinvloeden op grond van een criterium dat van persoonlijke smaak en omstandigheden afhankelijk is, dan kan men hiervan voor de getalschakelaars gebruik maken. Een zodanig geval doet zich voor bij een iteratief proces, waarvan ons slechts het eindantwoord interesseert. Veiligheidshalve laten we ook tussenresultaten uittypen. Bij het begin van het programma laten we de machine bv. 10 iteratiestappen doen, typen vervolgens het resultaat uit en beginnen dan aan de volgende 10 stappen enz. Tegen de tijd dat de convergentie van het proces ergens op begint te lijken, willen we graag een keer twee consecutieve stappen uitgetypt zien om te constateren in hoeverre de grootheid (grootheden) per stap nog veranderen. Men kan nu het aantal iteratiestappen dat men wenst te doen tussen het uittypen in de getalschakelaars neerzetten en de machine bv. na elke keer typen dit getal laten lezen en verwerken. Men bekijkt af en toe de resultaten en tegen de tijd dat het proces gaat convergeren kan men het getal in de getalschakelaars wijzigen zonder dat de machine behoeft te stoppen.
Grote nadelen van schakelaars en plugborden als algemeen geheugen zijn uiteraard de lange schrijftijd en de grote omvang.

Magnetische trommels.

Als geheugenelement wordt hier gebruik gemaakt van de permanent magnetische eigenschappen van nikkel en ijzer. Een permanent draaiende trommel op het ronde oppervlak waarvan een magnetische laag is aangebracht vormt het voornaamste gedeelte van dit geheugentype. Een magnetische laag bestaat uit gal-

vanisch opgebracht nikkel of wel uit een opgespoten mengsel van ijzeroxyde met een of ander bindmiddel. In het laatste geval

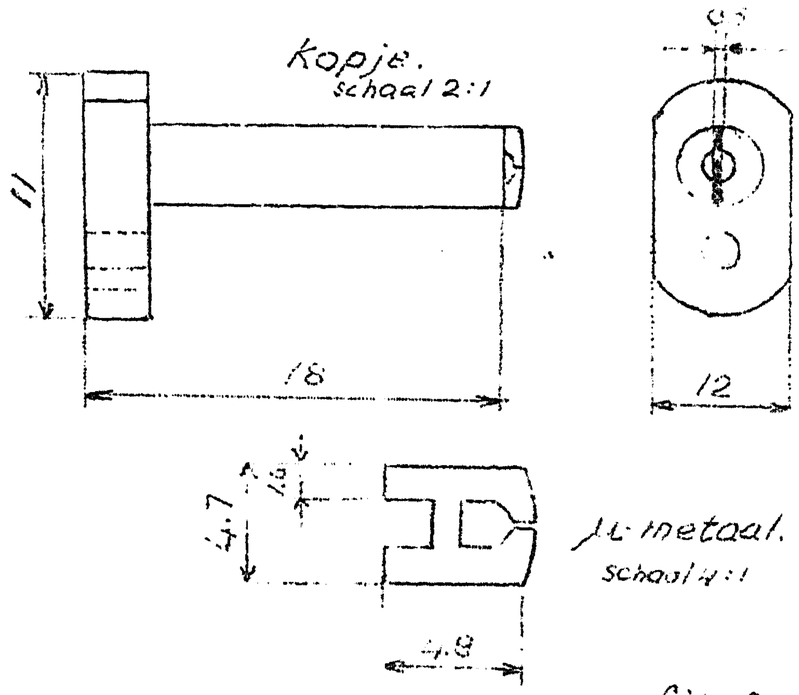


fig.3

wordt nog dikwijls eerst een grondlaag niet magnetisch materiaal opgespoten om een goede hechting aan het oppervlak te verzekeren. De laagdikte is meestal van de orde van 0,01 mm. De draaisnelheid van deze trommels varieert van 3000 °/min van grote trommels tot 20.000 °/min van de kleintjes. Experimenten met hoger toerentallen (tot 90.000 °/min) zijn al genomen maar hebben tot nog toe geen bruikbare resultaten opgeleverd. Als schrijf- en leesapparatuur fungeert een magnetisch opnamekopje, dikwijls gemaakt uit een lamel μ-metaal , ook wel uit ferroxcube (een of twee stukken naar de fabricagemethode) met een luchtspleet van ca. 0.01 mm. Fig. 3 geeft een indruk van de afmetingen van een dergelijk opnamekopje, dat met 5 windingen een zelfinductie heeft van ca. 2.5 μ H (μ-metaal). Elke kop bestrijkt één track, kanaal of spoor van de trommel. Wat de schrijfdichtheden betreft die met dit soort kopjes bereikt kunnen worden geldt dat 1 puls per mm als conservatief beschouwd kan worden, terwijl een schrijfdichtheid van 10 per mm nog wel mogelijk wordt geacht. De breedte van de tracks behoeft over het algemeen niet meer te bedragen dan 1 mm terwijl we bv. eveneens 1 mm tussen naburige tracks kunnen openlaten. Willen wij bij conservatieve schrijfdichtheid dan 32 tracks bergen van elk 32 woorden à 32 bits, dan hebben we dus nodig een trommel met een omtrek van 1024 x 1 mm of ca. 1 meter en een breedte van 6½ cm.

Een moeilijkheid is altijd het instellen van de koppen op de juiste afstand. Bij sommige typen draait men de kop zover naar de trommel toe dat het oppervlak geraakt wordt en de kop in de magnetische laag een groef inslijpt.

Kleinere afstand tot de trommel kan uiteraard niet bereikt worden en het is duidelijk dat deze afstand erg gevoelig is voor verschillen in uitzetting tussen het lichaam van de trommel en het frame waarop de koppen gemonteerd zijn. Aangezien deze verschillen hun oorsprong kunnen vinden in materiaalverschillen en temperatuurverschillen, is het wenselijk trommel en frame van hetzelfde materiaal te maken en enige temperatuurregulatie toe te passen. Hoe kleiner men de afstand van de kop tot de trommel kan maken, des te kleiner kan men ook de luchtspleet

van de kop zelf maken, hetgeen de schrijfdichtheid verhoogt. Is de afstand tot de trommel groot, de luchtspleet klein, dan gaan immers verreweg de meeste krachtlijnen via de luchtspleet van de ene poolschoen naar de andere. (zie fig. 4). Voor het kopje uit fig. 3 (5 windingen) bedraagt de vereiste schrijfstroom 1,5 - 2 A indien de koppen op de besproken wijze worden ingesteld. De meest gebruikte schrijfwijze op een dergelijke trommel is dat men uitgaat van een volkomen gedemagnetiseerde coating, een toestand die direct na het opbrengen van de magnetische laag aanwezig is en eventueel later weer bereikt kan worden door

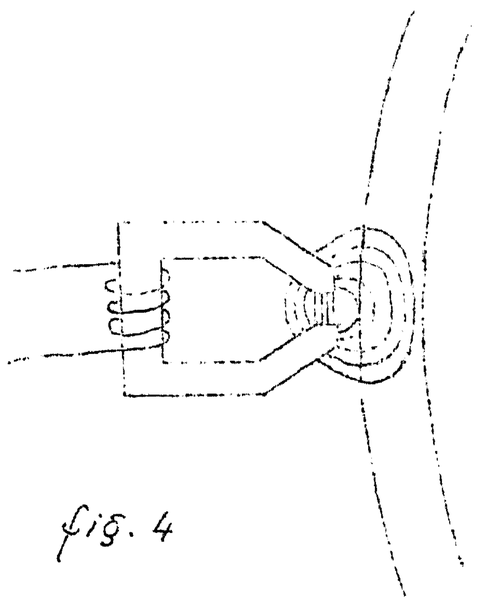
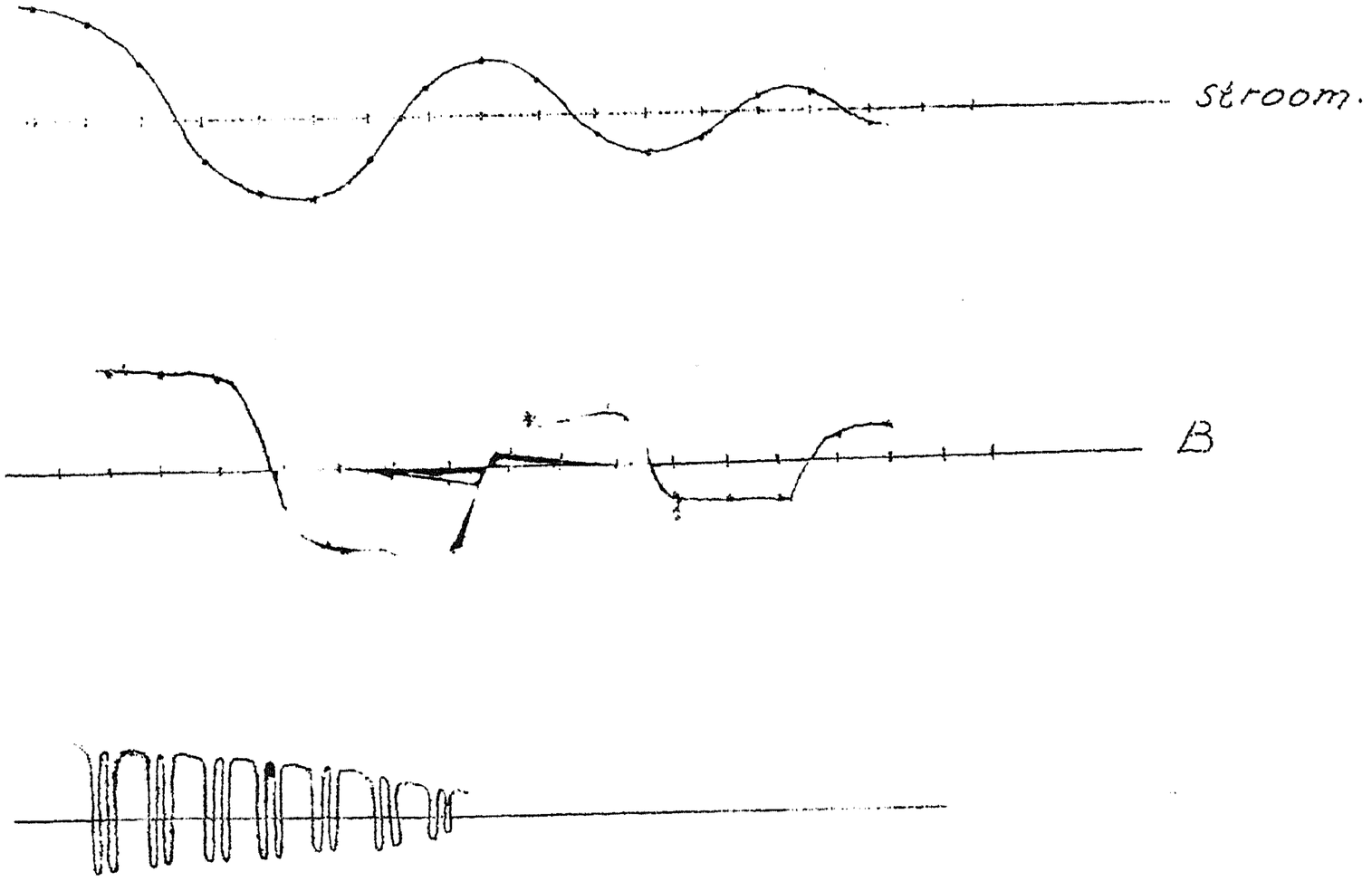


fig. 4

a. Een wisselstroom door de kop te sturen waarvan de frequentie een weinig verschilt van die van de trommel en waarvan men de amplitude langzaam laat afnemen.
b. Een, eveneens in amplitude afnemende, hoogfrequente wisselstroom.

In fig. 5 is geschetst wat er in beide gevallen met de magnetische toestand van een punt op het oppervlak gebeurt gedurende achtereenvolgende omwentelingen.

fig. 5



Het principe is nu dat daar waar een één genoteerd moet worden een stroompuls van bepaalde polariteit door de kop gestuurd wordt; waar een nul genoteerd wordt stuurt men dan een puls van tegengestelde polariteit door de kop. Men kan dan nog twee wijzen van schrijven onderscheiden nl. met lange tijdsconstante en met korte tijdsconstante. Stroombeeld en magnetisatiebeeld van een opvolgend aantal énen en nullen zien er dan als volgt uit (fig. 6).

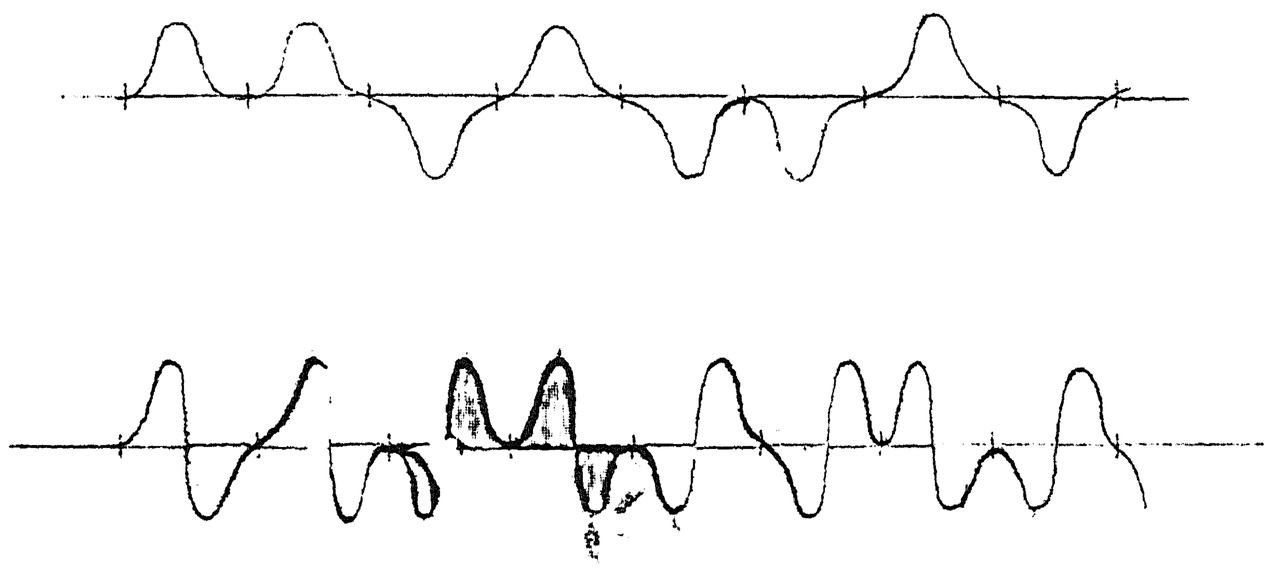


fig. 6

Wanneer men de kop bedrijft via een transformator, hetgeen dikwijls aangewezen zal zijn vanwege de lage zelfinductie van de kop en de daarmee verbonden hoge stromen, dan zal de gemiddelde stroom in de secundaire van de transformator nul moeten zijn, aangezien in deze secundaire geen gelijkstroombron aanwezig is. Een afzonderlijke puls in het geval van een lange tijdsconstante ziet er dan ook als volgt uit. (zie fig. 7).



fig. 7

Oppervlak van de puls boven de nullijn is gelijk aan dat onder de nullijn. Wanneer zeer veel pulsen van gelijke polariteit na elkaar geschreven worden geeft dit het volgende stroombeeld (fig. 8)

De enveloppe vertoont hierbij dezelfde (lange) tijdsconstante. In dit geval doet men beter een korte tijdsconstante in te voeren, alhoewel dit met zich meebrengt dat in serie met de kop een weerstand moet worden opgenomen met als gevolg een toename van het aantal gedissipeerde watts.

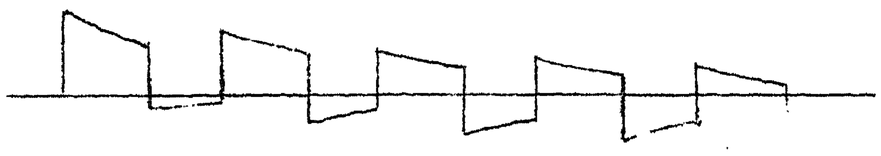
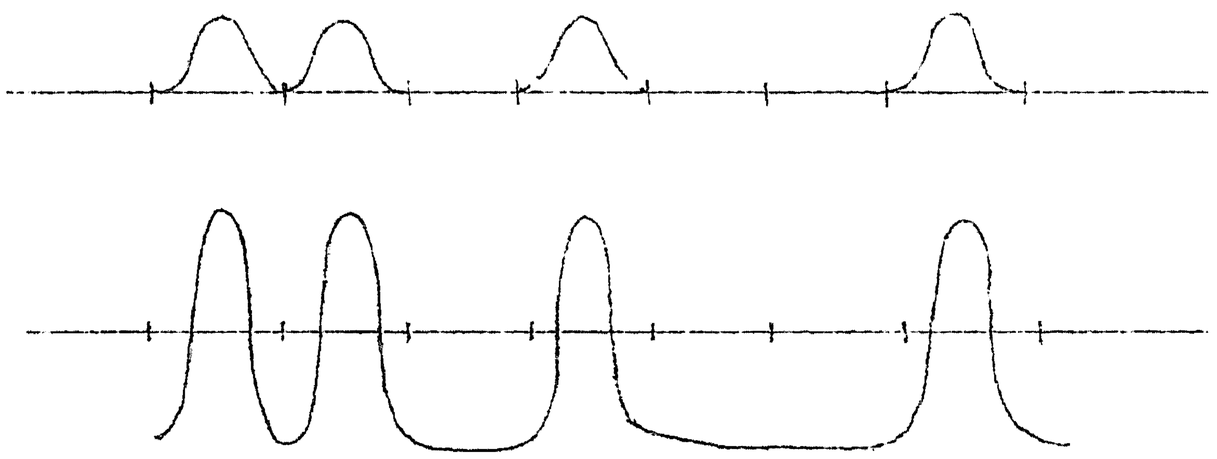


fig. 8

Een tweede methode van schrijven bestaat daarin dat men uitgaat van een homogeen gemagnetiseerd medium, waarop men bv. alleen de enen noteert. Voor het patroon van énen en nullen uit

fig. 9 zien in dit systeem het stroombeeld en magnetisatie-beeld er als volgt uit.

fig.9



Op de plaatsen waar de énen genoteerd staan krijgt men een dubbele amplitude, elders is echter in het geheugen geen signaal, hetgeen betekent dat men moet oppassen, dat men niet de storing als signaal gaat opvatten. Storing is in dit systeem zeker aanwezig, daar door de uniforme magnetisatie alle krasjes en oneffenheden op het trommeloppervlak een signaal uitgeven.
Het derde systeem, bekend onder de naam "non return to zero" laat consecutieve pulsen van gelijke polariteit samenvloeien tot een blok, hetgeen tot gevolg heeft dat de leesapparatuur die slechts gevoelig is voor verandering van magnetisatie, alleen signaal uitgeeft op die plaatsen waar een groep énen overgaat in een groep nullen of omgekeerd. Dit kan als bezwaar tegen dit systeem worden aangevoerd. Hetzelfde patroon als voorheen ziet men in dit systeem in fig. 10. Het voordeel van het"non return to zero" systeem is dat de maximale schrijfdichtheid tweemaal zo hoog is als in de voorgaande systemen. Om dit in te zien tekenen we in fig.11

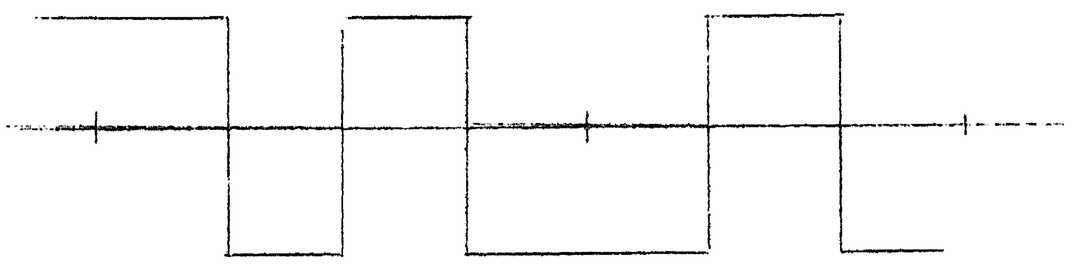


fig.10

een sinus van de maximale frequentie die nog door de combinatie schrijfapparatuur, trommel, lees-apparatuur redelijk wordt doorgegeven. In de eerste twee systemen staan hier drie digits (b.v. 1 1 1), in het laatste staan er 6 digits, nl. 1 0 1 0 1 0. We zullen nu enige aandacht gaan besteden aan het selectie-probleem. Het is duidelijk dat dit zich splitst in tweeën t.w. selectie binnen een track en selectie tussen tracks. Wat het 1e betreft zien we dat we op de trommel in elk geval een (enige) re-

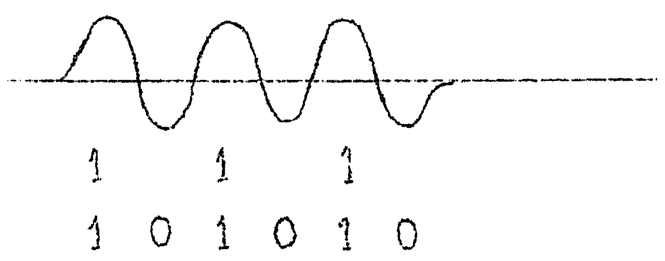


fig.11

ferentie track(s) nodig hebben, waaruit de positie van de trommel kan worden afgeleid. Aannemende dat we 10^{24} discrete standen van de trommel willen kunnen onderscheiden, zouden we ons kunnen voorstellen dat we 10 tracks installeren waarop we de 10 kolommen van de binaire telcode van 0 t/m 1023 schrijven. Aan de uitgang van deze 10 tracks verschijnt dan binair gecodeerd het nummer van de stand van de trommel. Deze wijze van doen vereist echter 10 versterkers. De procedure die vrijwel overal gevolgd wordt is dat men een track neemt waarop 1024 pulsen van gelijke polariteit zijn aangebracht die men aftelt. Uiteraard moet men ook nog beschikken over een indicatie wanneer met tellen begonnen moet worden, m.a.w. waar het „nulpunt" van de trommel zich bevindt. Hiertoe kan men twee middelen gebruiken. Het eerste bestaat daarin dat men de 1024 pulsen niet gelijkelijk over de omtrek spatieert, doch ze iets in elkaar dringt waardoor er een stuk onbeschreven blijft (gap, zie fig. 12) Door gelijkrichting van het klokpulssignaal gecombineerd met integratie gevolgd door differentiatie krijgt men aan begin en einde van de gap een puls waarvan men er een als de bedoelde referentie, de clearpuls, kan gebruiken. De tweede methode ligt iets meer voor de hand en bestaat daarin dat men een tweede track neemt en daarop een puls schrijft die dan als clearpuls dienst doet.

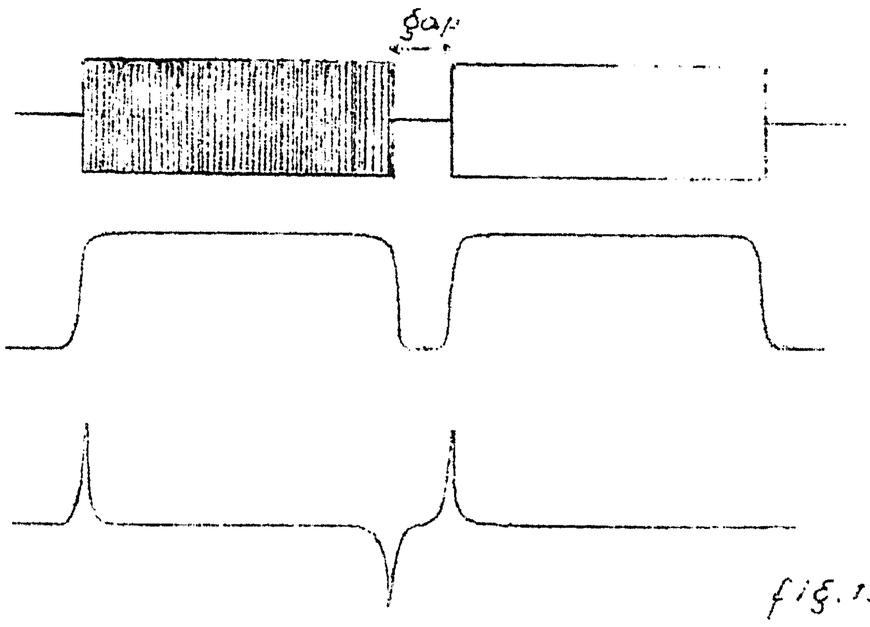
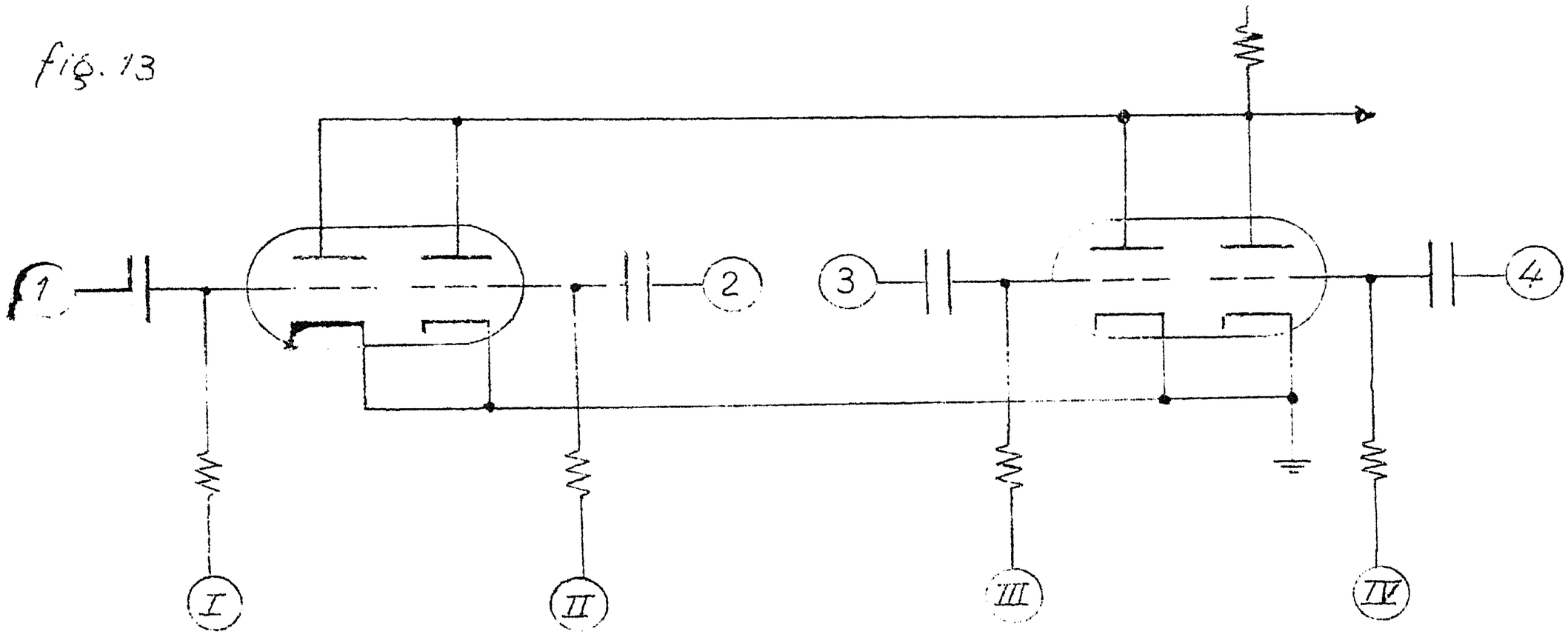


fig. 12

Men kan dan de klokpuls gelijkmatig over de omtrek verdelen, hetgeen wel enige voordelen biedt. Men kan dan nl. een afgestemde versterker met hoge Q gebruiken. Is een gap aanwezig dan betekent dit dat de klokpuls-versterker in de gap uitslingert en men derhalve het risico loopt te veel klokpulsen te tellen waartegen men dan weer maatregelen moet nemen. Voor de klokpulstrack kan men een van de gewone tracks reserveren waar men op de een of andere wijze een klokpuls opschrijft of, wat ook wel gedaan wordt, men bevestigt een stalen schijf op de trommel waar men 1024 groefjes in fraist, terwijl men de schijf door een permanente magneet bekrachtigt.
Selectie van een woord binnen een track geschiedt nu door de juiste stand van de trommel af te wachten onder controle

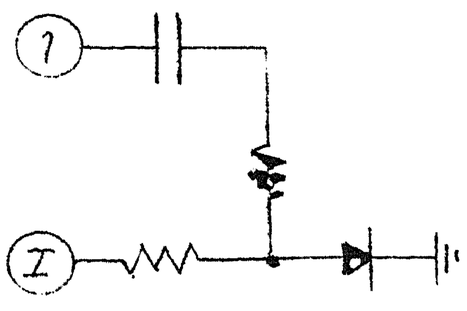
van een coincidentiecircuit. Selectie van de juiste kop kan op velerlei wijzen geschieden. Het eenvoudigste is wel een selectie-boom van relais te construeren (zie B2-d). Daarbij moet men zich wel realiseren dat het hier gaat om het schakelen van signalen van enige millivolts. Relaiscontacten zijn hiervoor niet zo erg geschikt. Bovendien zijn voor enigszins snelle machines de lange schakeltijden van relais al gauw een bezwaar. We geven nog enige schema's met buizen en dioden.

fig. 13



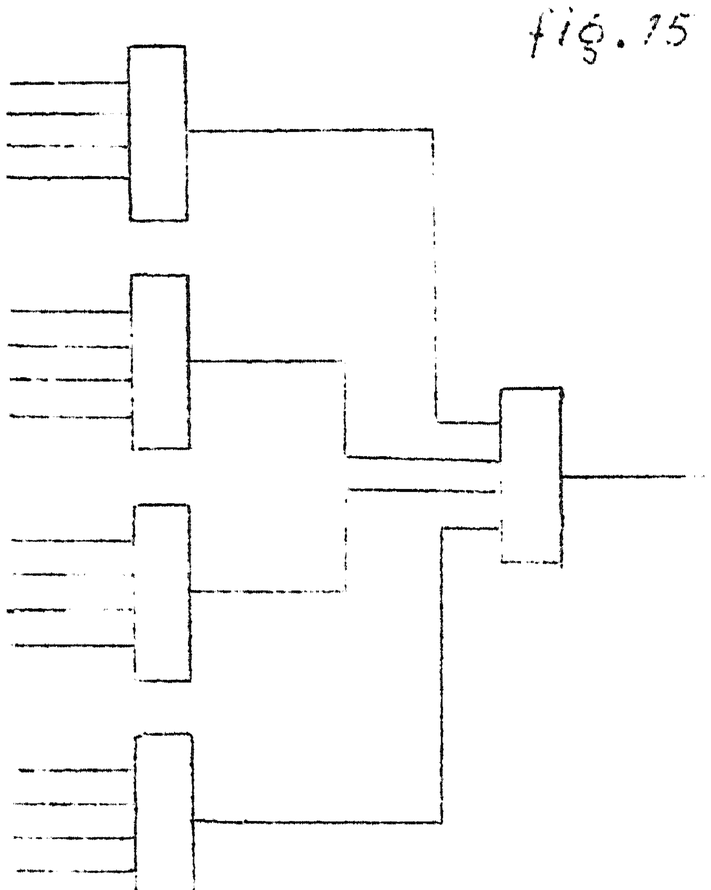
In het bovenstaande schema (fig. 13).worden de leeskoppen ingekoppeld op de punten 1,2,3 en 4 en de selecterende signalen op de punten I, II, III en IV. Van deze laatste is er één hoog (aarde of een paar volts positief), terwijl de anderen zo laag zijn dat de betreffende buizen dicht staan. Alleen het signaal van de geselecteerde kop verschijnt dus (versterkt) op de gemeenschappelijke anode. Daar, zoals reeds gezegd, het signaal van de kop een amplitude heeft in de orde van millivolts, dient er voor gezorgd worden dat de selecterende signalen zeer goed schoon zijn. Dit kan bereikt worden o.a. door het signaal af te vlakken hetgeen echter een verlenging van de schakeltijd ten gevolge heeft. Een betere methode bestaat in het clampen van het selecterende signaal. (zie fig. 14). Het aantal koppen dat men in dit systeem kan combineren wordt wat de technische zijde betreft begrensd door de capaciteit van de gecombineerde anodes. Veel zwaarder weegt meestal het feit dat voor elke kop een selecterend signaal gemaakt moet worden hetgeen veel gelijkrichters en buizen kost. Stel dat in totaal 16 koppen geselecteerd moeten worden. Uitgevoerd op de hier aangegeven wijze, zal deze selectie 16 verschillende selecterende

fig 14



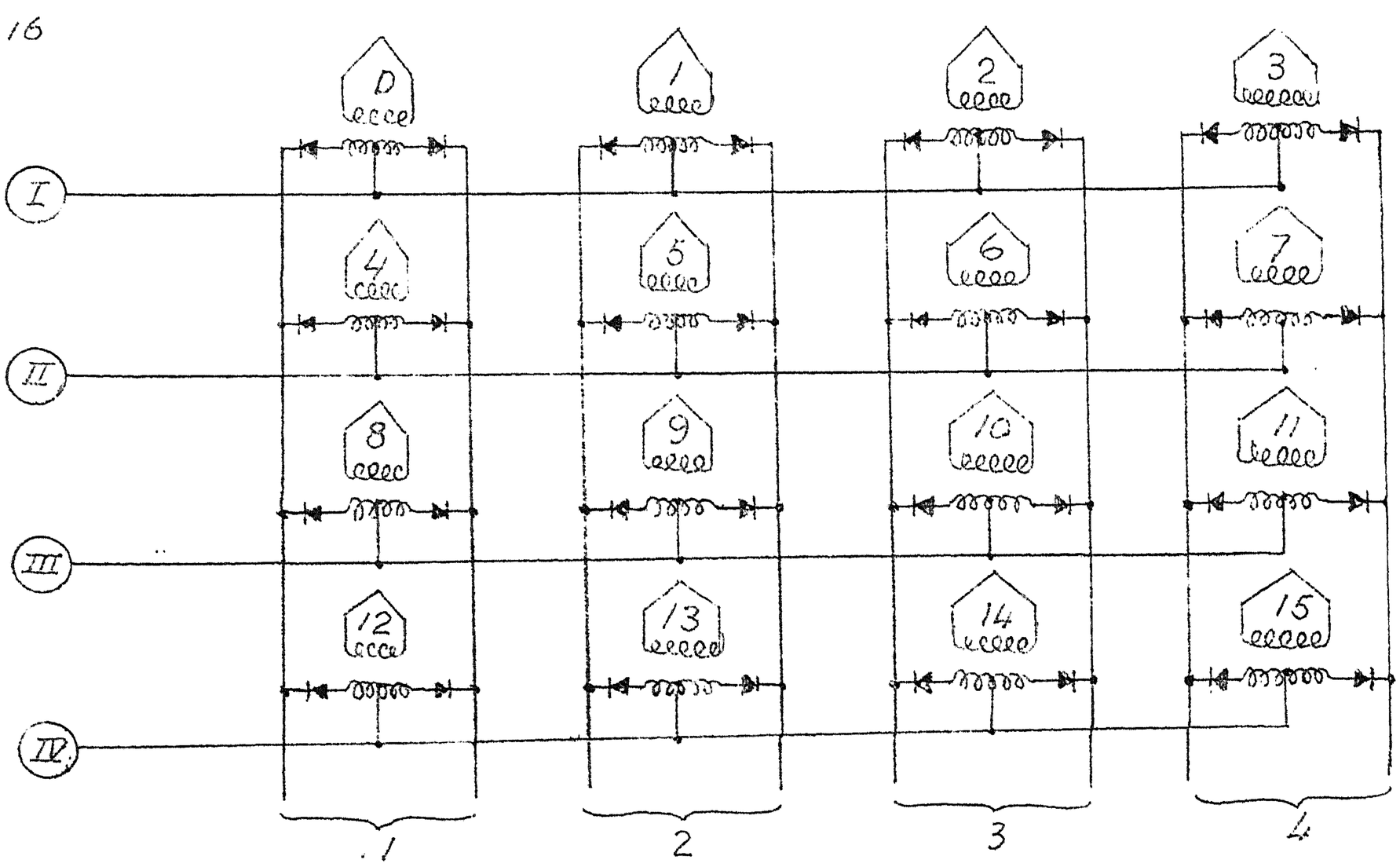
signalen nodig hebben. Het maken van een zo'n signaal vereist 4 diodes en een hele buis (versterker + kath.volger). Gevoegd bij de 8 hele buizen voor de selectie kunnen wij dus tot een totaal van 24 buizen en 64 diodes. We kunnen ook het volgende schema proberen. (fig. 15) Hierin wordt twee keer in successie een selectie van 1 uit 4 toegepast.

fig. 15



Dit vereist slechts 8 selecterende signalen die bovendien elk slechts 2 diodes behoeven. Het aantal buizen waardoor de eigenlijke selectie plaats vindt is nu gestegen tot 10. Totaal 18 buizen en 16 diodes.
Een volgend schema is te vinden in fig. 16 waar de eerste selectie van 1 uit 4 met behulp van diodes is verricht. Wanneer de ingang of punt I hoog is en de drie andere ingangen laag, geleiden alle diodes van de bovenste rij en op de verticale lijnen, verschijnen van links naar rechts de signalen van de koppen o,1,2 en 3. De selectie tussen deze 4 lijnen kan dan bv. met buizen geschieden.
In dit systeem zijn dus 8 buizen vervangen door 16 diodes.

fig. 16



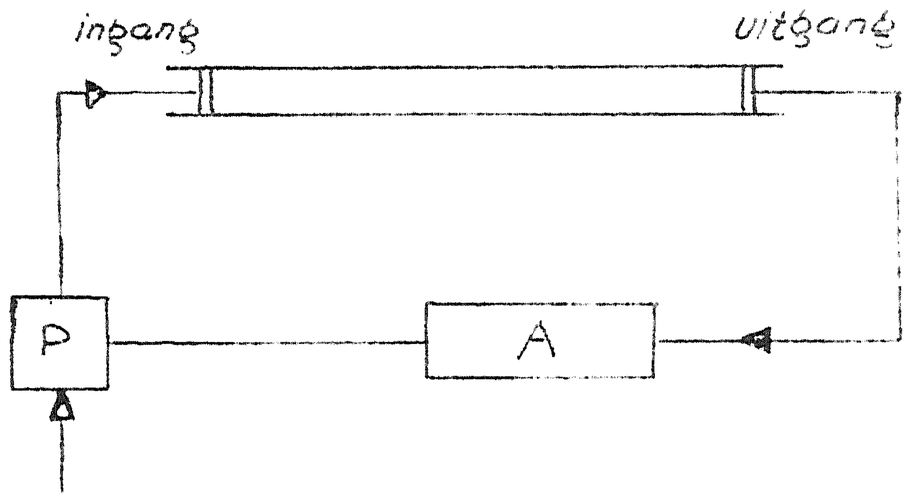
Een nog belangrijker probleem vormt meestal de schrijfselectie. Wanneer men de leesselectie uitvoert met een relaisboom is ook de schrijfselectie zeer eenvoudig daar immers de geselecteerde kop, en alleen deze, geleidend verbonden is met de kop van deze boom. Twee buizen zijn dan in elk geval voldoende om nullen en énen te schrijven. Een veel gebruikt systeem is ook dat waarbijmen 2 schrijfbuizen per kop gebruikt en voor elke schrijfbuis precies uitcodeert, wanneer deze moet geleiden. Het behoeft geen betoog dat dit zeer prijzig wordt. Een verbetering is te bereiken door 2-dimensionale selectie toe te passen. In het geval van fig. 16 kost de schrijfselectie slechts 8 schrijfbuizen in plaats van 32. Na hetgeen over de leesselectie in fig. 16 is gezegd zal het mechanisme van de schrijfselectie wel zonder meer duidelijk zijn.

Vertragingslijnen.

Vertragingslijnen van verschillende types worden veel gebruikt als snel geheugen voor automatische rekenmachines. Zij hebben het grote voordeel dat de selectie meestal vrij eenvoudig is omdat de informatie krachtens de aard der apparatuur automatisch langs een aantal afleespunten loopt. Daar staat dan tegenover dat de wachttijden al spoedig vrij lang worden (evenredig met de lengte der vertragingslijn) en dat energietoevoer nodig is om de informatie in stand te houden. Krachtens hun eigenschappen zijn ze het best geschikt voor seriemachines: ook voor parallel-bedrijf zijn ze bruikbaar doch bij de nogere rekensnelheden welke dit oplevert wordt de lange wachttijd relatief steeds hinderlijker. Voor gebruik in snelle geheugens wordt de lengte der vertragingslijnen meestal zo gekozen dat ze ca. 10^3 bits kunnen bevatten. De lengte in tijd gemeten is dan voor Hg vertragingslijnen van de orde van 500 μsec - enkele msec (afhankelijk van de gebruikte pulsfrequentie) en voor magnetostrictielijnen meestal wat langer. In seriemachines waar vertragingslijnen in het snelle geheugen worden gebruikt vindt men ze ook vaak in het arithmetisch orgaan als registers. De lengte is dan veelal slechts 1 woord zodat de wachttijd voor praktische doeleinden verwaarloosd kan worden. De types welke we hier kunnen bespreken, omvatten de acoustische kwik-vertragingslijnen en de magnetostrictielijnen. Electrische vertragingslijnen worden wel in rekenmachines gebruikt doch uitsluitend voor kleine vertragingen. Zij zullen worden besproken in hoofdstuk B2-e. De magnetostatische vertragingslijnen vormen min of meer een grensgeval. Voor grote snelle geheugens komen ze niet in aanmerking maar voor bv. 200 woorden is hun gebruik soms nog wel verantwoord. Ook de bespreking van dit type wordt tot

hoofdstuk B2-e uitgesteld. Een kwikvertragingslijn bestaat in de eenvoudigste uitvoering uit een buis, geheel gevuld met kwik waarin aan beide uiteinden het grensvlak wordt gevormd met behulp van een kwartskristal (vgl. fig. 17).

fig. 17



Met behulp van het kristal aan de ingang wordt hieraan toegevoerde electrische energie omgezet in een mechanische trilling (piezo electrisch effect). De trilling van het kristal veroorzaakt vervolgens een acoustische golf welke zich door de kwikkolom voortplant met de geluidssnelheid in kwik, 1500 m/sec. Voor een vertraging van 1 milliseconde is dus een buis van 1½ meter lengte noodzakelijk.

De keuze van kwik als vertragingsmedium berust op een aantal verschillende eigenschappen van dit materiaal. Daarbij speelt in de eerste plaats de acoustische impedantie een rol: onder de specifieke acoustische impedantie op een bepaald punt in het medium wordt verstaan de verhouding tussen druk en snelheid in dat punt. Men neemt gewoonlijk aan dat deze grootheid aan alle punten van het oppervlak van het kristal dezelfde waarde heeft zodat men van de impedantie van het medium kan spreken. In de meeste gevallen kan deze impedantie bovendien als resistief worden beschouwd.

Voor een goede energieoverdracht tussen het kwartskristal en het acoustische medium is een niet te grote accoustische impedantie gewenst. Bovendien zal geeist moeten worden dat een goed contact tussen kristal en medium gemaakt kan worden waardoor het gebruik van een vloeistof uiteraard een voordeel betekent.

Om een bruikbare waarde voor de bandbreedte van het systeem te bereiken is het aan de andere kant gewenst dat het medium voldoende demping van het kristal veroorzaakt, waartoe het een betrekkelijk hoge acoustische impedantie moet hebben. De waarde van deze grootheid in kwik betekent een redelijk compromis tussen twee genoemde strijdige eisen.

Om de lengte der lijn niet te groot te maken bij gegeven vertraging is een lage geluidssnelheid in het materiaal van belang. Ook hier betekent kwik een compromis tussen bv. lucht

(dat om andere redenen onbruikbaar is)(331 m/sec) en kwarts (5450 m/sec).

Een zeer belangrijk punt is verder de afhankelijkheid van de geluidssnelheid van de temperatuur: indien deze niet klein genoeg is zullen temperatuurvariaties de lijn acoustisch langer of korter maken en dus de waarde der vertraging beinvloeden. Speciaal in dit verband heeft kwik voordelen boven vele andere stoffen. Kwarts is nog iets beter en bepaalde mengsels van water en alcohol hebben bij zekere temperaturen zelfs een temperatuurcoefficiënt die verwaarloosbaar is. Wanneer kwiklijnen in een eenvoudige thermostaat worden opgesteld zijn de moeilijkheden tengevolge van temperatuurvariaties echter niet groot.

Tenslotte is nog van belang de mate waarin de acoustische golf verzwakt wordt in het medium. Ook in dit opzicht is kwik uiterst geschikt. Wel moeten we beseffen dat de verliezen in het medium geenszins de enige optredende verliezen zijn. De verzwakking van de uitgang van de lijn t.o.v. de ingang moet geweten worden aan:

1. De verliezen welke optreden bij omzetting van electrische in mechanische energie in het ingangskristal.
2. De verliezen welke ontstaan bij de overdracht van energie van het kristal naar het acoustisch medium en omgekeerd.
3. De verliezen in het acoustisch medium.

Totale verliezen in de orde van 50-80 dB in lijnen met vertragingen van de orde van 1 of enkele millisecundes komen in de praktijk voor.

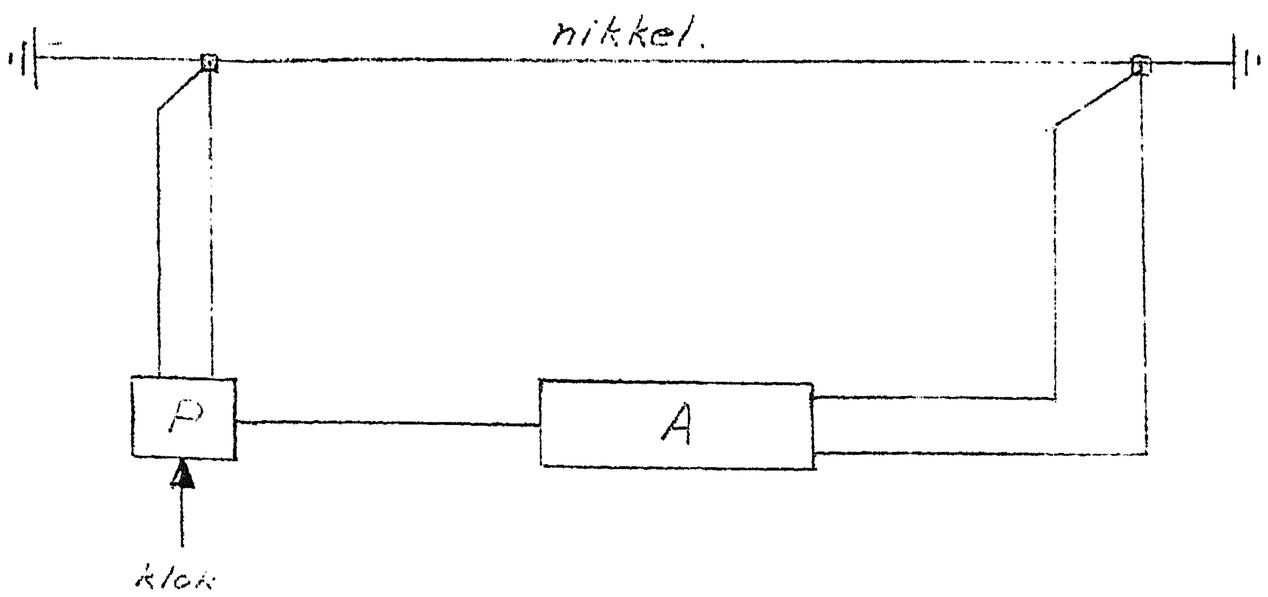
Een probleem dat vooral bij betrekkelijk korte lijnen (vertraging $< 100\,\mu$ sec) een rol speelt is dat der reflecties. De uitgezonden golf wordt tegen het einde van de lijn teruggekaatst en kan interfereren met de nog niet gereflecteerde golven. Zelfs meervoudige reflecties kunnen in zeer korte lijnen optreden. Door speciale constructie van de lijnuiteinden kunnen deze een absorberend karakter krijgen waardoor deze moeilijkheden voorkomen kunnen worden. In sommige gevallen, speciaal bij lijnen van vast materiaal, spelen ook de reflecties tegen de zijwanden nog een rol.

Aan de andere kant wordt van de reflectiemogelijkheden in vele gevallen een dankbaar gebruik gemaakt. Door gebruik te maken van 2 reflectors onder 45° kan een lijn in tweeën worden gevouwen hetgeen in verband met de grote afmetingen van belang kan zijn speciaal met het oog op de moeilijkheid de temperatuur overal constant te houden.

De ingangssignalen voor acoustische delay-lines worden meestal

gemoduleerd op een carrier van frequentie tussen 10 en 30 MHz, in verband met bandbreedte-moeilijkheden in de kristallen. Het gebruik van hogere frequenties is niet wel mogelijk wegens de ondergrens die aan de afmetingen der kristallen is gesteld. Het uitgangssignaal wordt met behulp van een video of afgestemde versterker weer op redelijk niveau gebracht. Aangezien een impuls na de doorgang door de vertragingslijn altijd een zekere distorsie heeft ondergaan is het niet verstandig hem ongewijzigd naar de ingang te voeren. Na herhaalde malen door de lijn te zijn gegaan zouden immers de geaccumuleerde distorsie-effecten waarschijnlijk tot volledige onherkenbaarheid leiden. De meest gebruikelijke methode bestaat hierin dat de uitgangsimpulsen worden gebruikt om een poortcircuit te bedienen waardoor een „verse" klokpuls kan passeren, welke weer in de vertragingslijn wordt gestuurd.
In de praktijk worden lijnen gebruikt met vertragingen van 60-1000 μsec en pulsbreedtes van 0,3-1 μsec. Bij de meeste praktische uitvoeringen is een of ander systeem aanwezig om de totale vertraging precies te kunnen instellen. Deze instelling kan bijvoorbeeld gebeuren door een der kristallen met behulp van een schroefmechanisme verschuifbaar te maken. Een andere mogelijkheid bestaat hierin dat in de circuits aan de uitgang van de lijn een korte, in secties verdeelde of continu instelbare electrische vertragingslijn wordt opgenomen waarmee de totale vertraging geregeld kan worden. (Uiteraard kan met dit middel alleen een verlenging van de lijn bereikt worden, geen verkorting).
De tweede vorm van vertragingslijn, welke voor snelle geheugens geschikt is is de magnetostrictieve vertragingslijn. Magnetostrictie is het verschijnsel dat sommige materialen onder invloed van een magnetisch veld een doorgaans kleine lengteverandering ondergaan. Vooral bij nikkel is de sterkte van dit verschijnsel vrij groot. De vertragingslijn bestaat uit een nikkeldraad waarom aan beide uiteinden 2 kleine spoeltjes zijn gewikkeld, één voor schrijven en één voor lezen. (zie fig. 18) Wanneer door de schrijfspoel een stroomimpuls wordt gestuurd ontstaat in de lijn plaatselijk een contractie. Deze storing plant zich met geluidssnelheid ($\sqrt{\frac{E}{\rho}}$, E = elasticiteitsmodulus, ρ = dichtheid) voort door de draad en bereikt na enige tijd de spoel aan het andere uiteinde. Weliswaar is van enig omgekeerd magnetostrictief effect in eerste instantie geen sprake maar door de draad, welke immers uit nikkel bestaat, aan dit

fig. 18



einde te magnetiseren, kan een variatie van magnetisch veld in de leesspoel en daarmee een electrisch uitgangssignaal verkregen worden.
Het karakter van het externe circuit is vrijwel identiek met dat van de kwikvertragingslijn. Het probleem der reflecties is meestal het moeilijkste. Ophanging van de uiteinden der draad in rubber en demping met behulp van een of ander plastisch materiaal om de draaduiteinden behoren tot de gewone remedies.
De bandbreedte welke bereikt kan worden is aanmerkelijk lager dan bij kwiklijnen en daardoor ook de impulsfrequentie welke gebruikt kan worden (ca. 0.5 MHz. tegen 2 MHz voor kwiklijnen). De mechanische constructieproblemen zijn daarentegen veel eenvoudiger en de prijs dienovereenkomstig lager. Bovendien is de instelling van de vertraging door middel van verschuiving van een der spoeltjes over de draad al heel eenvoudig. Temperatuursproblemen zijn van dezelfde grootteorde als bij de kwiklijn doch door gebruik van een lagere frequentie (bv. 300 KHz.) meestal minder ernstig in hun effect.
Beide besproken types vertragingslijnen hebben dit gemeen dat de vertraging die zij geven constant is (het is niet mogelijk de geluidssnelheid in de materialen te regelen), zodat ook de frequentie van de impulsen welke gebruikt worden constant dient te zijn. Dit wijst in de richting van synchronisatieproblemen wanneer deze elementen gebruikt worden samen met andere welker frequentie minder constant is (oscillatoren voor klokpuls e.d., magnetische trommels).
Soms wordt een extra vertragingslijn gebruikt om eventuele discrepantie tussen acoustische lengte van de lijn en de pulsfrequentie te constateren en op grond daarvan de lengte van de lijn bij te regelen, waarbij er dan voor gezorgd wordt dat omstandigheden zoals temperatuurvariaties voor de referentielijn dezelfde zijn als voor alle andere gebruikte lijnen.

Kerngeheugens.

Toroidale kernen van magnetisch materiaal met een rechthoekige hystereselus zijn gedurende de laatste jaren zodanig ontwikkeld, dat zij als commercieel product speciaal voor rekenmachines van belang zijn geworden. We zullen het hier speciaal hebben over die kernen die vervaardigd zijn uit een of ander soort ferriet. De eigenschappen van deze kernen worden uitvoerig behandeld in B2-c; op het ogenblik is voor ons slechts van belang dat zij als geheugenelement dienst kunnen doen. Een geïdealiseerde hystereselus is afgebeeld in fig. 19. Bij een veld H = 0 bevindt de kern zich in een van de toestanden 1 of 4. We veronderstellen dat de kern zich in toestand 1 bevindt. Wordt nu een veld + H_{max} toegepast, dan gaat de toestand van de kern via punt 2 naar 3, om vervolgens, na het wegvallen van het veld, naar punt 4 te gaan. Past men vervolgens een veld $-H_{max}$ toe dan gaat de toestand van de kern via 5 naar 6 en tenslotte komt de kern na het wegvallen van het veld weer in 1 terug. De hystereselus wordt dus in de richting van de pijlen doorlopen. Merk op dat bekrachtiging met velden die in absolute waarde kleiner zijn dan H_{max} in de toestand van de kern geen blijvende verandering brengt, althans niet in het hier geschetste ideale geval. Het constateren of de kern zich op een gegeven moment in toestand 1 of in toestand 4 bevindt is niet zo gemakkelijk. Men kan dit niet statisch meten. Een veel gebruikte methode bestaat daarin dat men bv. een veld $-H_{max}$ op de kern toepast en via een uitgangswikkeling de netto fluxverandering meet. Bevond de kern zich reeds in toestand 1, dan zal deze zich tijdens resp. na de puls van 1 naar 6 bewegen resp. van 6 naar 1, m.a.w. geen of weinig fluxverandering vindt plaats. (de spanning die men dan nog meet en die voor het grootste gedeelte te wijten zijn aan de onvolkomenheid van de kern noemt men wel shuttle-voltage). Bevond de kern zich in toestand 4 dan treedt een grote fluxverandering op en krijgen we over de uitgangswikkeling dus een grotere spanningspuls te zien. We zeggen dat de kern resp. een 0 of een 1 bevatte. (zie fig. 20 waar stroombeeld in de drijfwikkeling en spanningsbeeld aan de uitgangswikkeling, de laatste zowel

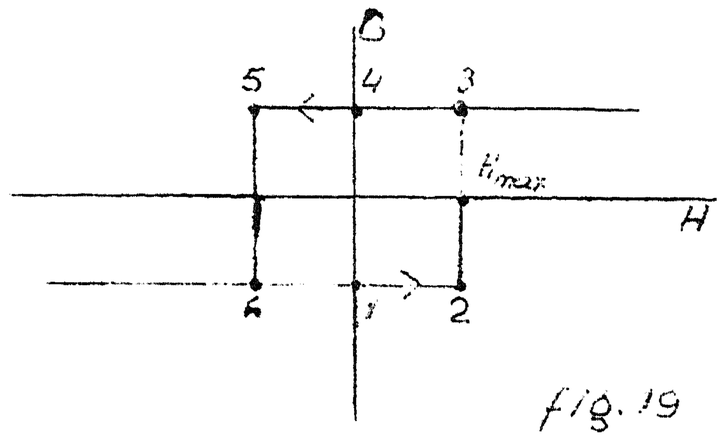


fig. 19

voor een nul als voor een één staan afgebeeld.)

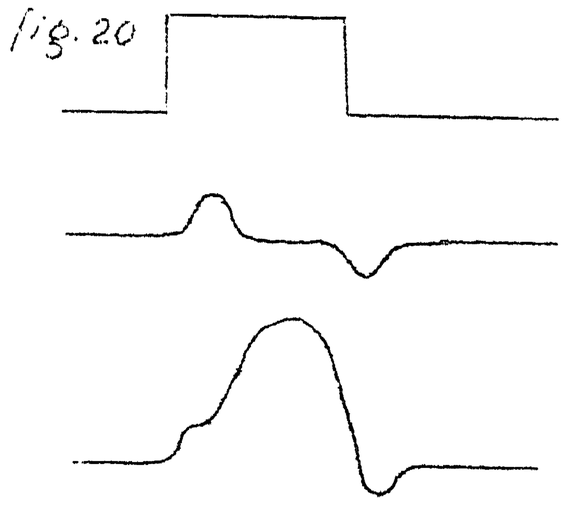


fig. 20

De pulsduur, vereist om de kern om te laten slaan, is afhankelijk van de gebruikte stroomsterkte en het kernmateriaal doch kan minimaal op 1 µ sec. gesteld worden. Bovendien lenen deze kernen zich zeer goed voor parallelbedrijf zodat ze als macroscopisch geheugen wat snelheid betreft een zeer goed figuur slaan. De vraag doet zich voor hoe we met deze kernen een geheugen op moeten bouwen zonder dat we vervallen in het gebruik van zeer veel selectieapparatuur. Aangezien de uitleesmethode destructief is (zie B1a) zullen we voorzieningen moeten treffen waardoor we de verloren gegane informatie weer kunnen herstellen.
Daar kernen dus de eigenschap hebben hun toestand niet (of zeer weinig) blijvend te veranderen bij toepassing van velden waarvan de absolute waarde kleiner is dan H_{max}, lenen ze zich bijzonder goed voor meer-dimensionale selectie. (zie B1a). In het bijzonder de twee-dimensionale selectie wordt zeer dikwijls toegepast (zg. coincident-current methode). Men drijft de kern uit met behulp van twee wikkelingen door elk waarvan een stroom gaat overeen komende met $\frac{1}{2}H_{max}$. (stroom $\frac{1}{2}\ i_{max}$). Zie hiervoor fig 21 waar 16 kernen getekend zijn, waaruit op de aangegeven wijze kern no. 6 wordt geselecteerd. Een draad (diagonaal) door alle kernen geregen, doet dienst als gemeenschappelijke uitgangslijn. In geval men hele woorden in plaats van afzonderlijke bits wil selecteren, stelle men zich voor dat de getekende schakeling betrekking heeft op dezelfde digit van alle woorden en in de 3e dimensie wordt uitgebreid tot meer digits. Met begrijpelijke notatie noemt men het getekende arrangement dan een digitveld.

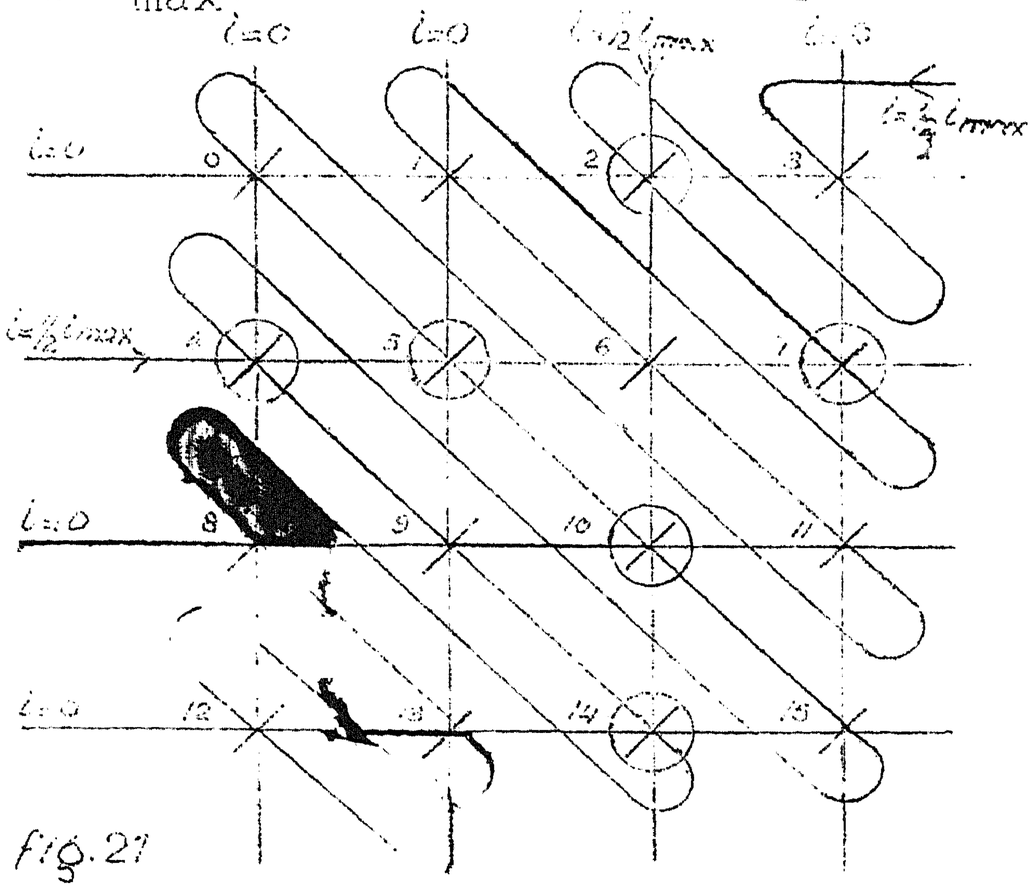


fig. 27

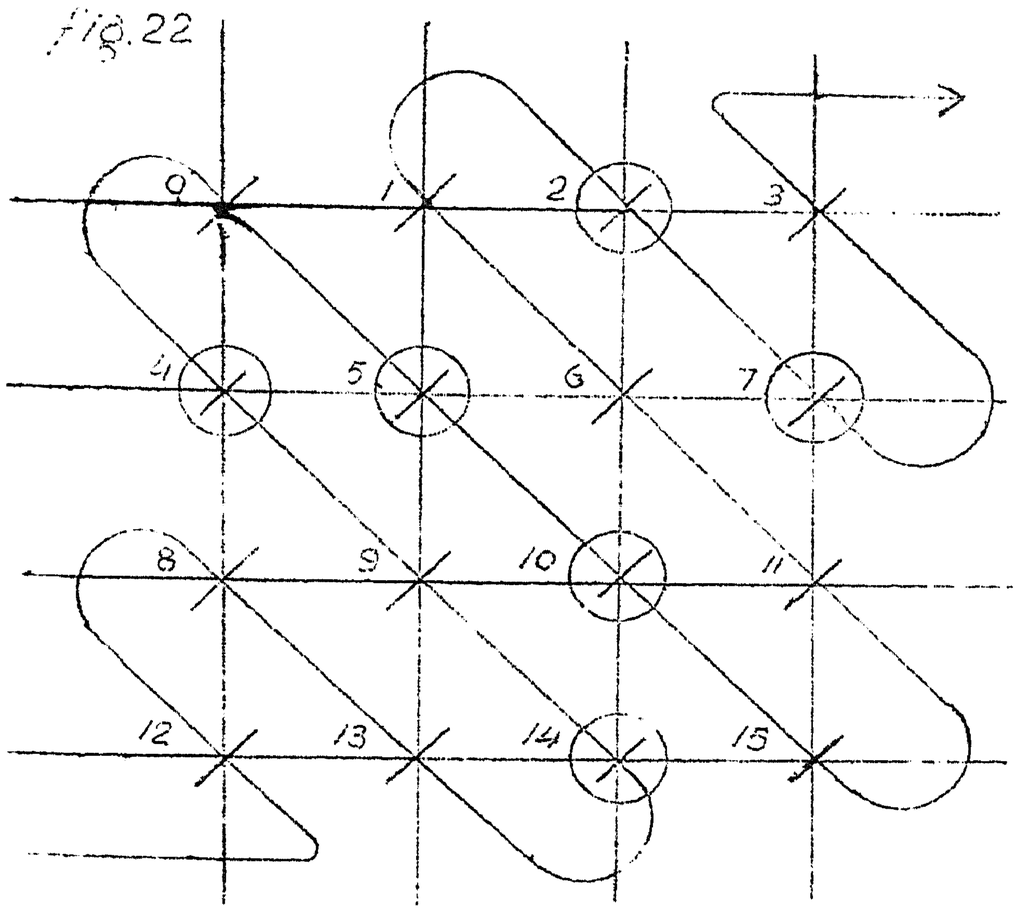
Het terugschrijven geschiedt op de volgende wijze. Men stuurt door de selecterende lijnen de stroom $-\frac{1}{2}i_{max}$. Deze combinatie zou kern 6 in de 1-stand brengen, onafhankelijk van de

vraag in welke toestand deze kern zich voor het uitlezen bevond. We veronderstellen dat de uitgelezen informatie bv. in een flipflop opgevangen is. Bevatte de kern oorspronkelijk een nul dan wordt nu door een draad die door alle kernen van het digitvlak heengaat (gemakshalve hebben we aangenomen. dat dit de uitleesdraad is) een stroom van $\frac{1}{2}i_{max}$ gestuurd van zodanige polariteit dat op kern 6 slechts een netto veld $\frac{1}{2}H_{max}$ werkt. Kern 6 blijft dan in de nul-stand. Alle andere kernen blijven onaangeroerd. Merk op dat we bij het terugschrijven, wanneer we de andere digitvlakken mede in de beschouwing betrekken, eigenlijk te maken hebben met een multipele 3-dimensionale selectie (niet één kern wordt geselecteerd, doch een willekeurig aantal uit één woord).

Deze methode is verre van volmaakt. Behalve één geselecteerde kern zijn er nog 6 halfgeselecteerde kernen. Door de onvolmaaktheid dezer kernen geven zij ook een output en al deze stoorpulsen worden op de uitgangslijn bij elkaar opgeteld. Bij enigszins grote geheugens geeft dit aanleiding tot een stoorpuls van ontoelaatbaar grote amplitude.

Een verbetering is te vinden in fig. 22 waar de uitgangswikkeling door opvolgende diagonalen telkens in omgekeerde richting heenloopt. Is kern 6 de geselecteerde kern, dan leveren de kernen 4 en 14 een storing die bij de echte puls wordt opgeteld, de storing van de kernen 2, 5, 7 en 10 heeft de tegengestelde polariteit. Men ziet gemakkelijk in dat, ook bij uitbreiding van het geheugen, een netto restant van 2 stoorpulsen overblijft met een polariteit tegengesteld aan die van de echte puls.

fig. 22



Een nadeel van dit systeem is dat de uitgangspuls twee polariteiten kan hebben. Er is echter nog een ander bezwaar dat eigen is aan beide systemen. Daar de snelheid waarmee de kernen omslaan ongeveer evenredig is met $H-H_{max}$ kan de coincident-current methode nooit tot korte schakeltijden leiden. In theorie is het natuurlijk mogelijk de beide componenten van de totale H op te voeren tot bijna H_{max}, dus totaal bijna $2H_{max}$, doch dit is dan ook alleen maar theorie. Ten eerste moe-

ten de stromen die voor de opwekking van deze velden gebruikt worden dan zeer precies bepaald zijn en ten tweede moeten alle kernen dan nauwkeurig dezelfde waarde van H_{max} bezitten. Bovendien heeft een bekrachtiging met een veld dat zeer dichtbij H_{max} ligt wel degelijk een, zij het geringe, blijvende toestandsverandering van de kern ten gevolge. Om deze redenen wordt ook wel de volgende schakeling gekozen, die iets meer kernen vereist doch veel sneller kan werken. In fig. 23 is het geval geschetst, waarin we te maken hebben met een geheugencapaciteit van 16 woorden van 5 bits. De horizontale en verticale lijnen in de matrix dragen nu de naam bias-lijnen. Deze bias-lijnen dragen of geen stroom, of een stroom i_B corresponderend met een veld dat enige keren H_{max} is, bv. $5H_{max}$. Aannemend

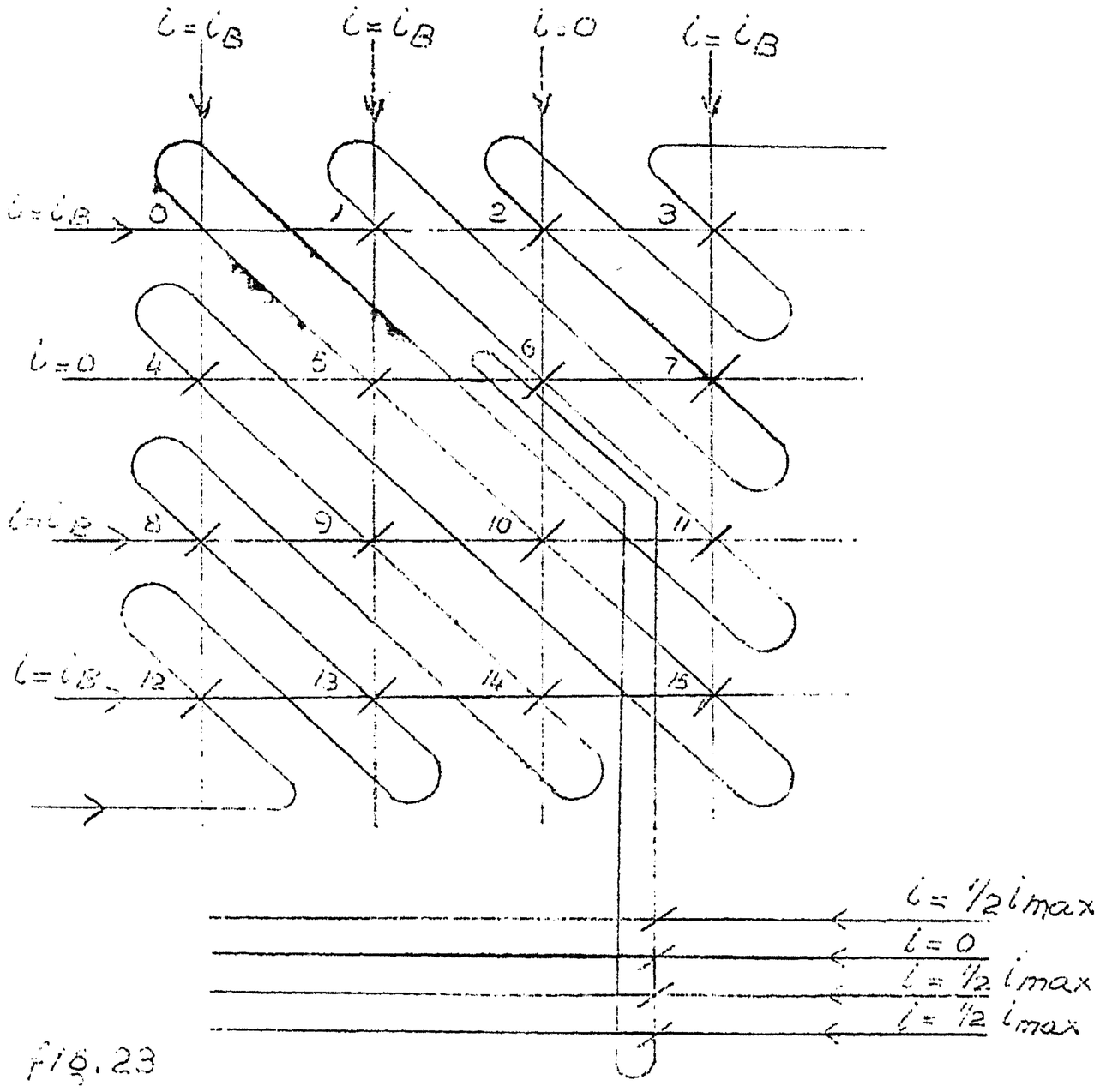


fig. 23

dat weer woord no. 6 geselecteerd moet worden, dragen alle biaslijnen stroom, behalve die welke geassocieerd zijn met kern 6. Op het moment van selectie wordt dan door de drijfwikkeling (diagonaal) een stroom gestuurd met bv. $3H_{max}$ tegengesteld aan het veld van de biaslijnen. Alleen selectiekern 6 wordt omgezet en alle kernen van woord no. 6 worden in de nul-stand gezet. Rest nog het terugschrijven van de informatie. We dragen nu zorg dat selectiekern 6 in de oorspronkelijke stand terug komt met een snelheid die in de koppelwikkeling naar de digitkernen een stroom $\frac{1}{2}i_{max}$ veroorzaakt, terwijl via de terugschrijflijnen (in de tekening dezelfde als de uitgangslijnen) daar waar een één geschreven moet worden eveneens $\frac{1}{2}i_{max}$ vloeit. In fig. 23 wordt dus het getal 19 (of 25) teruggeschreven. De storing op niet geselecteerde woorden is hier praktisch afwezig. Ten eerste beweegt

een niet geselecteerde kern zich slechts van $-5H_{max}$ tot $-2H_{max}$, hetgeen al zeer weinig fluxverandering ten gevolge heeft; bovendien is de koppelingsfactor met de koppelwikkeling zeer slecht tengevolge van de lage μ. De coincident-current methode is hier dus beperkt tot het terugschrijven.
Wil men geheel en al zonder coincident-current werken, dan moet men aan elke digit-kern een aparte selectie kunnen toekennen.
Teneinde de lezer enig idee te geven van de afmetingen waar het hier om gaat zij vermeld dat de kernen die als digit-kernen gebruikt worden in het algemeen een buitendiameter hebben van ca. 2 mm, terwijl deze maat van de selectiekernen uiteraard afhankelijk is van het aantal bits per woord, doch voor 40 bits ongeveer 13 mm bedraagt.

Williambuizen:

Hierin wordt gebruik gemaakt van de secundaire emissie van het scherm van kathodestraalbuizen in combinatie met de hoge lekweerstand daarvan, die het mogelijk maakt met dit element een regeneratief geheugensysteem op te bouwen.
We zullen vooraf in het kort het physisch gebeuren beschrijven dat aan dit systeem ten grondslag ligt.
Wanneer de electronen invallen op het scherm alwaar ze hun kinetische energie afgeven, worden er uit het scherm andere electronen (secundaire electronen) vrijgemaakt. Hoeveel secundaire electronen er in eerste instantie vrijgemaakt worden hangt behalve het schermmateriaal, ook nog af van de kinetische energie waarmee de primaire electronen op het scherm aankomen, anders gezegd van de potentiaal van de kathode t.o.v. de anode. Het verband tussen het aantal secundaire electronen en het spanningsverschil tussen kathode en anode wordt gegeven door fig. 24. Men ziet dat in een zeker gebied de secundaire emissie-

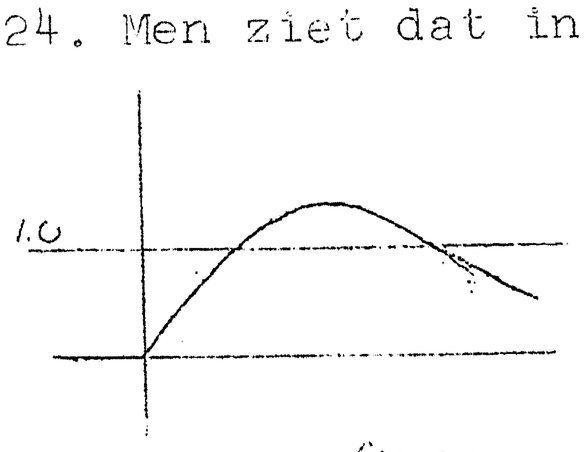


fig. 24

coëfficient (d.w.z. het aantal secundaire electronen dat door één primair electron wordt vrijgemaakt) groter is dan 1. Onder deze omstandigheden wordt het stukje scherm waar de primaire electronen op binnenvallen dus positief opgeladen. Om de effectieve secundaire emissie te bepalen mag men natuurlijk niet alleen naar het aantal losgemaakte electronen kijken. De plaats waar de primaire electronen invallen wordt immers positief opgeladen en wordt daarmede de plaats van de hoogste potentiaal in de hele buis. De geëmitteerde electronen

komen dus in een vertragend veld terecht en de exemplaren met lage uittreesnelheid komen naar het scherm terug, sommigen naar de uittreeplaats, de meeste in de onmiddelijke omgeving daarvan, een enkele wat verderop. Niettemin geldt ook voor de effectieve emissiecoëfficiënt kwalitatief fig. 24. Het resultaat is dat de potentiaalverdeling rondom een bestraald schijfje er als volgt uitziet. (fig. 25) De oplading gaat zolang door tot een effectieve secundaire emmissie bereikt is die gelijk is aan 1. Wanneer de straal wordt afgeschakeld sterft de getekende potentiaalverdeling uit met een RC-tijd van ca. 0.2 sec. (capaciteit 0,002 $\mu\mu$F weerstand 10^8 MΩ). Wanneer dergelijke potentiaalverdelingen als geheugen fungeren, zullen zij dus binnen deze tijd geregenereerd moeten worden. Bestraalt men dezelfde plaats weer binnen een tijd, die kort is t.o.v. deze RC-tijd dan vindt er geen noemenswaardige oplading van het scherm plaats.

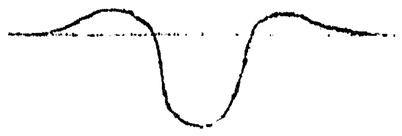


fig. 25

Bestraalt men een schijfje op voldoende afstand van het vorige dan verandert dit niets aan de potentiaalverdeling in het eerste schijfje. Is de centerafstand minder dan ca. 1,3 maal de schijfdiameter, dan wordt het „gat" ter plaatse van het eerste schijfje gedeeltelijk opgevuld door de secundaire electronen die uittreden uit het tweede schijfje.

We krijgen dan de volgende potentiaalverdeling (fig. 26). Hernieuwde bestraling van punt 1 geeft nu aanvankelijk wel een ladingsverandering daar het gat zeer snel wordt uitgediept. Weliswaar wordt gat 2 opgevuld, zodat de gestippelde ladingsverdeling ontstaat, doch dit is een langzaam proces. Zet men nu aan de buitenkant van de kathodestraalbuis een metalen scherm tegen het beeldvlak, geaard via een weerstand, dan krijgt men capacitief op deze plaat de volgende patronen te zien. De bedoeling is dat alle figuren gelden van het bestralen van plaats 1. Fig. 27a stelt de puls voor op het rooster van de buis waardoor de straal wordt doorgelaten. b is de puls t.g.v. het uitdiepen van gat 1. Deze puls is dus alleen aanwezig als plaats 2 het laatst beschenen was. C is een gevolg van het opvullen van gat 2. d komt voort uit het feit dat men bij het inschakelen van de straal een grote hoeveelheid electronen in de buurt van het scherm brengt, waardoor een inductiestroom in de keten ontstaat. Wanneer de straal wordt wordt afgeschakeld treedt de tegen-

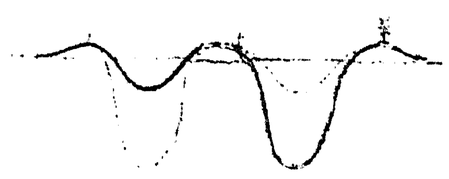


fig. 26

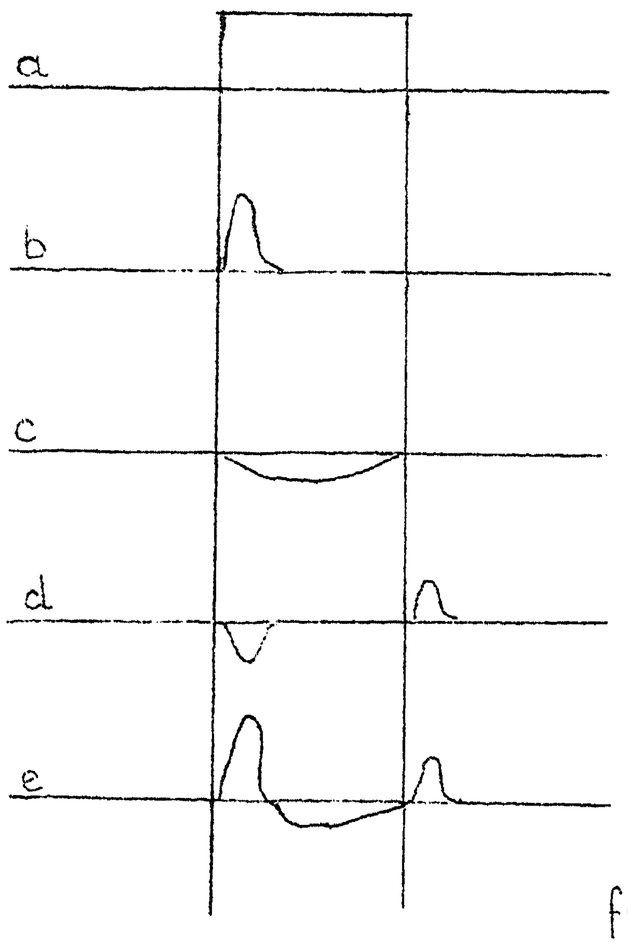


fig.27

gestelde inductiestroom op. De totale stroom vindt men onder e ingeval plaats 2 het laatst beschenen was. Is plaats 1 het laatst bestraald geweest, dan wordt de totale output door d gegeven. Op deze wijze krijgt men informatie wat er de laatste keer gebeurd is en kan men de situatie regenereren.
De bits die op deze wijze worden opgeborgen staan meestal in een rechthoek of vierkant gerangschikt bv. 32 lijnen van elk 32 bits. Men tast het gehele geheugen lijn voor lijn periodiek af, waarbij men elke bit ververst. Meestal is de technische uitvoering iets anders dan zojuist beschreven. Om te beginnen vermijdt men het hinderlijke stilstaan van de straal tijdens het verversen of schrijven van informatie, daar dit een te ingewikkelde tijdbasis zou vereisen.
Men schrijft dus eigenlijk een klein streepje, dat wij niettemin nog als schijfje zullen aanduiden. Het inverse van deze informatie bestaat niet uit twee schijfjes, doch uit een langer streepje. (dot-dash). We zullen nog in het kort nagaan, wat er in dit geval gebeurt. De positie van schijf en streepje is als in fig. 28a. Is de laatste keer een streep geschreven dan is het gat

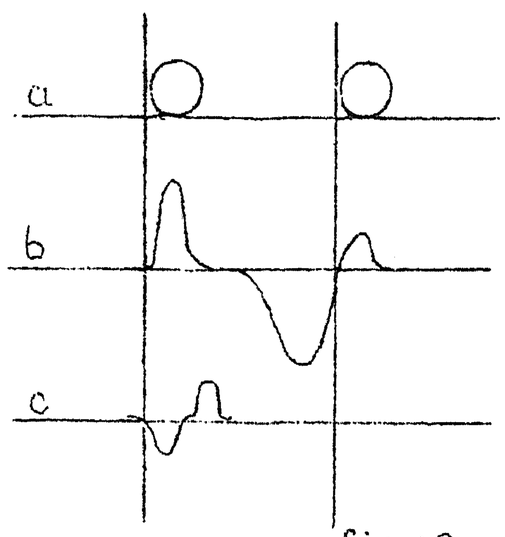


fig.28

ter plaatse van het schijfje opgevuld en wanneer de (onderdrukte) straal op de plaats van het schijfje is aangekomen en daar wordt doorgelaten, treedt de positieve puls uit fig. 28b op. Een positieve lading wordt gevormd, die samen met de straal naar rechts gaat. Aan het einde van het streepje gekomen waar de vorige maal een positieve lading werd achter gelaten wordt deze laatste opgevuld t.g.v. het invangen van secundaire electronen, die vrijgemaakt worden uit de bewegende lading. Deze puls treedt reeds op wanneer de bewegende lading de achtergebleven begint te naderen (anticipation pulse). De eindtoestand moet immers weer dezelfde worden. Dit verklaart de negatieve puls. (oppervlak pos. en neg. puls zijn gelijk). Tenslotte ziet men dan nog het afschakelen van de straal. Ingeval er een schijfje was geschreven krijgt men slechts de pulsvorm c te zien, veroorzaakt door

de electronenwolk. In dat geval wordt de straal onderdrukt zodra het schijfje geregenereerd is.
Tot zover de gang van zaken in het dot-dash systeem.
Andere potentiaalverdelingen zijn eveneens met succes toegepast. Men vindt een schets van de diverse mogelijkheden in fig. 29 waar telkens een 0 en een 1 (of omgekeerd zo men wil) onder elkaar staan afgebeeld. Aandacht verdient nog mogelijkheid d waar gebruik gemaakt wordt van de anticipation-puls om voortijdige informatie te krijgen of, en zo ja waar de vorige maal het streepje beeindigd werd. Opvolgende énen worden in dit systeem door een continue lijn voorgesteld. Een van de nadelen van dit systeem is de slechte afleesbaarheid. Een opmerking die geldt voor alle systemen is dat men informatie, afkomstig van het scherm moet poorten met een vast tijdsignaal teneinde verloop in positie van de informatie op het scherm te voorkomen.

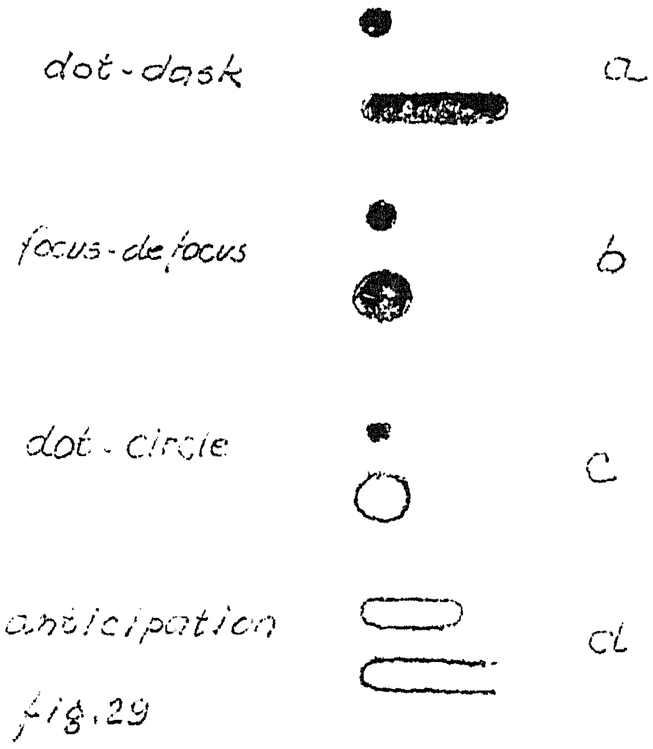


fig. 29

Als technische bijzonderheden vermelden we nog dat de diameter van het schijfje meestal van de orde van 1 mm is. Inbegrepen de lengte van het streepje en ruimte nodig voor scheiding van naburige informatie komt men tot een benodigde oppervlakte per bit van 2mm x 3mm = 6 mm^2. Op een scherm van 8cm x 12cm zou men dan 1600 bits kunnen bergen. In aanmerking genomen de verliezen aan de randen (rond beeldvlak) is het in het voorbeeld genoemde aantal van 1024 wel redelijk te noemen.
Tenslotte zullen we nog enige aandacht schenken aan de organisatie van een dergelijk geheugen. We nemen aan dat op het scherm 32 rijen van elk 32 pulsen geschreven staan. Elke rij stelt een woord voor. Men kan nu alle woorden in successie regenereren, en ingeval men een bepaald woord nodig heeft eenvoudigweg wachten tot dit woord aan de beurt is. Men begrijpt dat deze wijze van doen een aanzienlijke vertraging zou betekenen. Men past daarom meestal het systeem toe waarin regeneratieperiodes en lee periodes elkaar afwisselen. Beide periodes duren even lang nl. een woordlengte. Nummeren we de woorden van 0 t/m 31, dan is dus het volgende aftastpatroon mogelijk 0,3,1,5,2,2,3, 23,4,1,..... Dit zou betekenen dat we achtereenvolgens de woorden 3,5,2,23,1 nodig hebben gehad. Als voorbeeld van de snelheden waar het hier om gaat geven we enige getallen uit

de praktijk: Aftasten van een woord 272 μsec. (8,5 μsec per digit) Interval tussen twee woorden 34 μsec. Totaal per woord dus 306 μsec. Het gehele geheugen wordt dus geregenereerd in 64 x 306 = 19,6 msec ofwel ca. 50 keer per seconde.
Aangezien de bron waar de informatie vandaan komt zeer hoog impedant is, kan het geen verwondering wekken dat het geheel zeer gevoelig is voor electrische stoorvelden. Afscherming d.m.v. een Faraday-kooi van de kamer waarin deze apparaten opgesteld staan is dan ook meestal vereist.
Ook de kwaliteit van het scherm levert nogal eens moeilijkheden op. Voor gebruik in oscillografen is een zwakke plek in het scherm niet hinderlijk, als geheugenelement is zo'n plek echter onbruikbaar.

Andere geheugentypen.

De ruimte ontbreekt om andere geheugensystemen even uitvoerig te behandelen als met de reeds genoemde is geschied. Bovendien betreft dit meestal systemen die weliswaar zijn voorgesteld doch nimmer verder zijn gekomen dan het laboratoriumstadium. Vele variaties zijn er bedacht op de Williams-buis, die alle dit gemeen hebben dat zij gebruik maken van gedurende korte tijd bestendige potentiaalverdeling op het scherm. De magnetische kern heeft een electrisch pendant gekregen waar men gebruik maakt van de zg. ferroëlectriciteit. Dit verschijnsel bestaat daarin dat, wanner men bepaalde stoffen als dielectricum voor een condensator gebruikt, de lading van de condensator niet verdwenen is wanneer de spanning tot nul gedaald is. Ook hier heeft men te maken met een soort hysteresselus en het bezwaar tegen het gebruik van magnetische kernen, dat der onafleesbaarheid, geldt ook hier. Aanwezigheid van lading, niet gepaard gaande met een verschil in spanning, is niet te meten. Destructief uitlezen lijkt ook hier aangewezen. Doch zoals reeds opgemerkt, is het niet de bedoeling hier verder op in te gaan.

2. Logische elementen

a. Inleiding

In deze sectie zullen we behandelen de elementen waaruit het arithmetisch orgaan en de besturing van de machine kunnen worden opgebouwd, voor zover deze niet reeds onder de behandeling der geheugenelementen ter sprake zijn gekomen. Dikwijls immers bevatten ook deze twee onderdelen „geheugen" voor een beperkt aantal woorden. Dit geheugen is dan meestal van een snelle variëteit; in een seriemachine kunnen dit bv. statische of magnetostrictieve delaylines zijn.

Allereerst zal een hoofdstuk gewijd worden aan de zg. binaire algebra die een hulpmiddel is bij het analyseren en construeren van ingewikkelde circuits.

Daarna zal dan de constructie worden behandeld van de zg. coderende elementen, d.w.z. elementen die de binnenkomende gegevens omtransformeren volgens bepaalde voorschriften (optelvoorschrift bv.) en de correcte antwoorden als uitgangen leveren. We denken ons hierbij in eerste instantie de ingangen als statisch (continu) aanwezig, en nemen voorlopig aan dat de uitgangen hun gewenste waarde hebben zodra de daartoe benodigde ingangswaarden aanwezig zijn. Door altijd optredende vertragingen is deze veronderstelling niet geoorloofd, en de beperkingen welke dit met zich mee brengt zullen nader worden bezien.

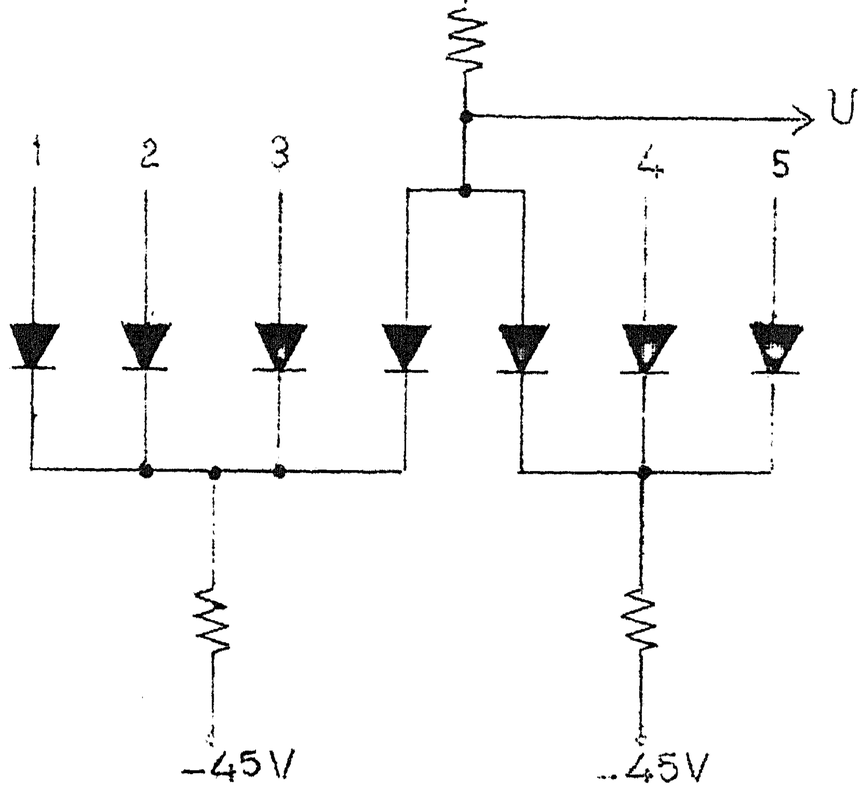
Daarna zullen we de „technische elementen" bespreken, d.w.z. onderdelen die logisch gezien uit het systeem weggedacht kunnen worden en die slechts tot functie hebben verschillende onderdelen aan elkaar aan te passen wat de impedanties betreft, of onvolkomenheden ten gevolge van de niet ideale karakteristieken der gebruikte elementen te overbruggen. Vervolgens komen de zg. houdelementen aan de beurt, d.w.z. elementen met een memorerende functie die niettemin niet tot het eigenlijke geheugen behoren. Als voorbeeld noemen wij het element dat bij een serieopteller de overdracht bewaart tot de volgende cijfers aan bod komen. In vele gevallen is de onthoudende functie van dergelijke elementen niet eens, zoals in ons voorbeeld, logisch noodzakelijk, doch uitsluitend een gevolg van technisch opportunisme.

Tenslotte komen nog enige specialiteiten aan de orde, w.o. de magnetostatische delaylines, registers, tellers e.d.

b. Algebra

Zowel bij het beschrijven van de functie van coderende schakelingen als bij het opstellen van regels voor bv. arithmetische bewerkingen bemerkt men al spoedig dat dit vrijwel ondoenlijk is in „plain words". Men kan natuurlijk de schakeling in fig. 30 volledig beschrijven met de mededeling dat

fig.30



U laag is wanneer 1,2,3 allen laag zijn of wanneer 4 en 5 beiden laag zijn of wanneer beide mogelijkheden zich voordoen. Evenzo kan men de regels voor de optelling van een binaal van 2 binaire getallen als volgt geven: Het somcijfer is dan en alleen dan gelijk aan 1 wanneer onder de 2 beschouwde binalen en de binnenkomende overdracht 1 of 3 énen voorkomen. De naar links door te geven overdracht is dan en alleen dan een 1 wanneer onder deze drie grootheden 2 of 3 énen voorkomen. In beide gevallen zijn dit vrij onoverzichtelijke en langdradige verhalen en het zou geringe moeite zijn een zeer wel bruikbare schakeling te tekenen waarvan de beschrijving een bladzijde zou vullen. We dienen dus naar middelen om te zien teneinde onze beschrijvingen wat te condenseren. Dit is op betrekkelijk eenvoudige wijze mogelijk wanneer we met een binaire machine te maken hebben, in die zin dat alle voorkomende signalen slechts twee waarden aan kunnen nemen, afgezien van overgangsverschijnselen. We trekken ons nu van de werkelijke waarde van de signalen, uitgedrukt in volts niets meer aan, maar stellen uniform vast dat een signaal dat hoog is „gelijk" is aan 1, een signaal dat laag is „gelijk" is aan 0.

Dus: Wanneer signaal x hoog is geldt x = 1
x laag " " x = 0

Stilzwijgend is hier dan reeds geïntroduceerd het benoemen van signalen met enkele letters, een gewoonte waarvan we ook in het vervolg gebruik zullen maken.

De keuze van de getallen 0 en 1 voor lage resp. hoge signalen is uiteraard vrij willekeurig en slechts gerechtvaardigd door het feit dat met deze keuze de formules een eenvoudig uiterlijk krijgen.

De te ontwikkelen algebra zal nu moeten voldoen aan de eis dat de formules die zij aflevert en waarin wordt aangegeven op welke wijze een nieuw signaal afhangt van een aantal bekende, weer binaire resultaten opleveren (d.w.z. resultaten die weer slechts 0 of 1 zijn voor alle waarden van de in de formule optredende veranderlijken.
Als voorbeeld beschouwen we eens de volgende schakeling.(fig.31)

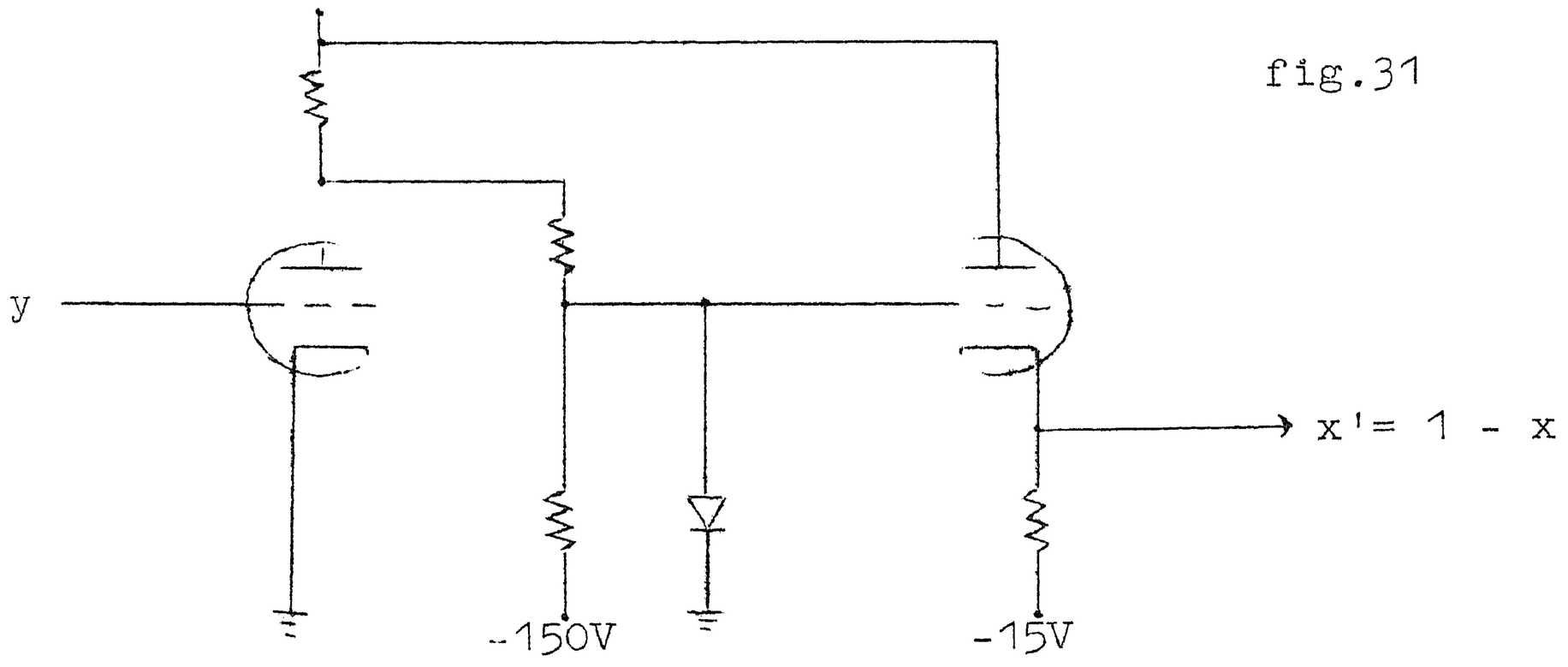


fig.31

x zal hier een signaal zijn dat bv. van een kathodevolger afkomstig is en waarvan de twee mogelijke waarden zijn + 5V en - 15 V. Het is gemakkelijk in te zien dat de circuitelementen zodanig gekozen kunnen worden dat voor x = + 5 V de kathodevolger geheel dicht staat zodat x' = - 15 V en voor x = - 15 V het rooster van de kathodevolger op aardpotentiaal staat zodat x' = 3 - 7 Volt afhankelijk van de belasting.
Anders gezegd voor x hoog is x' laag en omgekeerd.
De eenvoudigste formule, hiervoor te bedenken, is wel
x' = 1 - x. Inderdaad geldt dan: Voor x = 0 is x' = 1
x = 1 is x' = 0

We hadden natuurlijk even goed kunnen stellen
$x' = 1 - 4x + 3x^2$ of $x' = 1 + x + x^2 - 3x^3$, daar deze twee uitdrukkingen ook aan de eis voldoen dat zij voor x = 0 resp. 1 de waarden 1 resp. 0 opleveren, doch met behulp van de relatie $x^n = x$ die onmiddellijk volgt uit het binaire karakter van x, zijn beide formules terug te brengen tot x' = 1 - x.
We kunnen nu ook aangeven welke functies van een veranderlijke we kunnen maken.
Aangezien, zoals reeds terloops opgemerkt, hogere machten dan de eerste zinloos zijn, is de meest algemene functie van één variabele f = Ax + B.

We hebben nu nog de vrijheid om vast te stellen welke waarden onze functie zal aannemen voor elk der 2 toegelaten waarden van x. Dit geeft de volgende vier mogelijkheden:

	x =	0	1	A	B	f
1	f =	0	0	0	0	0
2		0	1	1	0	x
3		1	0	-1	1	1 - x = x'
4		1	1	0	1	1

We zien dat van de 4 mogelijkheden de eerste en de laatste gedegenereerd zijn in die zin dat ze in het geheel niet meer van x afhangen.
We merken nog op dat het de gewoonte is 1 - x te schrijven als x'. Ergo geldt dan (x')' = x. x' is nl. niets anders dan het omgekeerde, inverse of de "andere polariteit" van x.
We kunnen nu een dergelijke weg inslaan om te onderzoeken welke functies (switching functions) van 2 variabelen x en y we kunnen verwachten. Hogere machten dan de eerste weer weglatend komen we tot de suggestie f= A + Bx + Cy + Dxy. (1)
Wanneer we dit op analoge wijze gaan napluizen blijken dit de volgende 16 switching functions te zijn.

TABEL 1

	A		B
1	0	=	0
2	1	=	xy+xy'+x'y+x'y'
3	xy	=	xy
4	1-xy	=	xy'+x'y+x'y'
5	x-xy	=	xy'
6	1-x+xy	=	xy+x'y+x'y'
7	y-xy	=	x'y
8	1-y+xy	=	xy+xy'+x'y'
9	x+y-xy	=	xy+xy'+x'y
10	1-x-y+xy	=	x'y'
11	x+y-2xy	=	xy'+x'y
12	1-x-y+2xy	=	xy+x'y'
13	x	=	xy+xy'
14	1-x	=	x'y+x'y'
15	y	=	xy+x'y
16	1-y	=	xy'+x'y'

We vinden hier 6 gedegenereerde functies, waarvan er 4 slechts

van 1 van de variabelen afhangen en er twee constanten zijn. Het is niettemin al duidelijk dat dit voor meer variabelen tot onoverzichtelijke formules aanleiding zal geven.
Wegens $x + x' = 1$, $y + y' = 1$ mogen we (1) echter ook schrijven als:

$$f = A(x+x')(y+y') + Bx(y+y') + Cy(x+x') + Dxy =$$
$$(A+B+C+D)xy + (A+C)x'y + (A+B)xy' + Ax'y' =$$
$$\alpha_3 xy + \alpha_2 xy' + \alpha_1 x'y + \alpha_0 x'y' \qquad (2)$$

Deze uitdrukking is volkomen gelijkwaardig met (1) daar door A,B,C,D de grootheden α_0 t/m α_3 bepaald zijn en omgekeerd.
Aan (2) laten zich nog enige beschouwingen vastknopen. De grootheid x'y is gelijk aan 1 dan en alleen dan wanneer $x' = 1$ dus $x = 0$ en $y = 1$ dus $y' = 0$. Aangezien in alle andere termen van (2) òf x òf y' optreedt (ev. beiden) zijn de drie termen uit (2) die x'y niet bevatten dan gelijk aan nul. Voor $x = 0$, $y = 1$ is dus $f = \alpha_1$. Hieruit volgt dat ook α_1 dus slechts de waarden 0 en 1 mag hebben. Daar mutatis mutandis voor de overige termen hetzelfde geldt, kunnen we dus zeggen dat alle switching functions van 2 variabelen gevonden kunnen worden door voor α_0 t/m α_3 alle denkbare combinaties van nullen en énen te nemen, anders gezegd voor het getal $\alpha_3\alpha_2\alpha_1\alpha_0$ als binair getal gezien alle mogelijke waarden in te vullen; dat zijn dus 16 verschillende gevallen, zoals we reeds gezien hadden.
Onder kolom B van tabel 1 staan deze 16 switching functions nog eens op de nieuwe manier opgeschreven.
Behalve dat uit $x'y = 1$ volgt $xy = xy' = x'y' = 0$, kunnen we ook nog zeggen dat één van deze 4 uitdrukkingen altijd gelijk moet zijn aan 1, zodat $xy+xy'+x'y+x'y' = 1$ (regel 2, tabel 1, volledige s.f), iets wat ook blijkt door ontbinding in $(x+x')(y+y')$.
Uit (2) laat zich gemakkelijk afleiden hoe de uitbreiding tot meer digits er uit zal zien.
Voor n variabelen x_0 t/m x_{n-1} luidt de algemene switching function $f(x_0 \ldots x_{n-1}) = \sum_{i=0}^{2^n-1} \alpha_i (x_0 \cdots x_{n-1})_i$, waarin met $(x_0 \ldots x_{n-1})_i$ dat product bedoeld wordt dat gelijk is aan 1 wanneer $x_0 \ldots x_{n-1}$ juist het binair geschreven getal i voorstellen. Er zijn dus 2^n getallen α_i die aanleiding geven tot $(2)^{2^n}$ switching functions.
Alvorens verder te gaan noteren we nog even de belangrijkste

regels die we gevonden hebben.

$x+x' = 1$

$xx' = 0$

$x^n = x$

alg. sw.f. $f = \sum_{i=0}^{2^n-1} \alpha_i (x_0 \cdots x_{n-1})_i$ α_i willekeurig binair

$\sum_{i=0}^{2^n-1} (x_0 \cdots x_{n-1})_i = 1$ volledige switching function.

Alhoewel we nu in principe weten welke switching function we logisch kunnen verwachten, is het voorshands nog minder duidelijk

a) hoe de switching function er uitziet die aan bepaalde eisen voldoet
b) hoe deze technisch te realiseren is, waarbij tevens het bewijs ter sprake komt dat alle denkbare sw.f. ook inderdaad te verwezenlijken zijn.
c) welke sw.f. met een bepaalde schakeling met gegeven ingangsvariabelen overeen komt.

a. Hiertoe schrijven we voor alle waardencombinaties van de variabelen de gewenste waarde van de sw. f. op. Voor die waardencombinatie is deze sw.f. gelijk aan de corresponderende α_i zodat deze daarmede bepaald is.

Voorbeeld: Gevraagd de sw.f. van 3 variabelen x,y,z die voor de 8 mogelijke waardencombinaties van x,y,z de volgende waarden aanneemt.

x	y	z	f
0	0	0	0
0	0	1	0
0	1	0	1
0	1	1	1
1	0	0	1
1	0	1	0
1	1	0	1
1	1	1	x

In de laatste regel is voor f een x genoteerd, ten teken dat voor x = y = z = 1 de waarde van f ons niet interesseert, bv. omdat we van de waarde van f voor x = y = z = 1 geen gebruik maken in de rest van de schakeling, dan wel omdat de waardencombinatie x = y = z = 1 nimmer kan voorkomen. We mogen voor x dus ● of 1 substitueren en zullen dit doen op zodanige wijze dat de sw.f. er zo eenvoudig mogelijk uitziet.

Aangezien er minder nullen dan énen voorkomen in de kolom voor f stellen we het liefst de sw.f. voor f' op. Deze luidt dan:

$$f' = x'y'z' + x'y'z + xy'z + \alpha xyz.$$

Voor $\alpha = 0$ is dit te vereenvoudigen tot

$$f' = y'(x'z' + x'z + xz) = y'(xz')'$$

Voor $\alpha = 1$

$$f' = x'y' + xz.$$

De keuze tussen de twee vormen is moeilijk te maken zolang men niet weet met welk soort apparatuur deze sw.f. gemaakt moet worden.

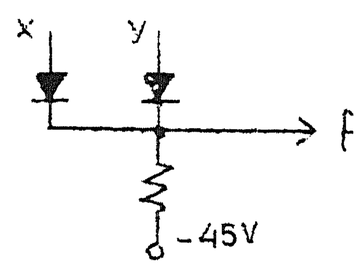
Wijzigen we het voorbeeld echter in die zin dat we eisen $f = 1$ voor $x = 1$, $y = 0$, $z = 1$ dan wordt

$$f' = x'y'z' + x'y'z + \alpha xyz$$

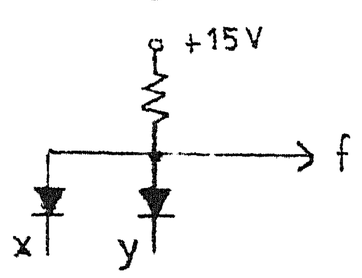
en nu valt de keuze op $\alpha =$ ● daar dan $f' = x'y'$, d.i. dus een functie die slechts van 2 variabelen afhangt, hetgeen voor elk soort apparatuur wel een vereenvoudiging zal betekenen.

b. Alvorens deze vraag te beantwoorden lijkt het nuttig van een aantal elementaire circuits de switching functions te bepalen.

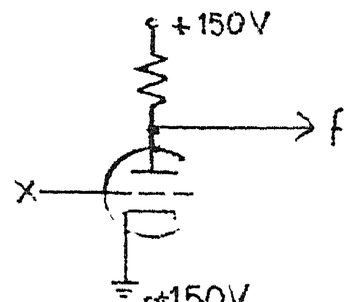
fig.32

1 

$f = xy + xy' + x'y = (x'y')'$ $\qquad f' = x'y'$

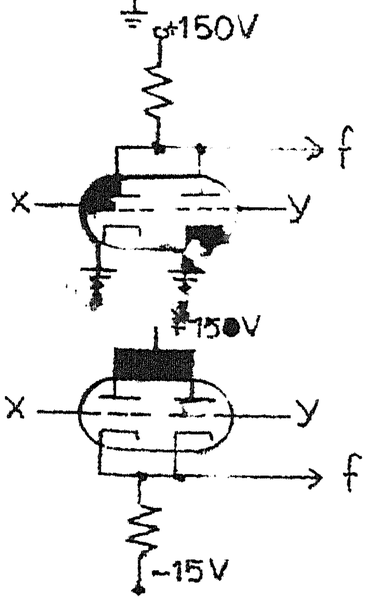
2 

$f = xy$

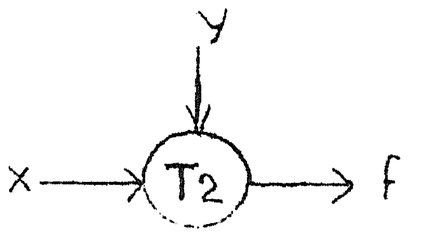
3 

$f = x'$



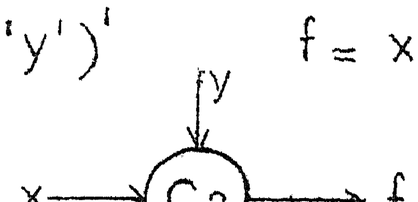
4 

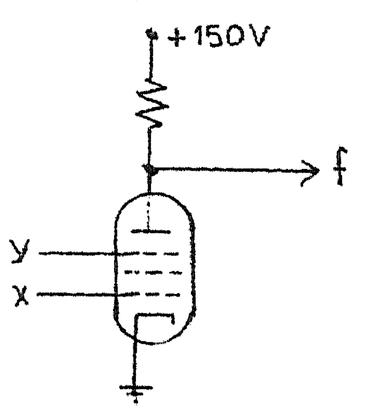
$f = x'y'$



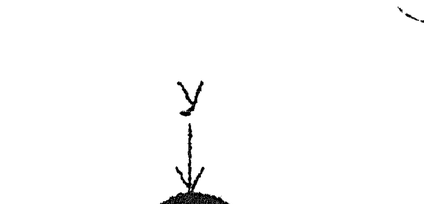
5

$f = xy + xy' + x'y = (x'y')'$ $\qquad f = x'y'$

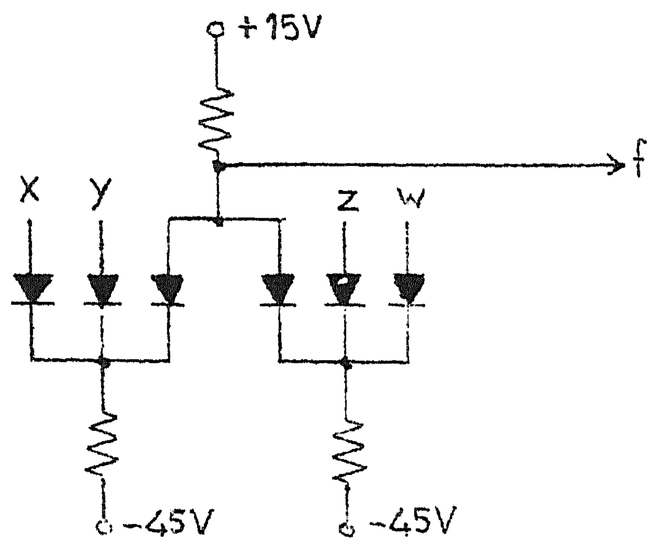


6 

$f' = xy$



7



$f = (x'y')'(z'w')' = (1 - x'y')(1 - z'w')$

Het laatste voorbeeld is niets anders dan een combinatie van 1° en 2°. We zeggen dat het „eerste niveau" de signalen x en y bevat en het „tweede niveau" de signalen z en w. Uitbreiding tot meer niveaus ligt voor de hand. Aangezien dergelijke dioden-schakelingen veel gebruikt worden zullen we iets uitvoeriger aangeven hoe de standaardvorm van de sw.f. gebracht kan worden in een vorm waaruit zich de bijbehorende diodenschakeling onmiddellijk laat aflezen.

De alg. sw.f. in 3 variabelen

$f = \alpha_0 x'y'z' + \alpha_1 x'y'z + \alpha_2 x'yx' + \alpha_3 x'yz + \alpha_4 xy'z' +$
$\alpha_5 xy'z + \alpha_6 xyz' + \alpha_7 xyz$

laat zich op de vorm brengen

$f = (1-\alpha_0')x'y'z' + \text{enz.}$
$= x'y'z' + x'y'z + \text{enz.}$
$-\alpha_0' x'y'z' - \alpha_1' x'y'z - \text{enz.}$
$= 1 - \sum_{i=0}^{7} \alpha_i' (xyz)_i$

$(1-\alpha_0'x'y'z')(1-\alpha_1'x'y'z)(1-\alpha_2'x'yz')(1-\alpha_3'x'yz)(1-\alpha_4'xy'z')$
$(1-\alpha_5'xy'z)(1-\alpha_6'xyz')(1-\alpha_7'xyz)$ (3)

Hieruit laat zich onmiddellijk de diodenschakeling aflezen waarmede tevens het bewijs is geleverd dat elke sw.f. in 3 variabelen te construeren is. Voor meer veranderlijke loopt het bewijs uiteraard n[illegible] We nemen als voorbeeld

$f = x'y'z' + x'y'z + x'yz' + x'yz + xy'z' =$
$1-xy'z - xyz' - xyz = (1-xy'z)(1-xyz')(1-xyz).$

Dit komt overeen met een schakeling van 3 niveaus die resp. de volgende signalen bevatten: x',y,z'; x'y'z; x'y'z'.
Dit komt neer op 12 dioden (een niveau kost één diode meer dan het aantal signalen op dit niveau) We kunnen echter zonder aan algemeenheid te verliezen de alg. sw.f. ook schrijven als:

$$f = (1-A'x')(1-B'x)(1-C'y')(1-Dy')(1-E'z')(1-F'z)(1-a'y'z')(1-b'y'z)(1-c'yz')(1-d'yz)(1-e'x'z')(1'f'x'z)(1-g'xz')(1-h'xz)(1-i'x'y')(1-j'x'y)(1-k'xy')(1-l'xy)(1-\alpha_0'x'y'z')(1-\alpha_1'x'y'z)(1-\alpha_2'x'yz')(1-\alpha_3'x'yz)(1-\alpha_4'xy'z')(1-\alpha_5'xy'z)(1-\alpha_6'xyz')(1-\alpha_7'xyz). \quad (4)$$

Immers voor A' = B' = ...= l' = 0 gaat (4) over in (3)
Voor de mogelijke 8 waardencombinaties van xy en z neemt f de volgende waarden aan

x	y	z	f
●	0	0	ACEaelα0 (= 1)
0	0	1	ACFbflα1 (= 1)
0	1	0	ADEcejα2 (= 1)
0	1	1	ADFdfjα3 (= 1)
1	0	0	BCEagkα4 (= 1)
1	0	1	BCFbhkα5 (= 0)
1	1	0	BDEcglα6 (= 0)
1	1	1	BDFdhlα7 (= 0)

TABEL 2

Tussen haakjes staat aangegeven welke waarden f aanneemt in ons voorbeeld We zien onmiddellijk A=B=C=D=E=F=a=b=c=d=e=f=g=i j=k=$\alpha_0=\alpha_1=\alpha_2=\alpha_3=\alpha_4$=1 zodat de laatste drie vergelijkingen zich laten reduceren tot

$$h\alpha_5 = 0$$
$$l\alpha_6 = 0 \quad (5)$$
$$hl\alpha_7 = 0$$

Elk van deze symbolen die wij gelijk aan nul kiezen teneinde aan deze vergelijkingen te voldoen betekent een factor in (4) die niet identiek gelijk wordt aan 1, m.a.w. een niveau in de schakeling. Voorts telt een gewone kleine letter voor 3 dioden, een Griekse letter voor 4 dioden. Gevraagd dus aan (5) te voldoen onder de bijconditie dat $3(h'+l') + 4(\alpha_5'+\alpha_6'+\alpha_7')$ minimaal wordt. Onze vorige keuze was blijkbaar h = l = 1, $\alpha_5=\alpha_6=\alpha_7$= 0, waarbij 12 dioden werden gebruikt. De beste keus is in dit geval blijkbaar h = l = 0, $\alpha_5=\alpha_6=\alpha_7$= 1 ten koste van 6 dioden.
De sw.f. ziet er tenslotte dus uit: f =(1-xz)(1-xy) overeenkomend met 2 niveaus à 2 ingangen die resp.de signalen x'y' en x'z' bevatten.
Willen we f' maken in plaats van f dan moeten we in de laatste kolom van tabel 2 dus juist alle rechterleden inverteren en we vinden
B=C=D=E=F=b=c=d=g=h=k=l=$\alpha_5=\alpha_6=\alpha_7$= 1

$$
\begin{aligned}
&Aae\,i\alpha_0 = 0\\
&Afi\alpha_1 = 0\\
&Aej\alpha_2 = 0\\
&Afj\alpha_3 = 0\\
&a\ \alpha_4 = 0
\end{aligned}
\qquad (6)
$$

De beste oplossing is nu: A=a=0 alle andere grootheden gelijk aan 1. Sw.f.: f' = (1-x')(1-y'z'), corresponderend met 2 niveaus waarop x resp. y,z binnenkomen Dit gebruikt 5 dioden totaal.
Natuurlijk behoeft men niet voor elk geval alle 26 factoren van (4) op te schrijven. Men kan onmiddellijk zien welke factoren wel en niet mogen voorkomen. Tevens geldt de regel dat als bv. de factor (1-xz) al voor komt de factor (1-xyz) evenals (1-xy'z) weggelaten kunnen worden.
Tenslotte houdt men dan een gering aantal factoren over die voor mogen komen en waarvan niet a priori vaststaat dat zij overbodig zijn.
We geven nog een voorbeeld:

f = x'y'z' + xyz

Daar het voorkomen van bv. de factor (1-x') zou betekenen dat f = 0 als x' = 1, hetgeen kennelijk onjuist is i.v.m. de eerste term van f, concluderen we dat eerste graads factoren niet mogen voorkomen. Van de 2e graads factoren mogen voorkomen

(1-x'y)(1-xy')(1- x'z)(1-xz')(1-y'z)(1-yz')

terwijl 3e graads factoren overbodig zijn. De factor (1-xyz') bv. die zou mogen voorkomen is al verdisconteerd in de 4e zowel als in de 6e factor. We proberen dus f = (1-a'x'y)(1-b'xy')(1-c'x'z) (1- d'xz')(1-e'y'z)(1-f'yz'). Aangezien de gevallen waarin f = 1 moet zijn al in orde zijn gemaakt door de verboden factoren niet op te nemen schrijven we alleen nog die gevallen op waarin f = 0 moet zijn.

Dit geeft de volgende vergelijkingen

x	y	z	
0	0	1	ce = 0
0	1	0	af = 0
0	1	1	ac = 0
1	0	0	bd = 0
1	0	1	be = 0
1	1	0	df = 0

Dus bv. a = 0 d = e = 0.
of f = (1-x'y)(1-xz')(1-y'z).

Tot dusverre konden we voor de opstelling van het dioden-circuit vrij strenge regels geven. De analyse berustte op 2 veronderstellingen: 1° Van alle veranderlijken zijn beide polariteiten beschikbaar. 2° De sw.f. bevat geen vrije parameters. (zie blz.61-62).
Wat 1° betreft kunnen we kort zijn. Moet men een sw.f. maken waarin een signaal voorkomt waarvan de gewenste polariteit niet beschikbaar is dan zal ergens in de schakeling een buis de verlangde omkering moeten geven, hetzij dat men de gewenste polariteit domweg maakt, dan wel dat men onderzoekt of misschien f' gemaakt kan worden met de beschikbare polariteit van het betreffende signaal, waarna men echter f' nog moet inverteren.
De aanname onder 2° is dikwijls slechts zeer gedeeltelijk vervuld. Het komt vaak voor dat in een schakeling bv. 20 ingangssignalen voorkomen terwijl we aan de uitgang slechts eisen stellen in 60-70 % van de waardencombinatiesvan de ingangen, hetzij dat voor de resterende 30-40% het uitgangssignaal niet gebruikt wordt, hetzij dat de bedoelde waardencombinaties van de ingangen niet voorkomen. In een derg. geval heeft men dus ruime keus de sw.f. aan te vullen op zodanige wijze dat hij gemakkelijk te realiseren valt.
We beschouwen nogmaals het voorbeeld van blz.61-62en vermelden de ontbonden vormen van f en f'.

$\alpha = 0$ $f = x'yz' + x'yz + xy'z' + xyz' + xyz =$

$(1 - x'y')(1 - y'z)$

$f' = x'y'z' + x'y'z + xy'z =$

$(1- y)(1 - xz')$

$\alpha = 1$ $f = x'yz' + x'yz + xy'z' + xyz' =$

$(1 - x'y')(1 - xz)$

$f' = x'y'z' + x'y'z + xy'z + xyz =$

$(1 - x'y)(1 - xz')$

De keuze $\alpha = 0$ is dus te verkiezen ook in geval we f willen maken, daar we dan van alle signalen slechts 1 polariteit nodig hebben.
Nog een belangrijke omstandigheid hebben we echter tot nu toe over het hoofd gezien, nl. dat het er in een rekenmachine niet om gaat één sw.f. met minimaal gebruik aan materiaal te verwezenlijken, doch laten we zeggen. 300-500 sw.f. Vaak zullen dan hulpsignalen eerst gemaakt worden die voor een aantal sw.f. dienst kunnen doen. Een exacte analyse van deze gevallen is bezwaarlijk te geven, ook al omdat in deze schakelingen extra buizen gaan optreden voor de te maken hulpsig-

nalen en men dus een waardeverhouding tussen buizen en dioden moet gaan vaststellen, welke verhouding zeker niet alleen door de aanschaffingsprijs van beide zal worden bepaald. Problemen als levensduur, betrouwbaarheid, opgenomen vermogen (gloeistroom!) afmetingen (bij montage op eenheden kunnen per plug bv. 3 buizen geplaatst worden tegen 60-70 dioden), montage accessoires (buisvoet, weerstanden etc,) spelen daarbij een rol.

We volstaan derhalve met het geven van een voorbeeld.

Laat bv. gevraagd zijn te construeren de sw.f.

$$f_1 = \varphi_u + u'$$
$$f_2 = \varphi_v + v'$$
$$f_3 = \varphi_w + w'$$

Waarin een functie is van x, y en z., dan construeren we eerst en schrijven vervolgens

$$f'_1 = (1 - \varphi'u)$$
$$f'_2 = (1 - \varphi'v)$$
$$f'_3 = (1 - \varphi'w)$$

c. Na behandeling van het voorgaande zal het uitrekenen van de sw.f. met een bestaande schakeling met gegeven ingangsvariabelen overeenkomt waarschijnlijk weinig moeilijkheden meer opleveren.

We geven nog een voorbeeld waarbij alle elementaire circuits nog eens ter sprake komen. De blokjes stellen diodenschakelingen voor. De signalen die op één niveau binnen komen zijn op een horizontale lijn geschreven.

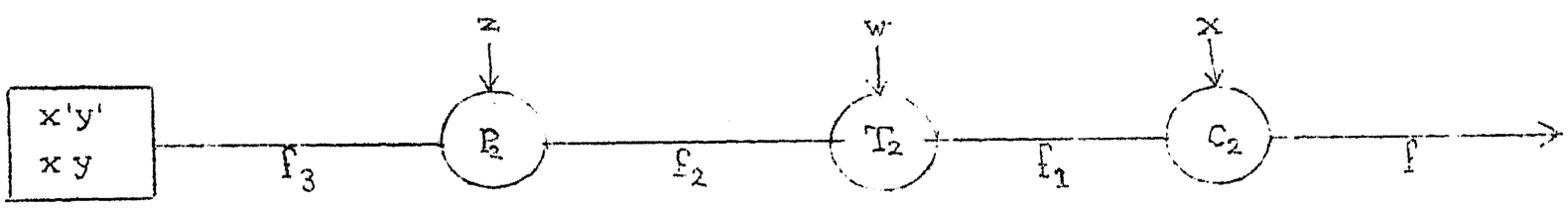


fig. 33

$$f_3 = (1 - xy)(1 - x'y')$$
$$f'_2 = zf_3 = z(1 - xy)(1 - x'y')$$
$$f_1 = w'f_2 = zw'(1 - xy)(1 - x'y')$$
$$f = x + x'f_1 = x + x'zw'(x'y + xy') = x + x'yzw'$$

Tot beslu.. van dit onderdeel zullen we nog enige woorden zeggen over codes.

In het algemeen spreekt men van een code in n lijnen wanneer men een aantal der 2^n configuraties die deze lijnen aan kunnen

nemen op de een of andere wijze in (1-1) correspondentie brengt met een geordend stel grootheden bv. de rij der natuurlijke getallen of de letters van het alfabet. Een zodanig geval doet zich bv. voor bij de telcodes waarin de teller achtereenvolgens een aantal dezer configuraties doorloopt (de natuurlijke getallen slaan dan op het nummer van de toestand waarin de teller op een ogenblik verkeert.) Ook kan men spreken van een „tientallige code" waarmee men dan bedoelt een toekenning van 10 van deze configuraties van de getallen 0 t/m 9. Hierbij is van een volgorde, althans in de tijd geen sprake.

Laten we eens het geval beschouwen van een teller die acht standen moet kunnen doorlopen waarna hij weer tot zijn uitgangspositie terug moet komen. Dit kan dus een drie-traps binaire teller zijn. Aangezien we de opvolgende toestanden naar willekeur mogen kiezen zijn er 8! = 40320 voor deze teller om tot acht te tellen (bekommert men zich er niet om welke stand men „thuisstand" noemt dan komt men tot 7! = 5040 manieren). Het moge duidelijk zijn dat er onder al deze manieren vele onbruikbare zijn. Een code als

0 0 ●
0 1 1
1 0 1
1 1 0
0 1 0
1 1 1
● ● 1
1 ● 0

zal wel door niemand worden aanbevolen. Een verbetering is reeds de zg. binaire tel-code, waarbij de standen die achtereenvolgens doorlopen worden juist de binair geschreven getallen 0 t/m 7 (in die volgorde) voorstellen. Deze code heeft het mnemotechnische voordeel dat de stand onmiddellijk afleesbaar is voor wie met het tweetallig stelsel vertrouwd is.

t_2 t_1 t_0

0 ● 0
● 0 1
● 1 0
0 1 1
1 0 0
1 0 1
1 1 0
1 1 1

We zullen voor deze teller het tijdsdiagram eens opschrijven

met inbegrip van de drijfpulsen.

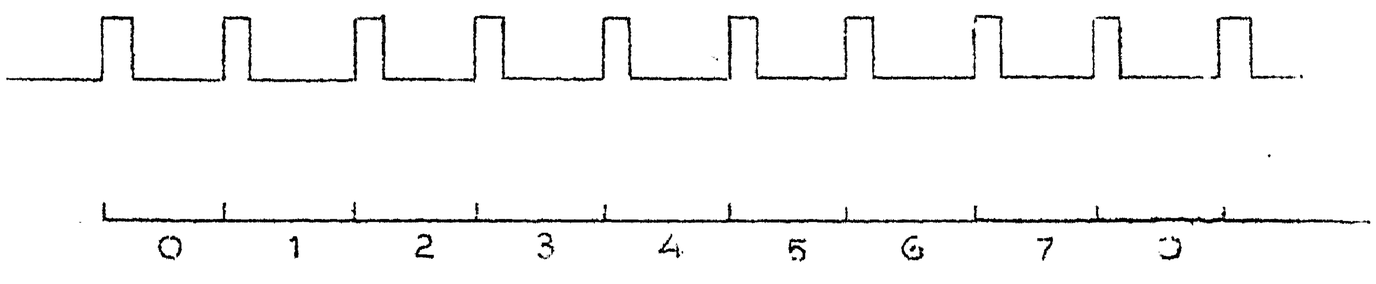


fig. 34

We beschouwen eens de overgang van stand 0 naar stand 1.
Volgens de code moet dus t_0 veranderen van 0 in een 1. Vragen we ons nu af onder welke condities er een 1 in t_0 gelezen moet worden, dan zien we dat dit het geval is wanneer t_0 gelijk was aan nul en er een drijfpuls binnenkomt. Evenzo blijkt er in t_1 een 1 gelezen te moeten worden wanneer t_1, t_0 gelijk was aan 01. Het grote bezwaar van deze manier van doen is dat de informatie op grond waarvan bv. de overgang van t_1 van 0 naar 1 plaats vindt, door deze overgang zelf verdwijnt. Dit betekent dat de tellertrappen zelf over enig intern geheugen moeten beschikken om tijdens het switchen te onthouden uit welke stand ze vandaan kwamen. Dit betekent o.a. dat de vorm en de lengte van de drijfpuls critisch worden, een omstandigheid die zo mogelijk vermeden moet worden.
We stellen ons nu dus tot taak een code te ontwerpen, waarbij alle overgangen van digits plaats vinden op grond van condities die tijdens deze overgang niet veranderen. Voor volledige codes (2^n standen in n lijnen) wordt de oplossing gegeven door een of andere z.g. één-wissel code, d.w.z. een code waarbij bij elke overgang slechts een digit verandert. We geven hieronder twee voorbeelden van een dergelijke code in 4 lijnen.

d_3	d_2	d_1	d_0		d_3	d_2	d_1	d_0
0	0	0	0	A_1	0	0	0	0
0	0	0	1	A_2	0	0	0	1
0	0	1	1	A_1	0	0	1	1
0	0	1	0	A_2	0	0	1	0
0	1	1	0	A_1	1	0	1	0
0	1	1	1	A_2	1	1	1	0
0	1	0	1	A_1	1	1	0	0
0	1	0	0	A_2	1	1	0	0
1	1	0	0	A_1	0	1	1	0
1	1	0	1	A_2	0	1	1	1
1	1	1	1	A_1	0	1	0	1
1	1	1	0	A_2	1	1	0	1
1	0	1	0	A_1	1	1	1	1
1	0	1	1	A_2	1	0	1	1
1	0	0	1	A_1	1	0	0	1
1	0	0	0	A_2	1	0	0	0

Het eerste voorbeeld geldt als standaard type en wordt ook

wel aangeduid als Gray-code. Het tweede voorbeeld toont aan dat er meer codes met de gewenste eigenschappen bestaan die essentieel van de Gray-code verschillen. Hiermee wordt dan bedoeld dat het niet mogelijk is het tweede voorbeeld door verwisseling en/of inversie van kolommen in het eerste over te voeren, ook niet wanneer men de hele code in verticale richting cyclisch verschuift (De meest significante kolom van het tweede voorbeeld heeft de verdeling 4345 en deze verdeling is bestand tegen al deze transformaties).
De Gray-code laat zich gemakkelijk construeren. De minst significante kolom bestaat uit één nul, twee énen, twee nullen enz., de volgende kolom begint met twee nullen, vier énen enz. (let op de meest significante kolom!).
De overgangen van de minst significante digit vinden dus plaats vóór de standen 2k + 1, die in de volgende digits vóór de standen 4k + 2, 8k + 4 enz. Men ziet aldus gemakkelijk in, dat bij elke overgang slechts een digit gewijzigd wordt.
Alvorens we met deze code gaan tellen, moeten we nog een veronderstelling maken, nl. dat we twee series gelijkgerichte, niet overlappende drijfpulsen tot onze beschikking hebben. (A_1 en A_2- pulsen) Overgangen van een stand op de volgende vinden beurtelings plaats op een A_1-puls en een A_2-puls zoals aangegeven in de tabel. We bezien nu de overgang van stand 0 naar stand 1. d_0 moet hierbij veranderen van $0 \longrightarrow 1$. De overige digits blijven bij deze overgang constant, nl. $d_1 = d_2 = d_3 = 0$, doch deze voorwaarde is ook juist voldoende om de standen 0 en 1 samen te bepalen. Als we nu nog toevoegen dat de overgang op een A_1-puls moet plaats vinden (hetgeen we symbolisch kunnen aanduiden met $A_1 = 1$) dan hebben we dus de voorwaarde $1 \Rightarrow d_0$ als $d_1 = d_2 = d_3 = 0$, $A_1 = 1$. Bij de volgende overgang moet d_1 veranderen. De voorwaarde hiervoor luidt, op dezelfde wijze afgeleid, $d_3 = d_2 = 0$, $d_1 = A_2 = 1$.
Men ziet hier het voordeel van introductie van de signalen A_1 en A_2 (waarvoor men onder bepaalde technische voorwaarden de twee polariteiten van eenzelfde signaal kan nemen)
Zodra de overgang van stand 0 naar 1 heeft plaats gevonden is aan de voorwaarde van de overgang van stand 1 naar 2, wat de digits d_0, d_2 en d_3 betreft voldaan. Hadden we slechts de beschikking over één pulstrein op één kanaal, dan bestond de kans (welke bij voldoende pulsbreedte ook inderdaad gerealiseerd zou worden) dat de teller, aangekomen in stand 1, op dezelfde puls nog zou overgaan naar stand 2 en eventueel nog verder.

Deze wijze van tellen wordt bij een groot aantal standen vrij duur. In het geval van 1024 standen (10 digits) vinden alle overgangen (ten getale van 1024) plaats onder een 10-voudige voorwaarde.
Dit kost bij benadering 10240 coderende elementen.
De volgende telcode (neergeschreven voor 16 standen) kost voor 1024 standen 18 digits en in totaal 18 x 4 = 72 coderende elementen.

0	0	0	0	0	0	Hierbij denken we de digits in groepjes
0	0	0	0	0	1	van twee ingedeeld. Elk groepje van twee
0	0	0	1	1	1	vormt een zelfstandige teller voor vier
0	0	0	1	1	0	standen en wordt gedreven door de uit-
0	1	1	1	0	0	gangen van een van de twee digits van het
0	1	1	1	0	1	vorige groepje. Tussenvormen tussen de 2
0	1	1	0	1	1	geschetste systemen zijn eveneens mogelijk.
0	1	1	0	1	0	We tullen nu de verschillende in gebruik
1	1	0	0	0	0	zijnde of voorgestelde tientalli-
1	1	0	0	0	1	ge codes bespreken (zie tabel 3). Ver-
1	1	0	1	1	1	schillende van deze codes zijn zg. ge-
1	1	0	1	1	0	wichtscodes, d.w.z. men kan de waarde
1	0	1	1	0	0	van het decimale cijfer uitrekenen door
1	0	1	1	0	1	de digits ervan met bepaalde gewichts-
1	0	1	0	1	1	factoren vermenigvuldigd bij elkaar op
1	0	1	0	1	0	te tellen. Code a is de gewone binaire

code, het meest voor de hand liggende systeem. Om twee decimalen op te tellen kunnen we gebruik maken van de gewone binaire optelapparatuur. We krijgen dan mogelijkerwijs een antwoord van vijf bits, die wij allen bewaren. Om het juiste somcijfer te verkrijgen moeten we dan in het geval dat het antwoord groter is dan 9, op dezelfde wijze nog 6 bij het antwoord optellen, waarna we de vijfde extra bit verwaarlozen.
Optelling van twee decimalen kan in dit systeem dus twee stappen vereisen. Code b is, evenals a, een gewichtscode met de gewichten 2,4,2,1 en, indien van deze gewichten op de aangegeven wijze (voor 5 zijn bv. twee mogelijkheden) gebruik wordt gemaakt ontstaat een code die de prettige eigenschappen bezit dat de getallen 5 aan één digit te herkennen zijn en dat de 9-complementen door inversie van het binaire patroon gevonden kunnen worden (aftrekking!) Code c, ook wel genaamd excess-three code, heeft met a gemeen dat de optelling in twee stappen vrij eenvoudig kan geschieden. De correctie is hier

	a 8421 wxyz	b 2421 wxyz	c excess3 wxyz	d 84-2-1 wxyz	e 5421 wxyz
●	0000	0000	0011	0000	0000
1	0001	0001	0100	0111	0001
2	0010	0010	0101	0110	0010
3	0011	0011	0110	0101	0011
4	0100	0100	0111	0100	0100
5	●101	1011	1000	1011	1000
6	0110	1100	1001	1010	1001
7	0111	1101	1010	1001	1010
8	1000	1110	1011	1000	1011
9	1001	1111	1100	1111	1100

	f 5221 wxyz	g 7421 wxyz	h wxyz	i vwxyz
0	0000	0000	0001	00011
1	0001	0001	0010	00101
2	●100	0010	0011	00110
3	0011	0011	0100	01001
4	●110	0100	0101	01010
5	1●00	0101	0110	01100
6	1001	●110	1000	10001
7	1100	1000	1001	10010
8	1011	1001	1010	10100
9	1110	1010	1100	11000

TABLE 3.

+3 of -3 al naar gelang het eerste resultaat ≥ of < 16 uitvalt. Bovendien heeft deze code het voordeel dat de 9-complementen door inversie te vinden zijn. De code is geen zuivere gewichtscode. De waarde van het decimale cijfer wordt gevonden uit d = 8w+4x+2y+z-3. Daar dit aequivalent is met d=8w+4x-2y'-z' kunnen we uit deze code een nieuwe construeren die wel een gewichtscode is (code d).

Code e heeft de eigenschap dat wijziging van w het getal met 5 vermeerdert of vermindert. Getallen ≥ 5 zijn alleen aan w herkenbaar. Het even of oneven zijn van een getal is, in tegenstelling tot de vorige codes, afhankelijk van twee digits (w en z).
Code f is een verfijning van e, in die zin dat alle getallen herkenbaar zijn aan slechts 3 digits.
Code g is betrekkelijk oninteressant; het bijzondere is dat hij een minimaal aantal énen bevat, hetgeen i.v.m. stroombesparing in sommige gevallen nuttig kan zijn.
In code h bevatten alle decimalen 1 of 2 énen. Het aantal énen in een getal van n decimalen kan dus liggen tussen n en 2n (van belang voor statische magnetische delay-lines).
Tenslotte onderscheidt code i (2 uit 5-code) zich door het feit dat alle getallen aan slechts 2 digits herkenbaar zijn, terwijl bovendien elk element van de code hetzelfde aantal (2) énen bevat.

d. Coderende elementen

Aangezien we onder B2-b al vrij veel te zien hebben gekregen van coderende schakelingen met dioden, zullen wij nu iets dieper ingaan op de technische eisen, die in het bijzonder aan de dioden te stellen zijn. Als dioden komen in aanmerking: seleengelijkrichters, germaniumdioden, en de laatste tijd ook silicondioden. Al deze dioden hebben gemeen dat de voorwaartse weerstand bij grotere voorwaartse stroom sterk afneemt, zodat deze bij spanningen van ca. + 1V gedaald is tot $\frac{1}{10000} - \frac{1}{100}$ van de weerstand t.o.v. negatieve spanningen. Voor negatieve spanningen die in abs. waarde stijgen wordt de weerstand in eerste instantie groter om daarna echter na overschrijden van een bepaalde waarde (break down voltage) snel te dalen. (zie fig. 35)

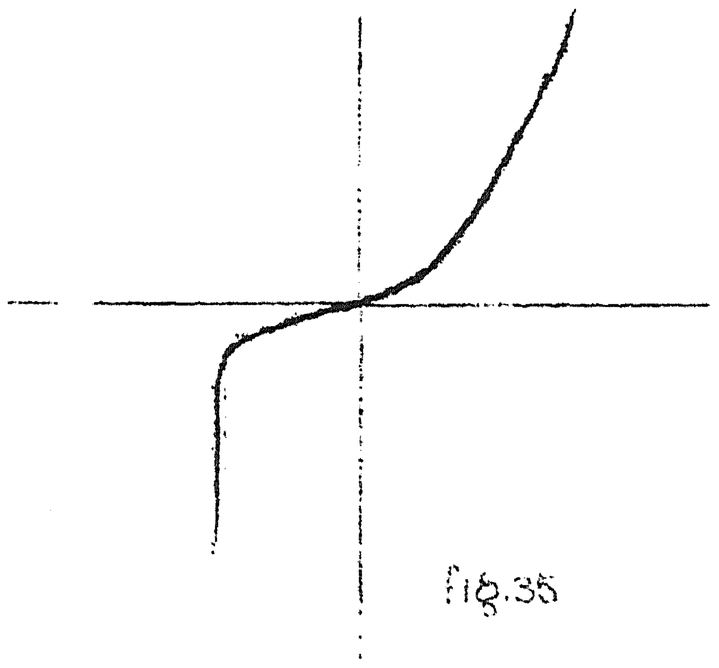


fig.35

We beschouwen nu eens fig. 36.

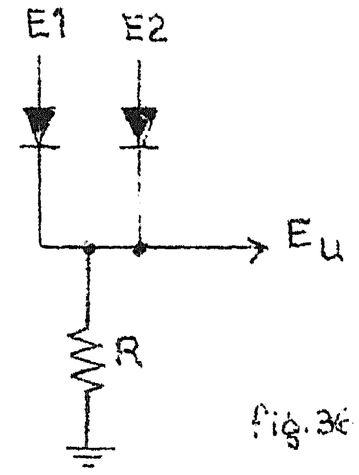


fig.36

De signalen E_1 en E_2 worden verondersteld zuivere spanningsbronnen te zijn waarvan we de 2 discrete waarden voorstellen door E en E + Δ E.
Van de dioden nemen we aan dat ze in voorwaartse richting een weerstand r (geleidingsvermogen g) hebben en in in tegenwaartse richting een weerstand $\frac{r}{\alpha}$ (gel. vermogen $\propto$ g). We tekenen het circuit nogmaals met de generatoren erbij. (fig. 37)

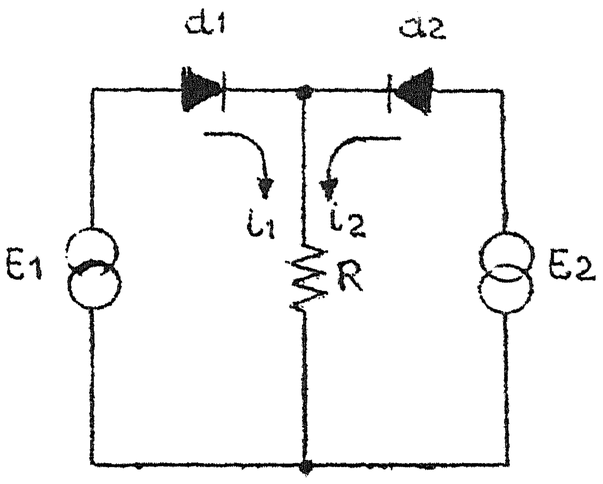


fig.37

De circuitvergelijkingen zijn:

$$E_1 = i_1(r_1 + R) + i_2R$$
$$E_2 = i_1R + i_2(r_2 + R) \qquad \text{of}$$
$$E_1g_1 = i_1(1 + Rg_1) + i_2Rg_1$$
$$E_2g_2 = i_1Rg_2 + i_2(1 + Rg_2)$$
$$E_1g_1 + E_2g_2 = (i_1 + i_2)(1 + Rg_1 + Rg_2).$$
$$i_1 + i_2 = \frac{E_1g_1 + E_2g_2}{1 + Rg_1 + Rg_2}$$

De grootheid $i_1 + i_2$ bepaalt direct de uitgangsspanning E_u

maar aangezien het ons in het vervolg om verhoudingen te doen is, laten we de factor R maar weg.
We willen nl. dat E_u hoog is wanneer 1 van de ingangssignalen hoog is. Indiceren we E_u naar het aantal ingangen dat hoog is dan interesseert ons de verhouding

$$\frac{E_{u_2} - E_{u_1}}{E_{u_2} - E_{u_0}} = \varphi$$

Hoe kleiner de breuk des te groter is de discriminatie.
Nu mogen we aannemen dat de parameters zodanig gekozen zijn dat d_2 dicht staat wanneer $E_1 = E + \Delta E$ en $E_2 = E$ Anders zouden de dioden nl. altijd open staan en zouden we goedkoper uit zijn met weerstanden. Dit vereist echter

$$(E + \Delta E)\frac{R}{R + r} > E$$

of $\Delta ER - rE > 0$

$\Delta ERg - E > 0$ (1)

We vinden nu:

$$E_{u_2} = \frac{2(E + \Delta E)g}{1 + 2Rg} = Eg\,\frac{2(1 + \beta)}{1 + 2\gamma}$$

$$E_{u_1} = \frac{(E + \Delta E)g + E\alpha g}{1 + Rg(1 + \alpha)} = Eg\,\frac{1 + \alpha + \beta}{1 + \gamma(1 + \alpha)}$$

$$E_{u_0} = \frac{2Eg}{1 + 2Rg} = Eg\,\frac{2}{1 + 2\gamma}$$

en de bedoelde verhouding wordt:

$$\left(\beta = \frac{\Delta E}{E}\,,\quad \gamma = Rg\right)$$

$$\varphi = \frac{1 - \alpha + \beta + 2\alpha\beta\gamma}{2\beta(1 + \gamma + \alpha\gamma)}$$

Teneinde de afhankelijkheid van deze breuk van α, β en γ te onderzoeken, memoreren we:

$$\frac{d}{dx}\,\frac{ax + b}{cx + d} = \frac{ad - bc}{(cx + d)^2}$$

maw.
$\frac{ax + c}{cx + a}$ is een stijgende of dalende functie van x al naar gelang ad - bc positief of negatief is.
We schrijven nu voor onze breuk achtereenvolgens:

$$\frac{\alpha(2\beta\gamma - 1) + \beta + 1}{\alpha.2\beta\gamma + 2\beta(\gamma + 1)}$$

$$\frac{(2\alpha\gamma + 1) + 1 - \alpha}{2\beta(1 + \gamma + \alpha\gamma)}$$

$$\frac{\gamma.2\alpha\beta + 1 - \alpha + \beta}{\gamma.2\beta(\alpha + 1) + 2\beta}$$

en we vinden voor de grootheid ad - bc achtereenvolgens:

$2\beta(\beta\gamma - 1)(2\gamma + 1)$,
$-2(1 - \alpha)(\alpha\gamma + \gamma + 1)$,
$-2\beta(1 - \alpha)(\beta + \alpha + 1)$.

De eerste grootheid is positief wegens $\beta\gamma > 1$; dit wil dus zeggen dat de breuk een stijgende functie van α is. Wegens $1 > \alpha$ zijn de twee volgende grootheden negatief zodat de breuk een dalende functie is van β en γ. Daarom is gewenst een kleine α en grote β en γ. Nu wil kleine α zeggen een goede verhouding tussen tegenwaartse en voorwaartse weerstand van de gelijkrichters, een eis die ons niet zozeer verbaast. Grote γ betekent dat de voorwaartse weerstand van de dioden verwaarloosbaar moet zijn t.o.v. de weerstand R hetgeen evenmin schokkend nieuws is. De eis dat β groot moet zijn betekent een grote verhouding $\frac{\Delta E}{E}$. Nu zijn deze eisen in zekere zin strijdig. Kleine r vereist nl. een grote E, hetgeen dan een verkleining van $\frac{\Delta E}{E}$ tengevolge heeft.

Gebruikt men een germaniumdiode, type OA 71, in combinatie met de volgende parameterwaarden:

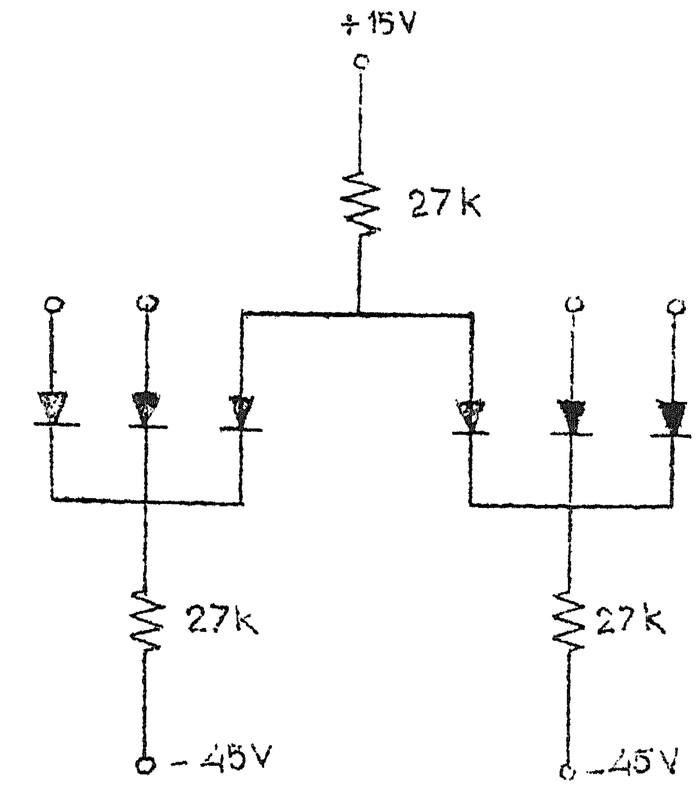
E = 30V
ΔE = 15V
R = 27K

dan vindt men $\alpha = 10^{-4}$
$\beta = 0,5$
$\gamma = 90$
$\varphi = 1,6.10^{-2}$

terwijl
$$\frac{\partial\varphi}{\partial\lg\alpha} = 9,7.10^{-5}$$
$$\frac{\partial\varphi}{\partial\lg\beta} = -1,1.10^{-2}$$
$$\frac{\partial\varphi}{\partial\lg\gamma} = -1,6.10^{-2}$$

Het schema van fig. 36 is slechts een vereenvoudiging van het schema van fig. 38 waarmee men meestal te maken heeft, doch het zou in verband met de opzet van deze cursus te ver voeren ook hiervan een grondige analyse te geven. We volstaan derhalve met het geven van de figuur waarin de circuitparameters zijn vermeld.

fig.38



Hoe men met buizen coderende schakelingen kan maken is in principe reeds aangegeven onder B2-b. We zullen daarom nog slechts een aantal voorbeelden behandelen.
Allereerst een voorbeeld hoe een trap van een binaire optel-ler er uit kan zien. Zijn x_n en y_n de nde digits van de op te tellen getallen en is z_n de van rechts binnen komende carry. (z_{n+1} de naar links doorgegeven carry), terwijl s_n het somcijfer is dan schrijven we

$$s_n = z_n \varphi'_n + z_n' \varphi_n$$
$$\varphi_n = x_n y_n' + x_n' y_n$$
$$z_{n+1} = z_n \varphi_n + x_n y_n$$

Men overtuige zich dat de volgende schakeling (fig. 39) aan het gestelde doel beantwoordt.

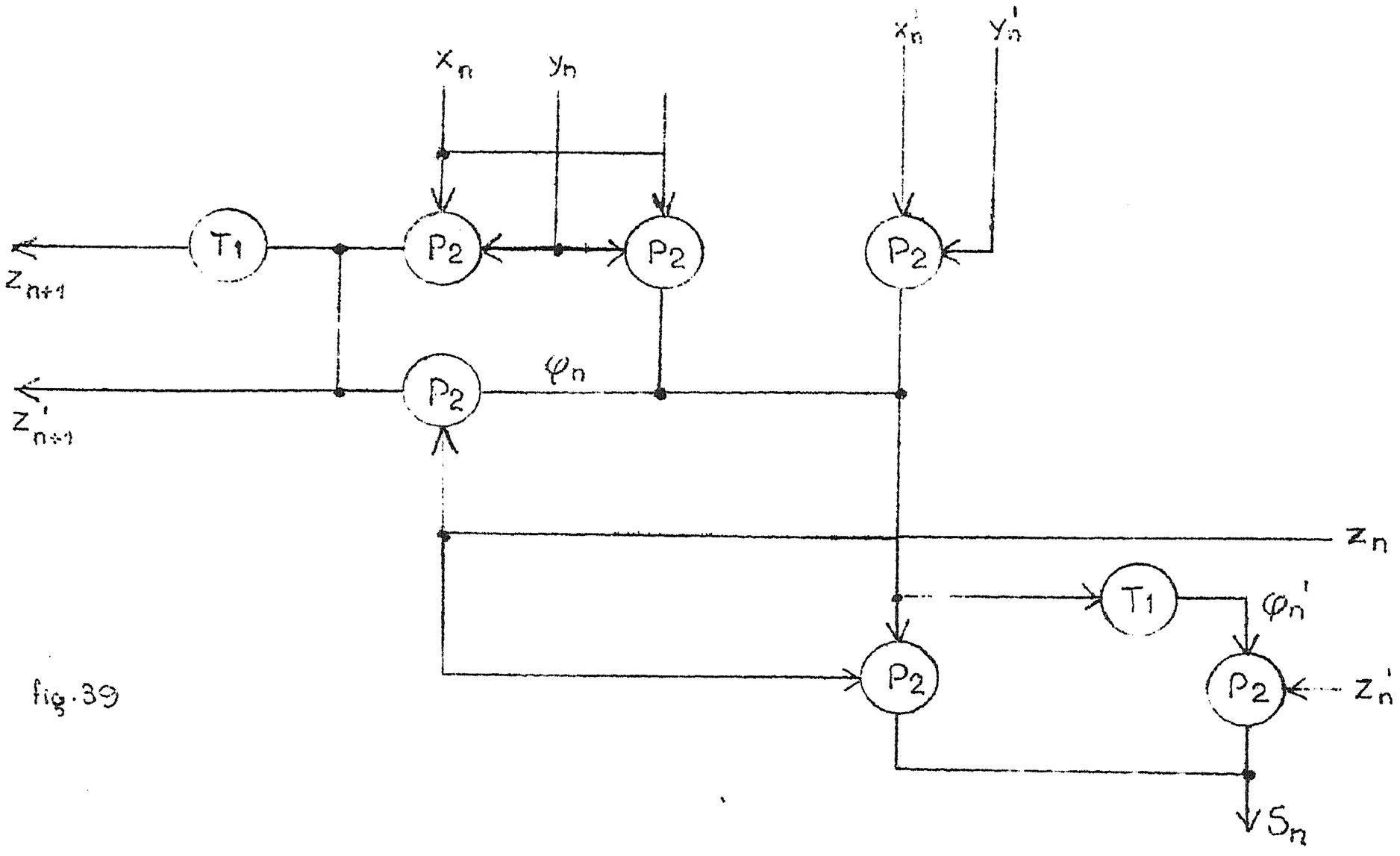
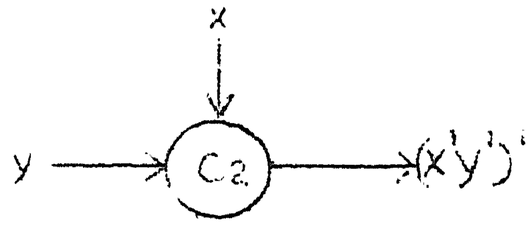


fig.39

Opgemerkt dient te worden dat nog andere basisschakelingen dan die van pag.62-63 mogelijk zijn, door welker introductie het aantal buizen, benodigd voor het maken van bepaalde sw.f. gereduceerd kan worden.
Zij b.v gevraagd de functies (x'y')', (x'y)', (xy')' en (xy)' alle 4 afzonderlijk te maken.
Met kathodevolgers uitgevoerd zou dit 4 dubbeltrioden

vereisen (fig. 40)



Met de volgende schakeling bedragen de kosten slechts 3 buizen (fig. 41). In de onderste buis loopt stroom in de linker- of in de rechterheldt, welke stroom in het bovenste niveau weer een keuze heeft uit twee wegen, bepaald door het signaal y .

Dit type schakeling heeft o.a. het bezwaar dat de ingangsvariabelen niet alle dezelfde gelijkspanningsniveaux kunnen hebben. Dit is een voorbeeld van het buizenaequivalent van een decodatieboom (selection-tree), waarvan de relaisuitvoering wellicht het gemakkelijkst te overzien is, fig. 42.

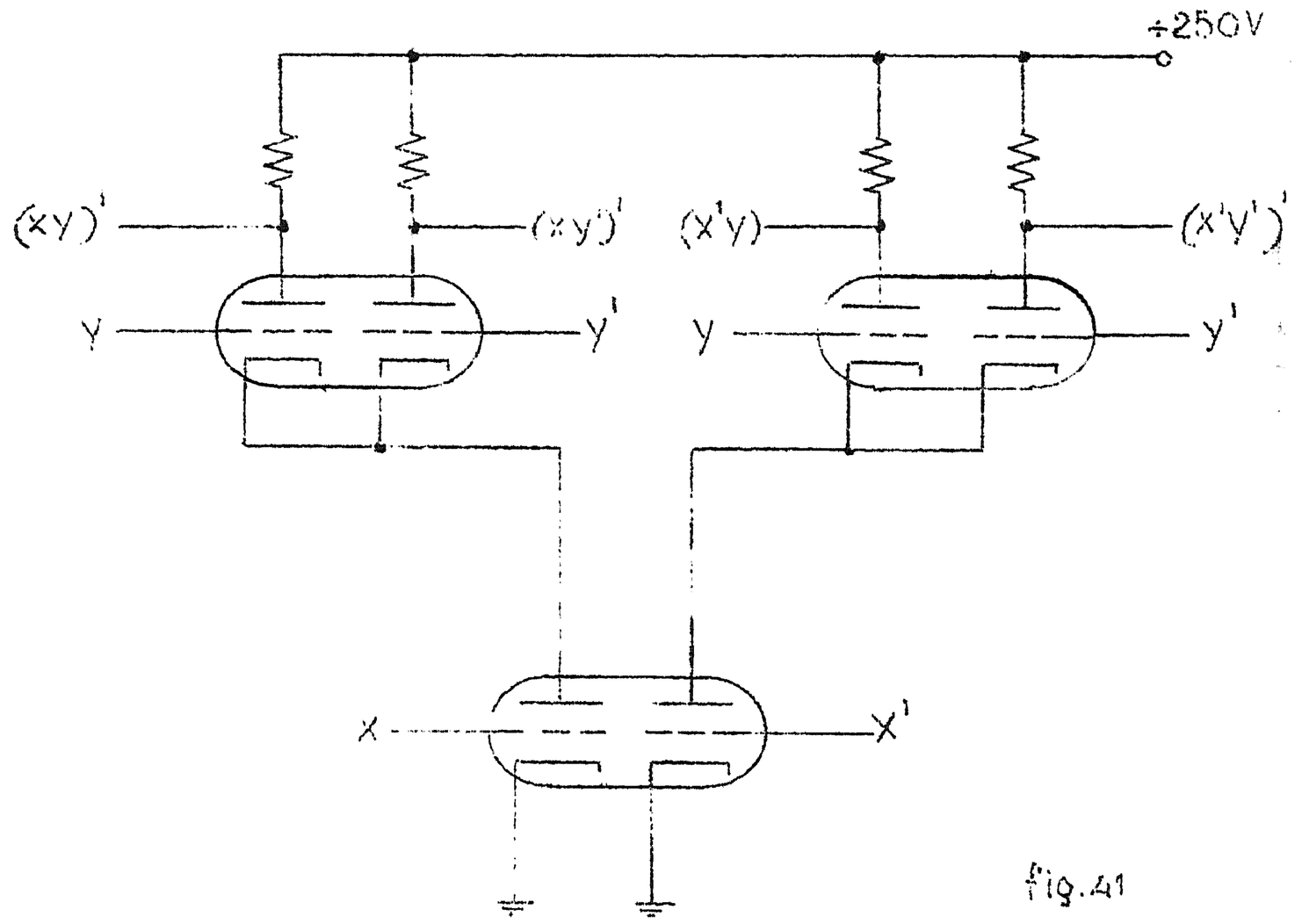


fig. 41

Andere aequivalenten van selectiebomen zullen wij later nog tegenkomen.

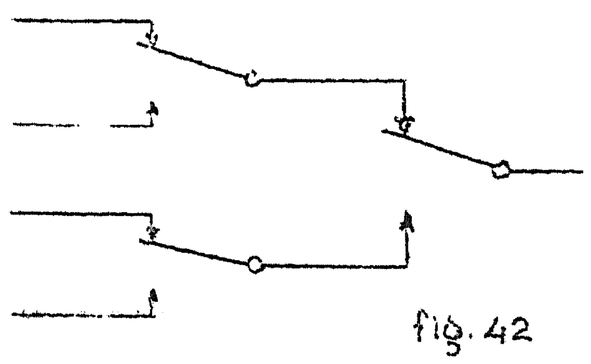


fig. 42

Het is gemakkelijk in te zien dat men voor volledige uitcodering van de n variabelen $x_1 \ldots . x_n$, $2^n - 1$ buizen nodig heeft.
Een nadeel van de decodatieboom is dat de signalen die de stand van de boom bepalen steeds meer „schakelaars" moeten omzetten (van mechanische dan wel electronische aard) naarmate zij op niveaux binnenkomen die verder van de top van de boom gelegen zijn; zij worden dus steeds zwaarder belast.
Dit bezwaar kan men enigszins ondervangen, op een wijze die uit onderstaand voorbeeld (fig. 43) voor de volledige uitcodering van drie digits duidelijk moge zijn.
De verdeling van het aantal schakelaars dat xy en z moeten zetten is dus hier 1,3,3 tegen normaal 1,2,4. De lezer werke zelf een systeem uit voor volledige uitcodering van 7 digits, waarbij één digit één schakelaar bedient, de overige 6 allen 21, (nor-

male verdeling: 1,2,4,8,16,32,64.).

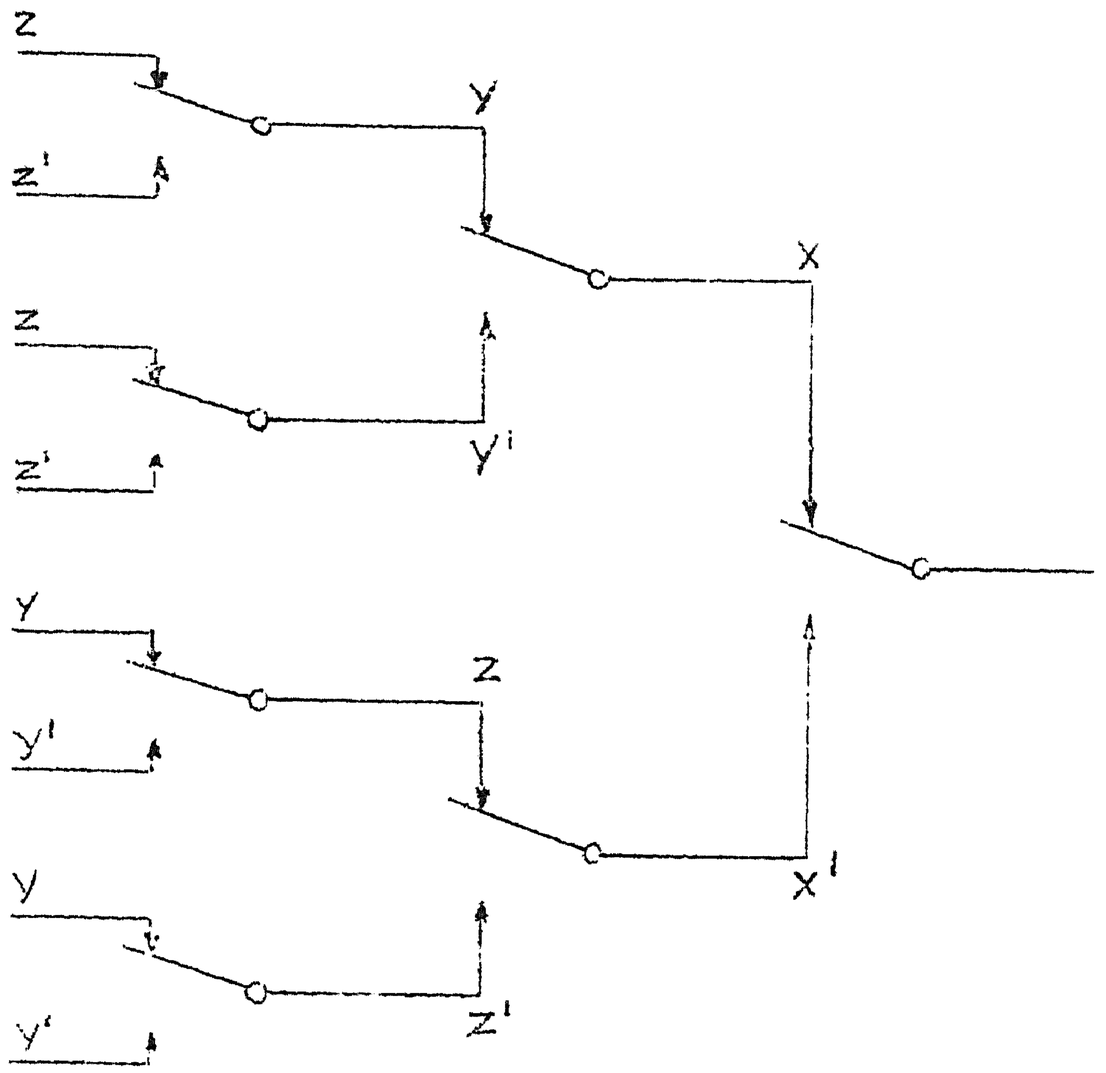


fig.43

Met buizen is een decodatieboom behalve op de reeds aangeduide wijze ook nog met meer conservatieve middelen te verwezenlijken, zij het dat de kosten in dit geval $4(2^{n-1} - 1)$ buizen bedragen. (fig. 44)

Een volledige selectie van bv. 4 digits kan eveneens verkregen worden met een rechthoekige opstelling als in fig. 45 (matrixselectie).
Het idee is dus dat men eerst de digits in 2 (zo mogelijk) gelijke groepen bij elkaar neemt (hier dus 2 groepen van 2 digits), elke groep volledig uitcodeert, (2 groepen van 4 lijnen) waarna men de groepen nog combineren moet. (fig. 45)

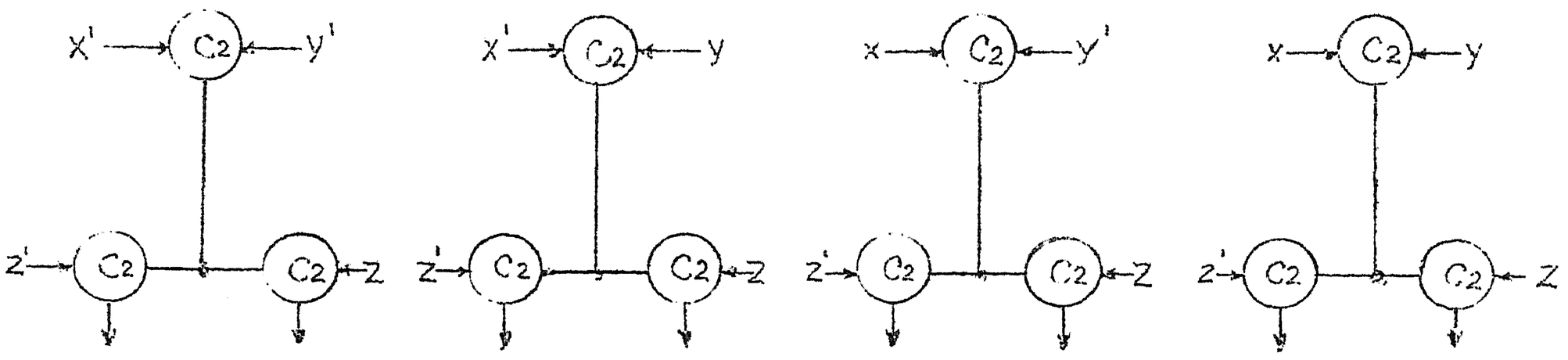


fig.44

We vermoeden al dat het aantal benodigde buizen per uitgecodeerd signaal voor veel variabelen tot 1 zal naderen daar het grootste gedeelte van de apparatuur in beslag wordt genomen door de matrix. We zullen dit iets nauwkeuriger bekijken. We noemen daartoe het benodigd aantal buizen om n digits uit te coderen: k_n.

Blijkbaar is: $k_{2n} = 2k_n + 2^{2n}$ (1)

Evenzo voor oneven aantal variabelen:

$$k_{2n+1} = k_{n+1} + k_n + 2^{2n+1} \quad (2)$$

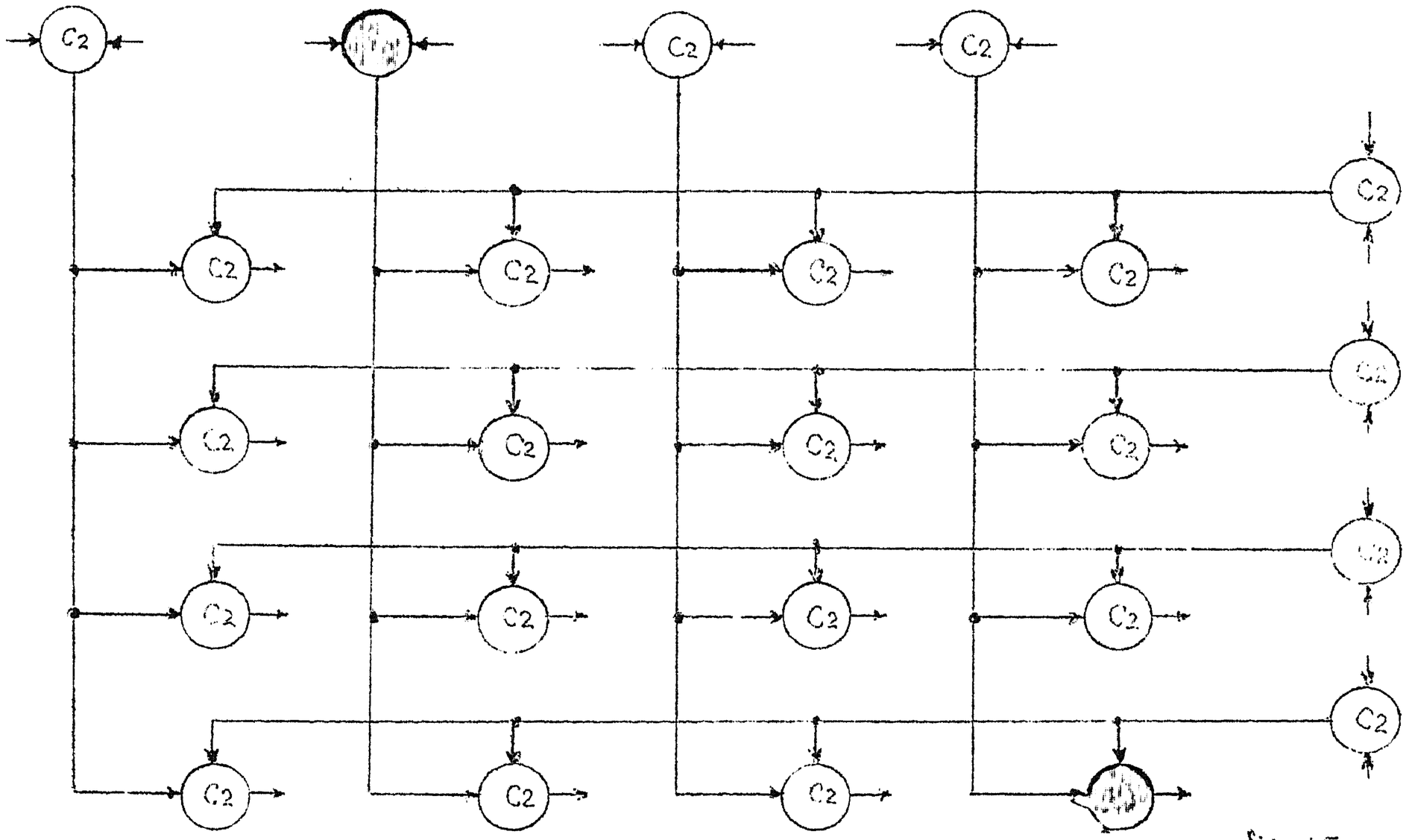


fig. 45

uit (1): $k_{2n+2} = 2k_{n+1} + 2^{2n+2}$ (3)

uit (1), (2) en (3) samen:

$$k_{2n+2} - 2k_{2n+1} + k_{2n} = 2^{2n} \quad (4)$$

Noemen we $\lim_{n\to\infty} \frac{k_n}{2^n} = k$ dan volgt uit (4)

$4k - 4k + k = k = 1$, dus inderdaad het verwachte resultaat. We hebben nu 3 methoden leren kennen voor volledige uitcodering; een vierde is uiteraard het direct maken van elke uitcodering afzonderlijk hetgeen $n2^{n-1}$ buizen kost. We geven nog een tabel waarbij de verschillende mogelijkheden vergeleken worden.

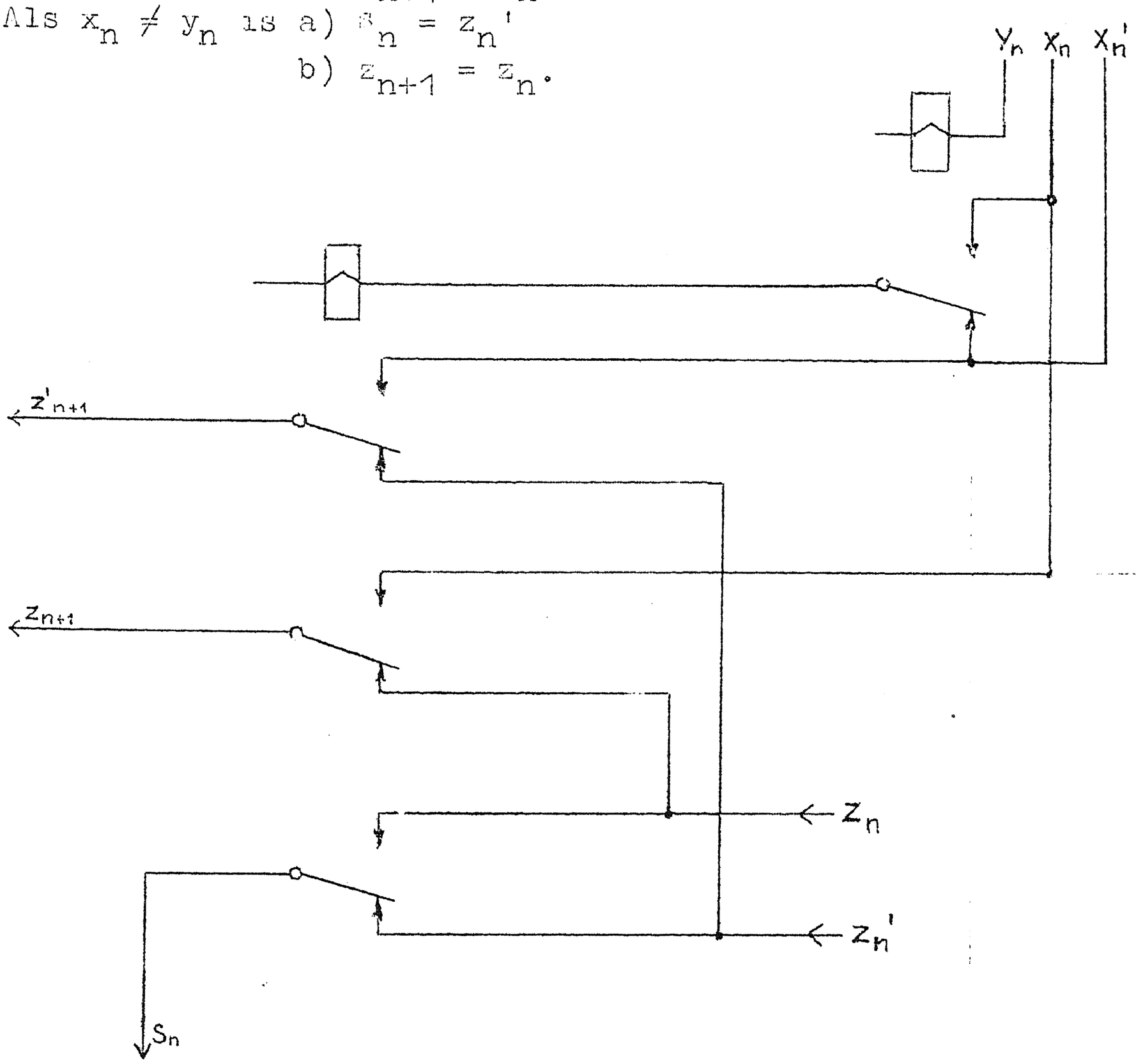
n	pyramide inconvent.		matrix		pyramide convent.		discrete uitcodering	
	aantal buizen	per uit-gecodeerd signaal						
2	3	0.75	4	1	4	1	4	1
3	7	0.88	12	1,5	12	1,5	12	1,5
4	15	0.94	24	1,5	28	1,8	32	2
5	31	0.97	48	1,5	60	1,9	80	2,5
6	63	0.98	88	1,4	124	1,9	192	3
7	127	0.99	164	1,3	252	2,0	448	3,5
8	255	1.00	304	1,2	508	2,0	1024	4
∞		1		1		2		∞

Van codering met behulp van relais hebben we reeds een voorbeeld leren kennen: de decodatieboom.
Als tweede voorbeeld behandelen we hier een mogelijk schema voor een opteller, gebaseerd op de optelregels

$$s_n = z_n \varphi n' + z_n' \varphi n$$
$$z_{n+1} = z_n \varphi n + x_n \varphi' n$$
$$n = x_n y_n' + x_n' y_n.$$

die op de laatste term van de middelste regel na gelijk zijn aan die van pag. 77 . Men overtuige zich dat de kleine wijziging die is aangebracht t.o.v. pag. 77 aan de juistheid van de regels geen afbreuk doet.
Wellicht is het nuttig deze regels ook nog in „plain words" weer te geven als volgt:

Als $x_n = y_n$ is a) $s_n = z_n$
b) $z_{n+1} = x_n$
Als $x_n \neq y_n$ is a) $s_n = z_n'$
b) $z_{n+1} = z_n$.



Het zal nu geen moeite kosten het schema van fig. 46 te verklaren. Merk op dat we zowel z_{n+1} als z_{n+1}' moeten maken daar we gebruik hebben gemaakt van z_n en z_n'. Een eenvoudige manier

voor het verkrijgen van het signaal φ n bestaat in het gebruik van relais met twee spoelen waarop resp. x_n en y_n binnenkomen, en wel zodanig dat als x_n en y_n beiden hoog zijn het relais niet aantrekt. („tegenstroom") De stand van het relais is dan representatief voor φn en we kunnen de hele optelling doen met 1 relais met 3 wisselcontacten. Over het algemeen beinvloedt toepassing van tegenstroom de snelheid van de relais in ongunstige zin zodat deze methode minder geschikt lijkt.

De laatste jaren heeft een nieuw element zijn intrede gedaan in de rekenmachinetechniek, nl. de magnetische ringkern met rechthoekige hystereselus. Hierover is onder B1-b reeds een en ander gezegd, zodat we de voornaamste eigenschappen van deze kernen bekend mogen veronderstellen. Het blijkt nu dat we middels de ingangswikkelingen zowel als de uitgangswikkelingen kunnen coderen zodat de eigenlijke coderende elementen hier stukjes koperdraad zijn en de kern slechts dient als onthoudelement.

Als voorbeeld beschouwen we eens een kern met 3 wikkelingen met allen evenveel windingen. We kunnen ons voorstellen dat deze windingen normaal geen stroom voeren en dat op het moment dat we de kern eventueel willen inlezen door de eerste wikkeling een positieve stroomstoot gaat als x = 1 en geen stroom als x = 0, idem t.a.v. de 2e wikkeling afhankelijk van y, terwijl de derde wikkeling bv. een negatieve stroomstoot zal dragen als z' = 1 en geen stroom als z' = 0. Alle stroomstoten zijn, indien aanwezig, gelijk in abs. waarde.

Op het moment van inlezen is dus het netto aantal ampèrewindingen waardoor de kern wordt beinvloed, in een of andere eenheid uitgedrukt, gelijk aan

$$\varphi(x,y,z) = x + y - z'$$

Deze uitdrukking kan symmetrisch gemaakt worden in x y en z door te schrijven $\varphi(x,y,z) = x + y + z - 1$. Hetzelfde resultaat was dus blijkbaar te bereiken geweest met een kern met vier wikkelingen waarvan er één tijdens het inlezen altijd (negatieve) stroom voert. Aan de laatste schrijfwijze ziet men echter onmiddellijk het gedrag van $\varphi(x,y,z)$. De kern wordt ingelezen voor $\varphi(x,y,z) > 0$, d.w.z. wanneer er onder x,y,z 2 of 3 énen voorkomen. De kern wordt in de stand gelaten waarin hij was als $\varphi(x,y,z) = 0$ d.w.z dat één en slechts één van de drie grootheden x y en z gelijk is aan 1, terwijl voor x = y = z = 0 de kern wordt uitgelezen. Men ga dit ook na uitgaande van de oorspronkelijke vorm van $\varphi(x,y,z)$.

Men ziet gemakkelijk in dat, zolang we slechts wikkelingen met gelijk aantal windingen toelaten en afspreken dat een bepaalde

variabele op niet meer dan één wikkeling zal binnenkomen, de algemene sw.f. in n variabelen die op deze wijze te verkrijgen is als volgt luidt:

$$\varphi(x_1....x_n) = \alpha_1 x_1^* + ... + \alpha_n x_n^* - A. \qquad (1)$$

Hierin zijn α_1 t/m α_n binaire variabelen, A is geheel en voldoet aan $0 \leq A \leq n - 1$. Zonder beperking kunnen we aannemen dat $\alpha_1 = \alpha_2 .... = \alpha_n = 1$ daar we anders blijkbaar een geval met minder variabelen onder handen hebben. De sterretjes bij de x_i's geven aan dat in het midden gelaten wordt of x_i dan wel x_i' gelezen moet worden. Het is duidelijk dat $\varphi(x_1....x_n) > 0$ wanneer A + 1 of meer van de grootheden x_1^* t/m x_n^* gelijk zijn aan 1, $\varphi(x_1....x_n) = 0$ voor A énen, $\varphi(x_1....x_n) < 0$ voor minder dan A enen.

Hiermede is het gedrag van $\varphi(x_1....x_n)$ bekeken.

Natuurlijk kunnen we het aantal wikkelingen weer verminderen door bij A termen van (1) x_i^* te vervangen door $-(x_i^*)'$ en de laatste term geheel weg te laten, dus bv.

$$\varphi(x_1 .. x_n) = x_1^* + ... + x_{n-A}^* - (x_{n-A+1}^*)' - ....-(x_n^*)' \qquad (2)$$

We vermelden nog uitdrukkelijk dat alle sw.f. die op deze manier te maken zijn, afhangen van het aantal énen dat onder een bepaalde set variabelen voorkomt en dus symmetrische functies van die variabelen zijn.

Men kan dit schema natuurlijk nog enigszins varieren. Men kan bv. eisen dat de kern voor alle waardencombinaties van de ingangsvariabelen bekrachtigd wordt, zij het in positieve, zij het in negatieve zin. De klasse sw.f. $\psi(x,y,z) = 2\varphi(x,y,z) - 1$ voldoet bv. aan deze eis. Voor $\varphi = 0$ is nl. $\psi = -1$ en de kern wordt uitgelezen in stede van met rust gelaten.

Nieuwe klassen sw.f. worden toegevoegd wanneer men de eis dat alle wikkelingen evenveel windingen moeten hebben, laat vallen. Zo is bv. de functie 2x + y + z - 2 positief als xy = 1 of wanneer xz = 1.corresponderend met de sw.f. xyz + xyz' + xy'z, een functie die niet meer symmetrisch is in x, y en z. Niettemin blijven er ook dan nog sw.f. zoals bv. xyz + x'y'z' die niet op deze wijze met één kern te verwezenlijken zijn.

Op deze wijze is het dus mogelijk met behulp van de inleeswikkeling alléén al bepaalde klassen van sw.f. te realiseren.

Wanneer we nu een ingelezen kern weer uitdrijven kunnen we middels een uitgangswikkeling uit de eerste kern een volgende inlezen zie fig. 47.

We kunnen ook de uitgangswikkelingen van twee verschillende kernen in serie schakelen en met behulp daarvan een derde kern

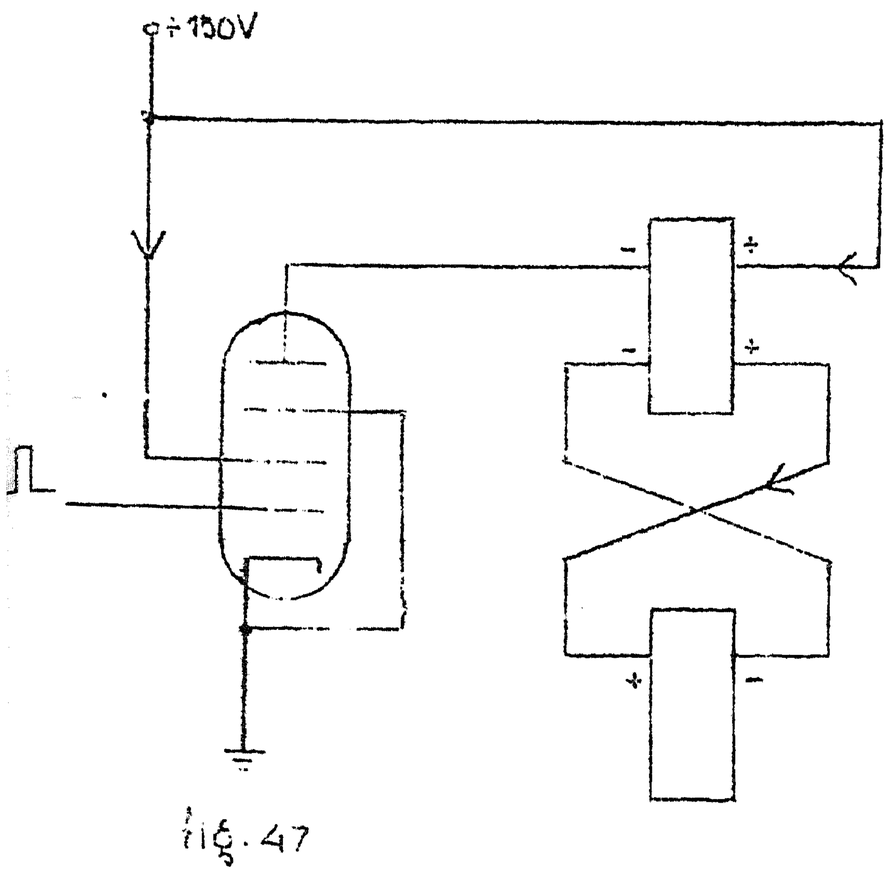


fig.47

inlezen. Hieruit volgt o.a. dat het mogelijk is met dit soort schakeling alle sw.f. te maken. Een afzonderlijke term kan nl met inleescodering gemaakt worden terwijl de serie schakeling van de uitgangswikkelingen de gewenste addi-tie van deze termen verzorgt. (fig. 48)

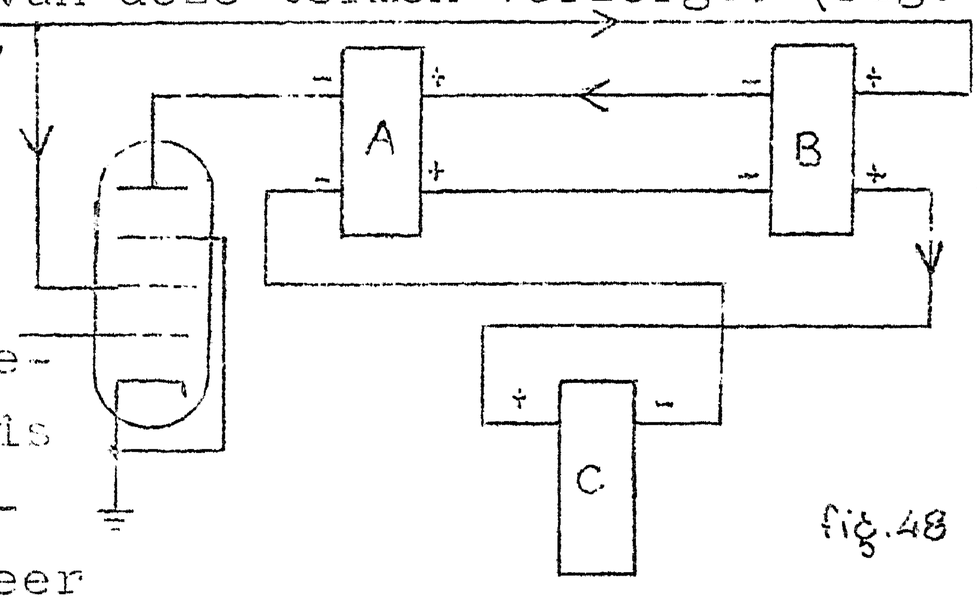
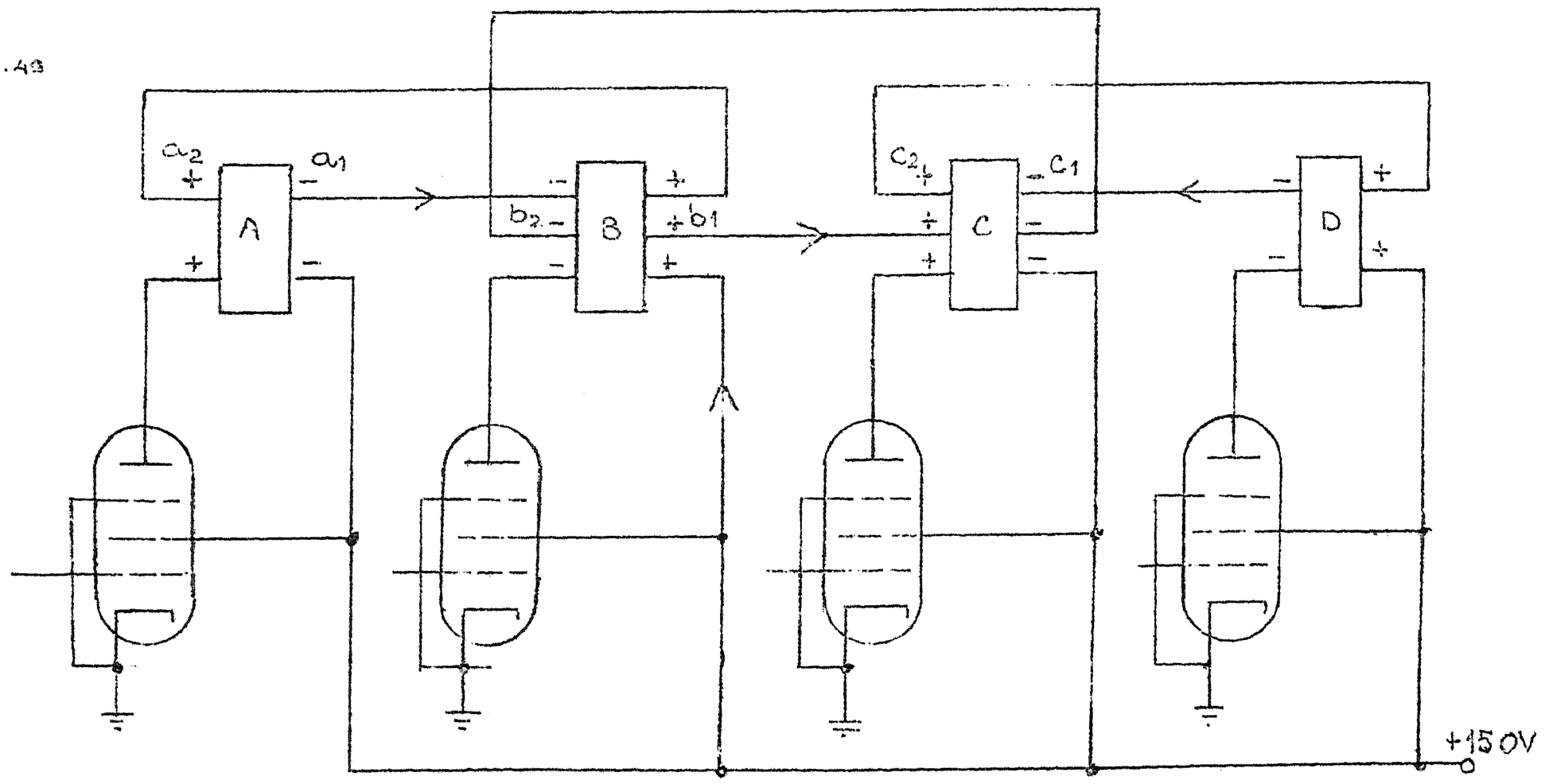


fig.48

Aan het hier gegeven schema kleven twee bezwaren. Ten eerste is de totale spanning over de uitgangswikkelingen niet binair meer zodat kern C met verschillende snelheid wordt ingelezen afhankelijk van het feit of A en B één van beiden dan wel beiden een één bevatten. Ten tweede is dit schema niet zonder meer tot meer trappen uit te breiden, ja levert in de eenvoudige gedaante van fig. 48 al moeilijkheden op. De uitgangswikkeling is nl. laag-impedant en vormt een belasting wanneer bv. A en/of B worden ingelezen, met de tendentie om op dat ogenblik kern C uit te lezen, iets dat in het algemeen niet de bedoeling kan zijn. Om deze moeilijkheden wat nauwkeuriger te analyseren beschouwen we fig. 49.

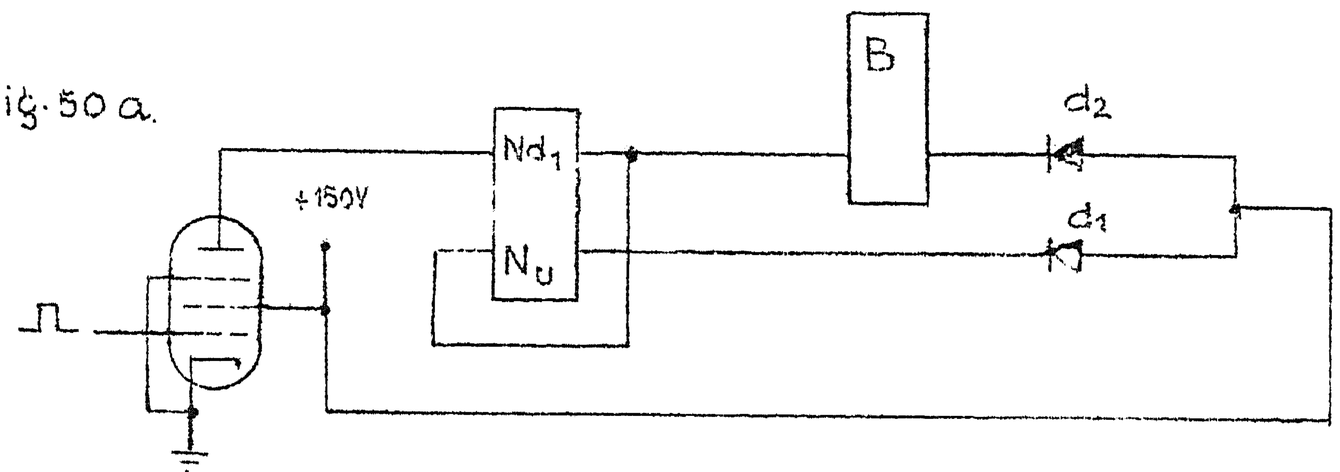
fig.49



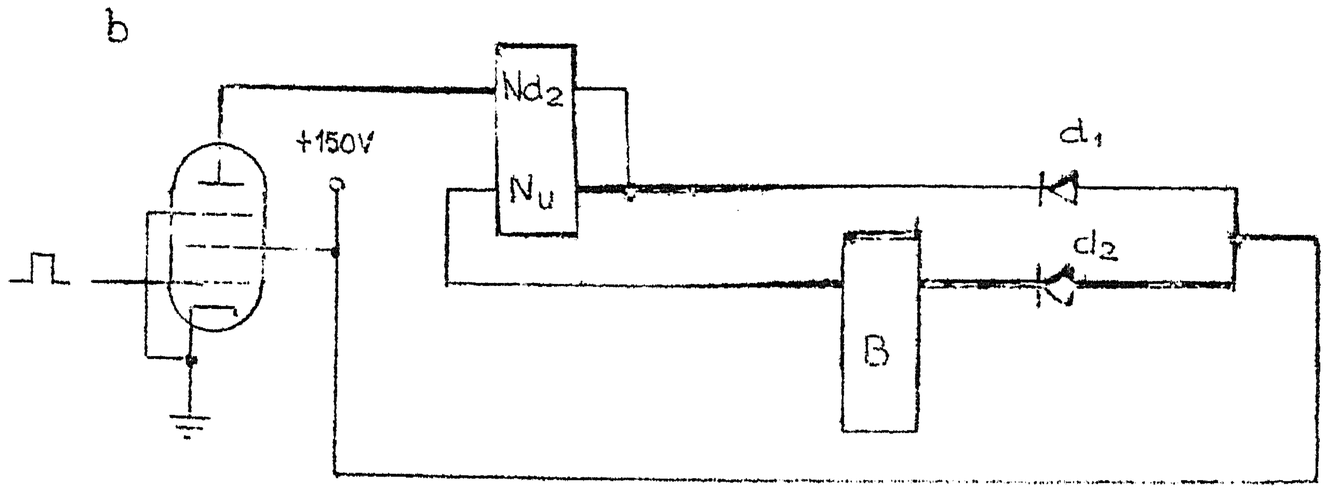
De bedoeling van de schakeling is dat een één die in kern A is opgeborgen getransporteerd wordt naar B, C en D door achtereenvolgens de verschillende drijfbuizen te bekrachtigen. De pijlen en

plus- en mintekens slaan op het ogenblik dat kern B wordt uitgelezen. De bedoeling is dat dan alleen kern C wordt ingelezen. We zien echter dat er nog wel iets meer gebeurt. Door het inlezen van C ontstaat nl. in de koppeling van C naar D een stroom die de neiging heeft zowel C als D uit te lezen. Deze zg. doorwerking vormt dus een belasting op C en een storing op D. In de koppeling van A naar B ontstaat een stroom die de neiging heeft A en B in te lezen, de zg. terugwerking die een belasting vormt voor B en storing uitoefent op A. De doorwerking kan men voorkomen door een seriediode in de koppelwikkelingen op te nemen, de terugwerking alleen door een shuntdiode, waarbij echter het nadeel dat de kern B onnodig belast wordt blijft bestaan.

fig. 50 a.



b



Ook dit laatste bezwaar vervalt in de schakeling van fig. 50 a en b. De bedoeling is dat N_d en N_u wikkelingen zijn op dezelfde kern. De buisstroom gaat eerst door N_d en kan daarna twee wegen kiezen. In beide schema's gaat de stroom door de belasting B als de kern omgaat. Dit wordt bereikt doordat de spanning over N_u groter is dan de spanningsval over d_2 en B, zodat d_1 dichtblijft. Het grote voordeel van deze schema's is dat er geen laag-impedante kringen meer aanwezig zijn die als belasting kunnen gaan werken.

Het verschil tussen beide schakelingen is gelegen in het feit dat als de kern omgaat de buisstroom in geval a alleen door Nd_1 gaat, in geval b door Nd_2 en in tegengestelde richting door N_u, zodat Nd_2 ongeveer gelijk moet zijn aan $N_u + Nd_1$. Aangezien N_u altijd veel groter is dan Nd_1 is dit een belangrijk nadeel van schema b tenzij men toch wikkelruimte genoeg heeft. Een voordeel van schema b zullen wij binnenkort nog tegenkomen.
Het idee dat aan beide schakelingen ten grondslag ligt, nl. het schakelen van de buisstroom door verschillende takken onder controle van de uitgangswikkelingen van een aantal kernen laat

zich uiteraard tot meer gecompliceerde schakelingen uitbreiden. Een voorbeeld vindt men daarvan in fig. 51.

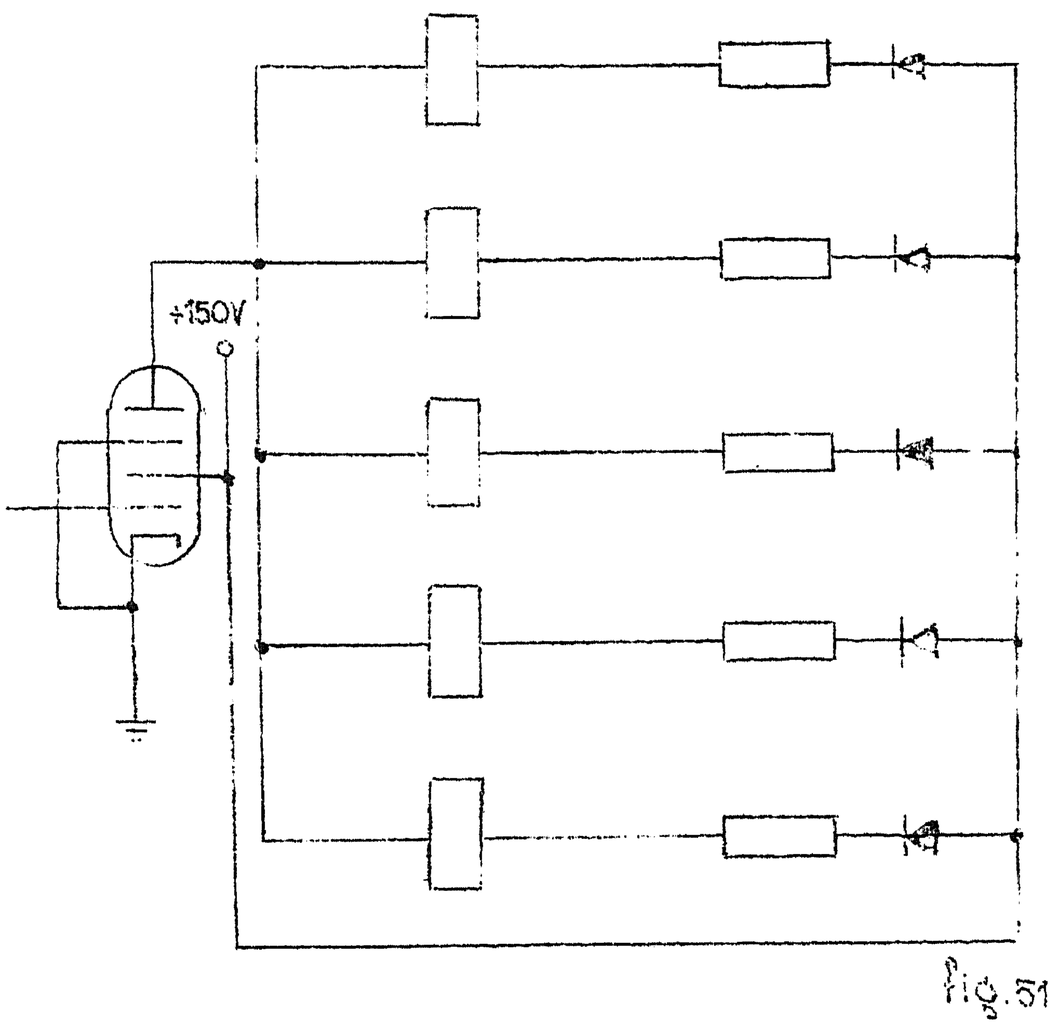


fig. 51

De schakeling kan uitgevoerd worden volgens model a zowel als volgens model b. In het eerste geval gaan elke keer vier van de vijf kernen om, zodat slechts een van de vijf wegen niet geblokkeerd is. In het laatste geval gaat gaat slechts één van de kernen om; men kan de zaak dan zo beschouwen dat de stroom in een van de vijf kanalen getrokken wordt. Aannemende dat de stroom gemiddeld even vaak door de vijf kanalen zal gaan betekent dit dus dat in geval b de gemiddelde frequentie waarmee de vijf kernen omgaan vier maal zo laag is als onder geval a, een voordeel dat vooral zwaar gaat wegen bij hoge frequenties waar de hysteresеverliezen een kern gemakkelijk tot boven haar Curie-punt kunnen verhitten. Men zal opmerken, dat wij in de laatste figuur de drijfwikkelingen Nd hebben weggelaten. Inderdaad is het niet in te zien dat de drijfstroom en de stroom die voor transport van de informatie zorg draagt dezelfde zouden moeten zijn. Een scheiding van deze twee functies levert nog het additieve voordeel dat de timingsmoeilijkheden verdwijnen. Zodra nl. de kernen hun omslag beeindigd hebben zijn er geen sturende voltages meer aanwezig en gaat de stroom zich over alle takken gelijkmatig verdelen, hetgeen tot ongewenste storingen aanleiding geeft. Aan de andere kant moet men de drijfstroom zo lang laten duren tot alle kernen goed uitgedreven zijn. Wanneer schakelstroom en drijfstroom dezelfde zijn stuit men hier op tegenstrijdige eisen. Beter is het dus om drijfstroom en schakelstroom gescheiden te houden. De drijfstroom doet diverse sturende voltages ontstaan. Zijn deze spanningen eenmaal aanwezig dan stuurt men de schakelstroom door het circuit die daar onder controle van deze spanningen zijn weg zoekt en al weer weg is voordat de sturende spanningen verdwenen zijn. De inmiddels uitgelezen kernen moeten dan natuurlijk t.z.t. weer worden ingelezen, hetgeen dan eventueel met een tweede stel drijf- en schakelbuizen te doen is. In theorie zou men dus het gehele logische gedeelte

van een rekenmachine kunnen construeren met 2 stel drijf- en schakelbuizen en voorts met de nodige kernen en dioden.
De lezer bedenke zelf hoe een decodatieboom met deze technieken te construeren is, wij geven nog een mogelijk schema van een binaire optelller (fig. 52).

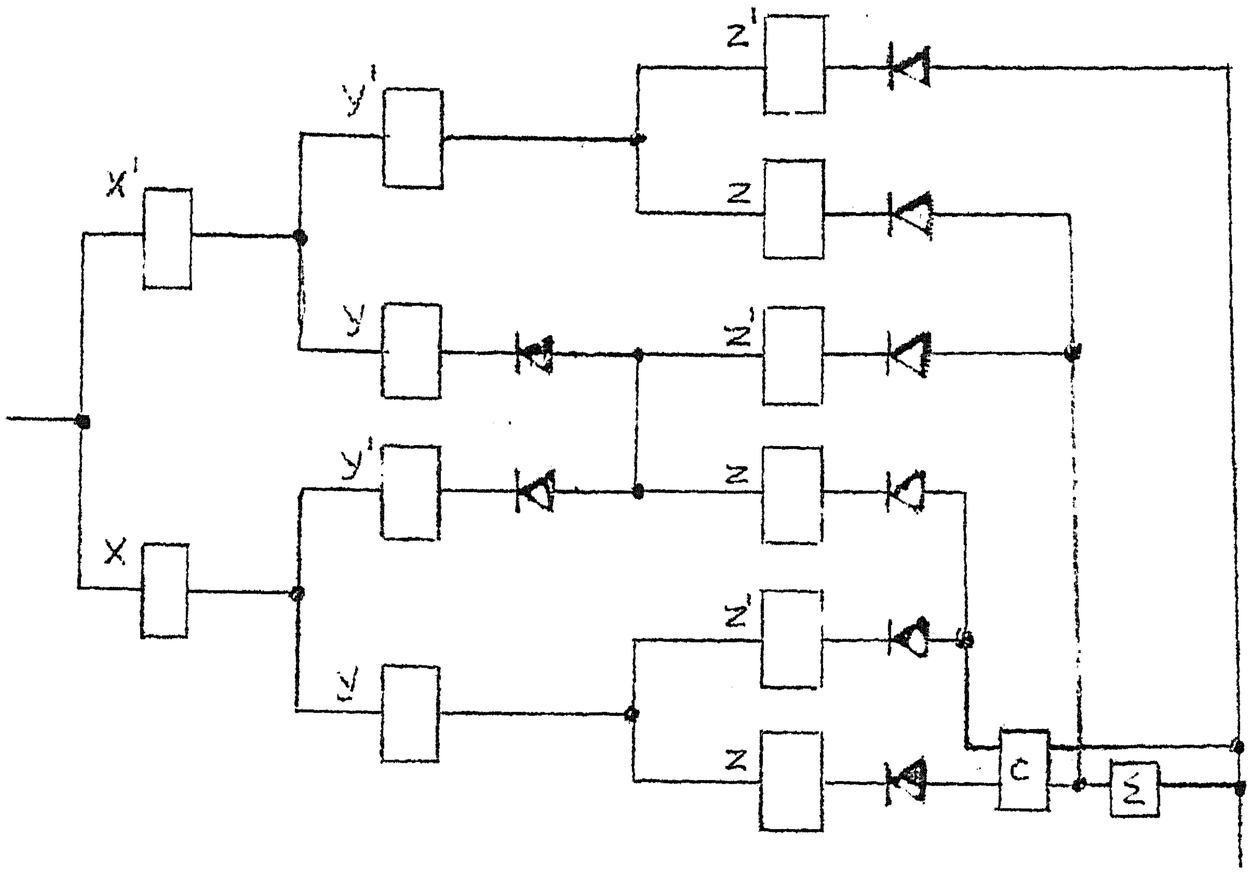


fig. 52

Deze schakeling gebruikt dus 6 kernen en 8 dioden en is er tevens een voorbeeld van dat verschillende takken die door uitcodering ontstaan zijn weer samengevoegd kunnen worden.
Tot slot nog enkele beschouwingen van technische aard.
Wanneer we deze kernen op grote schaal willen toepassen wordt dit pas aantrekkelijk wanneer we kleine kernen gebruiken.
Aan het te gebruiken wikkeldraad is wat de diameter betreft een onderste grens te stellen i.v.m. hanteerbaarheid, zodat wanneer we aannemen dat we de kernen gelijkvormig kleiner maken het maximaal aantal wikkelingen evenredig met d^2 zakt als d de kerndiameter is. Aan de andere kant is

$$H = \frac{4ni}{d}$$

dus

$$i = \frac{dH}{4n} \backsim \frac{1}{d}$$

$$V = nO\frac{dB}{dt} \backsim d4$$

$iV \backsim d^3$ zoals te verwachten was.

Om te beginnen zullen dus buizen nodig zijn die veel stroom kunnen trekken, in de tweede plaats zullen de karakteristieken van de te gebruiken dioden ongeveer in dezelfde geest veranderd moeten worden aangezien anders het voordeel van kleine kernen te niet wordt gedaan.
Een mogelijke schakeling, waarbij kern en diode ongeveer evenveel energie opnemen is bv. te maken met een kern met d = ca. 9 mm, $O = 7\ mm^2$, i = 0,3 A in combinatie met een diode die deze stroom kan verdragen bij ongeveer 3 Volt.
Om kernen met twee keer zo kleine lineaire afmetingen te kunnen gebruiken zouden we dus graag dioden hebben die 0,6 A kunnen leveren bij $\frac{3}{16}$ Volt.

d. Technische elementen

Onder technische elementen zullen we verstaan die elementen welke geen directe zelfstandige logische functie hebben doch nodig zijn om stroom, spanning of impedantie de waarde te geven welke in verband met de eisen welke de logische elementen stellen nodig is. Hieronder vallen dus bijvoorbeeld verschillende soorten versterkers, transformatoren e.d. Tevens kan men hieronder rekenen die circuits welke uitsluitend dienen om de vorm van impulsen te beinvloeden.

We zullen beginnen met een kort overzicht over de verschillende versterker-types welke in electronische rekenmachines een rol spelen en daarbij veronderstellen dat de normale theorie van audio- en r.f.-versterkers de lezer enigermate vertrouwd is.

We kunnen deze versterkers onderscheiden in

1. Direct gekoppelde versterkers. Frequentiebereik tussen 0 Hz en een bovengrens welke gewoonlijk in het gebied tussen 100 kHz en 1 MHz ligt.
2. RC-gekoppelde versterkers. Deze vallen uiteen in Audio- en Video-versterkers met frequentiebereiken van 20-20.000 Hz en bijv. 10 kHz - 10 MHz respectievelijk. Het laatste type is voor onze toepassingen meestal het belangrijkste.
3. Afgestemde versterkers, waarbij voor onze toepassingen speciaal breedband-versterkers in aanmerking komen.

Al naar gelang de aard der te versterken signalen kunnen we bij de meeste van deze types nog 2 wijzen van toepassing onderscheiden nl.

a) Het ingangssignaal van de versterker is klein t.o.v. de roosterruimte der eerste versterkerbuis.
b) Het ingangssignaal is groot t.o.v. of vergelijkbaar met de roosterruimte der eerste versterkerbuis.

In geval a wordt dan gewoonlijk zo goed mogelijk lineaire versterking gewenst en geven frequentiebereik en versterkingsfactor samen een goed beeld van de eigenschappen van de versterker. In geval b zal van de versterkers veelal verbetering van impulsvorm verwacht worden en is daarom niet de versterkingsfactor maar de steilheid der uitgangsimpuls tengevolge van een stepfunctie aan de ingang van belang.

In geval a zal bovendien aandacht moeten worden besteed aan allerlei ruisproblemen welke op kunnen treden, terwijl ruis bij versterkers van geval b meestal totaal irrelevant is.

Direct gekoppelde versterkers

Dit type vindt in verschillende vormen vaak toepassing in elektronische rekenmachines, terwijl er in moderne telecommunicatieapparatuur practisch geen gebruik van wordt gemaakt. Om te begrijpen hoe dit komt moeten we ons nog even realiseren dat de signalen welke door de versterkers uit beide toepassingsgebieden gaan alle dit gemeen hebben dat ze op de een of andere wijze informatie dragen. Nu kan echter deze informatie op allerlei verschillende wijzen in het signaal aanwezig zijn. Het eenvoudigste systeem lijkt wel de amplitude van bijv. stroom of spanning te kiezen als het informatievoerende element, waarbij we dan nog weer hebben te onderscheiden tussen een analoge codering (continu variabele spanning) en een digitale codering (slechts 2 waarden worden geaccepteerd). Een andere mogelijkheid voor een digitale codering (waartoe we ons nu verder maar zullen beperken) is bijvoorbeeld een impuls van bepaalde tijdsduur voor een 1 en geen impuls (of een impuls van tegengestelde polariteit) voor een 0. Tussen de twee hiergenoemde systemen bestaan enkele essentiële verschillen. Bij het eerste systeem kan een reeks opeenvolgende gelijke digits worden voorgesteld door een onveranderlijk (statisch) signaal, terwijl dit bij het tweede geval niet kan: daar vinden voor elke 1, twee wisselingen van de signaalamplitude plaats. In het eerste systeem kan dus de herhalingsfrequentie van signaalwisselingen in bepaalde omstandigheden nul worden, zodat deze signalen slechts doorgelaten worden door direct gekoppelde versterkers. In het tweede geval bestaat deze beperking niet (als geen impuls aanwezig is is de frequentie wel nul maar hoeft ook niets doorgelaten te worden: het essentiële van het 1e geval is dat de frequentie op 2 manieren nul kan worden, nl. zowel voor allemaal nullen als voor allemaal enen). Dit wil niet zeggen dat er dan in het impulsgeval in verband met de wisselende impulsfrequentie niet nog enkele speciale moeilijkheden optreden welke echter bij de RC-gekoppelde versterkers besproken zullen worden.

Direct gekoppelde versterkers voor klein ingangssignaal vertonen een specifiek onaangename eigenschap: de koppeling tussen 2 direct gekoppelde trappen in een bijzonder lastig probleem tengevolge van "drift". Deze laatste wordt veroorzaakt door de omstandigheid dat het in dit type versterker essentieel onmogelijk is onderscheid te maken tussen variaties welke ontstaan tengevolge van het ingangssignaal en die welke veroorzaakt worden door variaties in de hoogspanningen en elementen. Vandaar dat een of ander soort nul-instelling bij dit type steeds nodig is (en vandaar ook dat ze in rekenmachines niet plegen voor te komen behalve in accessoire apparatuur zoals bijvoorbeeld

oscillografen). Aangezien echter de formules voor dit type ook gelden voor gelijkspanningsversterkers met groot ingangssignaal (althans in het belangrijke overgangsgebied) zullen we ze hier nog even geven. De anode stroom en de uitgangsspanning worden voor het circuit van fig. 53 gegeven door

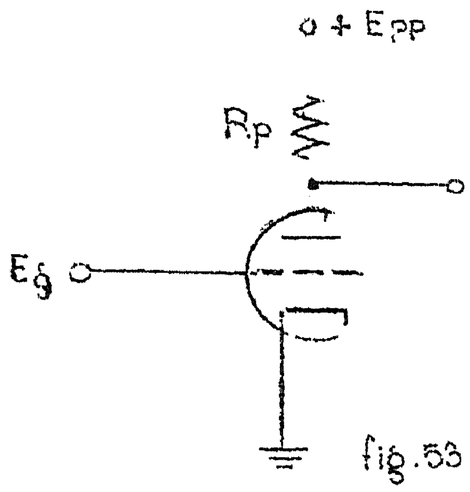


fig.53

$$i_p = \frac{E_{pp} + \mu E_g}{r_p + R_p}$$

$$E_o = \frac{\frac{r_p}{R_p} \cdot E_{pp} - \mu E_g}{1 + \frac{r_p}{R_p}}$$

waarin μ de versterkingsfactor en r_p de inwendige weerstand van de buis voorstelt. De spanningsversterking wordt gegeven door

$$G = \frac{\partial E_o}{\partial E_g} = \frac{-\mu}{1 + \frac{r_p}{R_p}}.$$

zodat $G \rightarrow \mu$ wanneer $R_p \gg r_p$.
Wanneer men deze formules toepast moet men echter niet vergeten dat r_p ongeveer omgekeerd evenredig is met i_p voor kleine waarden van i_p en dat μ bij verkleining van i_p afneemt. Het gebruik van een grotere waarde van R_p leidt daarom boven een zekere grens niet meer tot een grotere versterking: daartoe moet dan E_{pp} verhoogd worden hetgeen uiteraard ook slechts tot een bepaalde grens mogelijk is.
In vele practische toepassingen wordt een cathode-weerstand in het circuit opgenomen waardoor negatieve terugkoppeling wordt geïntroduceerd hetgeen zoals te verwachten was resulteert in kleinere versterking en grotere stabiliteit.
De exacte uitdrukking voor de versterking in dit geval (fig. 54)

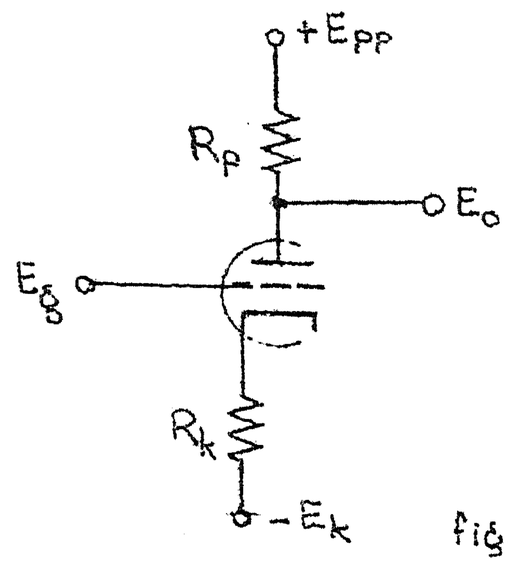


fig.54

luidt: $$G = \frac{-\mu}{1 + \frac{r_p + (\mu+1) R_k}{R_p}}$$

hetgeen voor grote μ en $\mu R_k \gg r_p + R_p$ nadert tot: $G = \frac{R_p}{R_k}$.

De versterking is dan dus geheel onafhankelijk van de buiskarakteristieken.
Tenslotte merken we nog op dat wanneer een pentode wordt gebruikt i.p.v. een triode in de formule voor de versterking beter van de steilheid g_m dan van μ gebruik gemaakt kan worden aangezien de μ van pentodes gewoonlijk niet al te best bepaald is.

Voor de schakeling van fig. 55 vindt men dan:

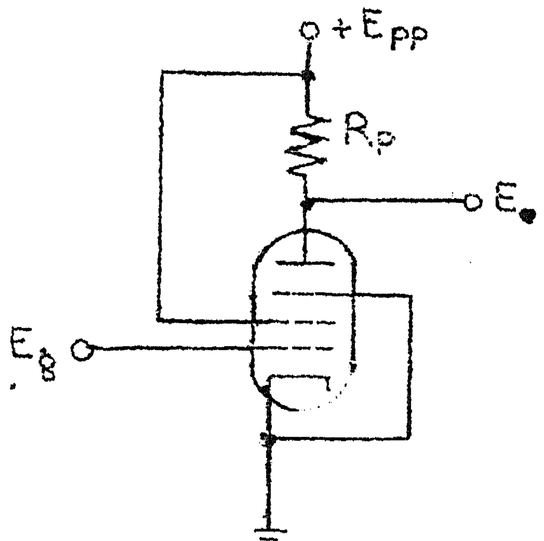


fig.55

$$G = \frac{-g_m R_p}{1 + \frac{R_p}{r_p}}$$

of, aangezien r_p meestal zeer groot is: $G = - g_m R_p$. Omdat g_m meestal ongeveer evenredig is met i_p in pentodes met kleine roosterruimte (sharp cut off) betekent dit dat de versterking evenredig is met de spanningsval over de anodeweerstand.

Fig. 56 laat twee in de practijk gebruikte manieren zien waarop twee trappen van een versterker kunnen worden gekoppeld.

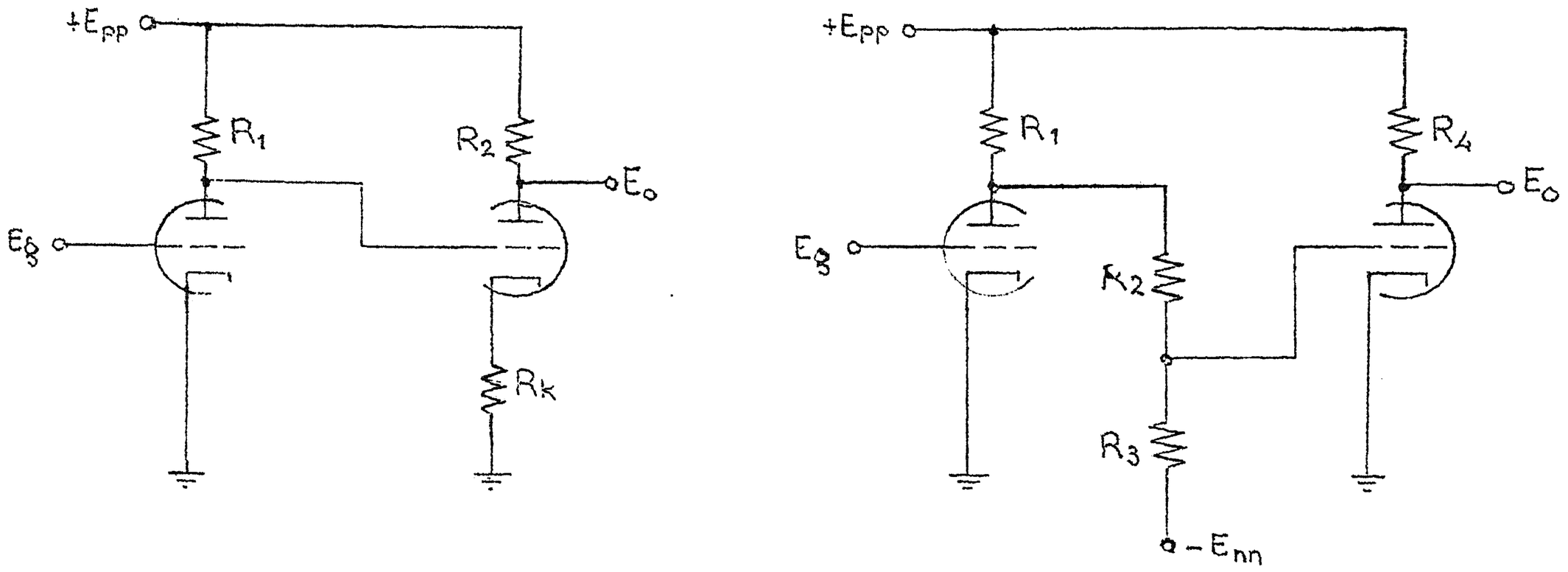
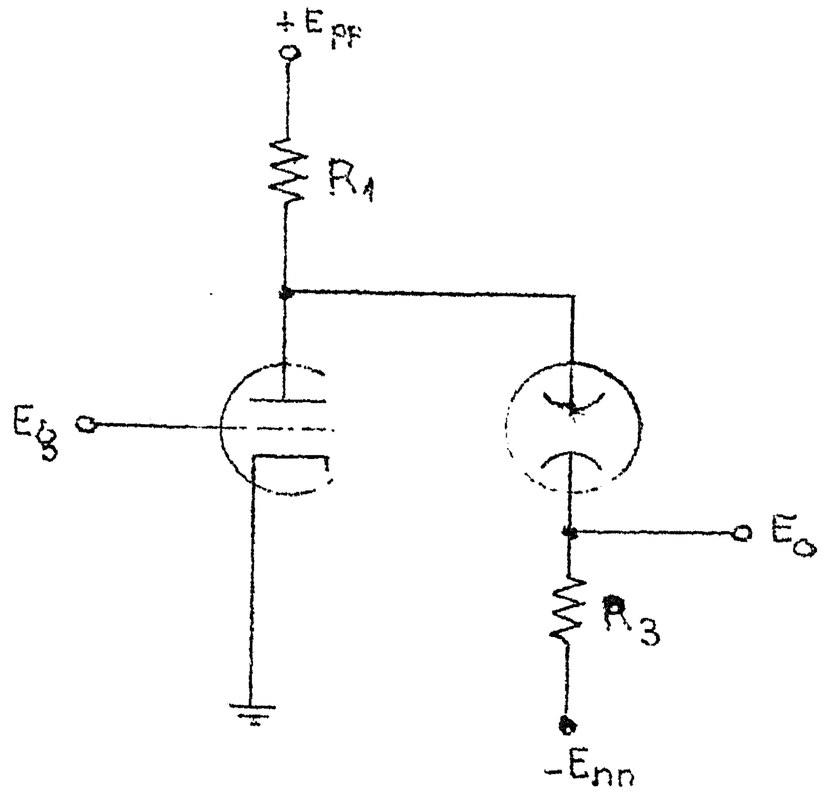


fig.56

Bij de eerste methode heeft de tweede versterkerbuis en grote kathode-weerstand waardoor rooster een anode potentiaal van 2^e resp. 1^e buis aan elkaar worden aangepast. De versterking van de tweede trap wordt hierdoor aanzienlijk kleiner, doch de stabiliteit wordt sterk verhoogd: zolang het signaal nog kleine amplitude heeft verdient deze manier van koppeling veel aanbeveling. Wanneer de amplitude van het signaal wat groter is en drift effecten daardoor minder belangrijk zijn, kan ook het tweede systeem worden toegepast. De potentiometer welke door R_2 en R_3 wordt gevormd introduceert een zekere verzwakking, welke echter bij grote E_{nn} niet belangrijk hoeft te zijn. Wanneer het signaal groot is t.o.v. de roosterruimte der buizen wordt deze methode vrijwel uitsluitend gebruikt. Wanneer de verzwakking welke de potentiometer introduceert toch nog bezwaarlijk is kan één der twee schakelingen van fig. 57 worden gebruikt.



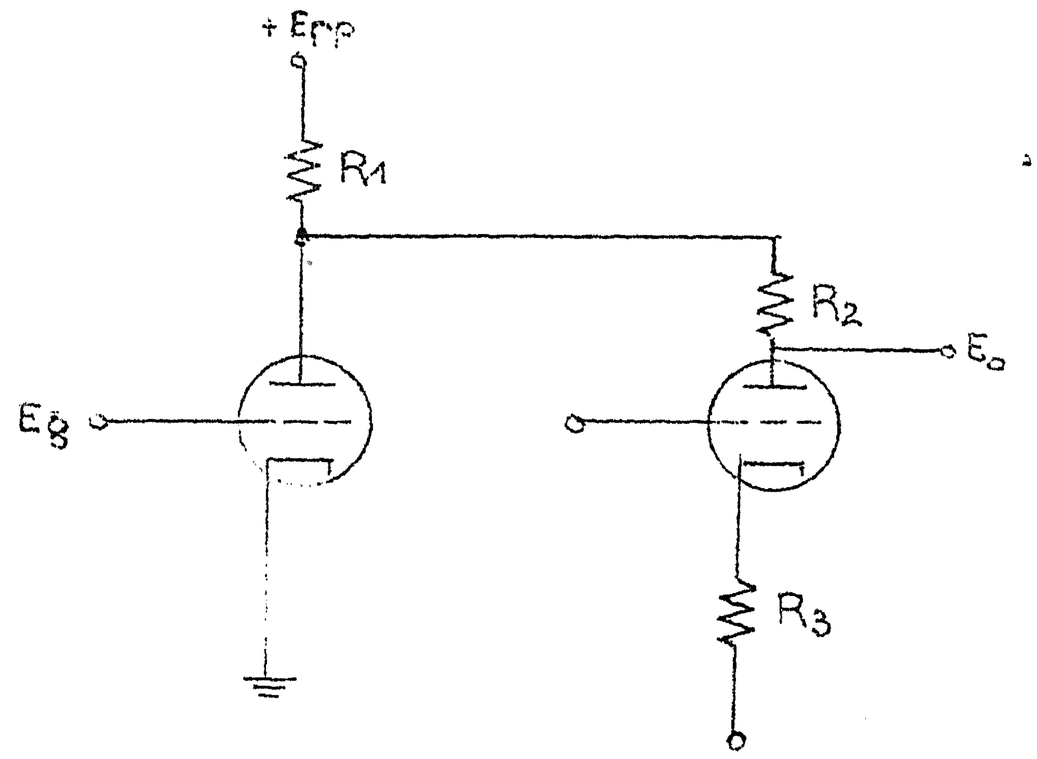


fig.57

De eerste maakt gebruik van een spanningsbron (neon stabilisatiebuisje) i.p.v. R_2, de tweede van een stroombron (triode met grote kathodeweerstand) welke voor een constante spanning over R_2 zorgt.
Bij de schakelingen zoals we ze tot dusver hebben beschouwd is de versterking bij hogere frequenties meestal niet al te best. Om hierin verbeteringen te brengen kan bijvoorbeeld het schema van fig. 58 gebruikt worden. De condensator C ("speeding-up" condensator) dient zodanig gekozen te worden dat de verhouding van de impedanties van C en C_g (de ingangscapaciteit van de volgende buis), gelijk is aan de verhouding van R_2 en R_3. Het is van belang er hier nog eens op te wijzen dat deze ingangscapaciteit van een buis niet hetzelfde is als de som van de rooster-kathode en de rooster-anode capaciteit (voor een triode): $C_{gp} + C_{gk}$. Tengevolge van het zg. Miller-effect immers geldt: $C_i = C_{gk} + C_{gp}(1 - G)$,

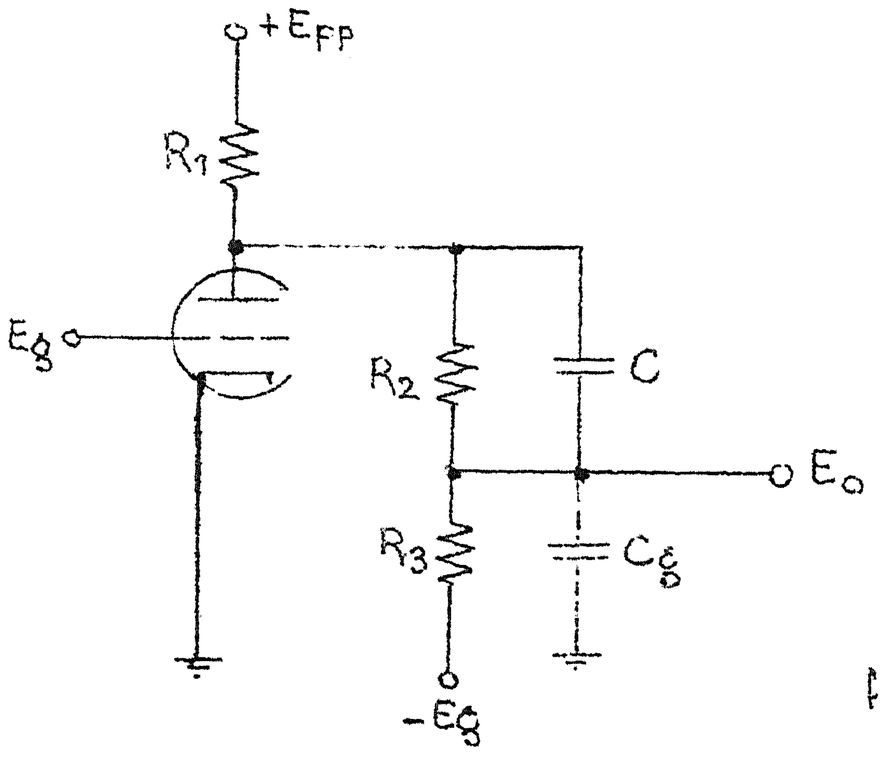


fig.58

waarin G de versterking van de buis is. Aangezien C_{gp} in pentodes meestal zeer klein is kan dus door gebruik van dit type buis een aanzienlijke vermindering van C_i worden bereikt.
Een type direct gekoppelde versterker dat om zijn veelvuldige toepassing in rekenmachine-technieken aparte bewerking vergt is de kathodevolger waarvan het principeschema in fig. 59 is gegeven.

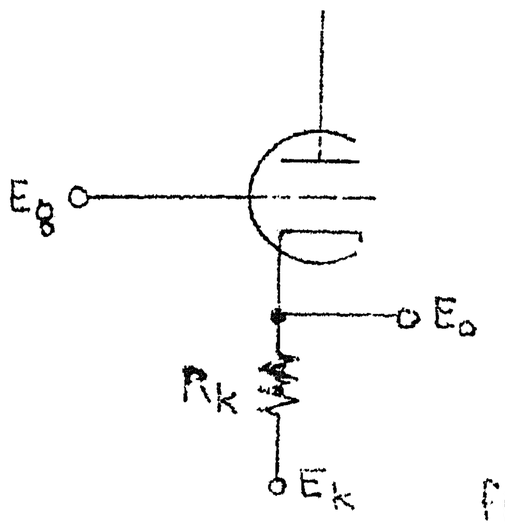


fig.59

De versterking blijkt te zijn:

$$G = \frac{\mu R_k}{r_p + (\mu+1) R_k}$$ hetgeen steeds kleiner dan 1 zal zijn. Als $R_k \gg r_p$ geldt $G \longrightarrow \frac{\mu}{\mu+1}$.

In de practijk komen waarden van $G > 0{,}9$ voor met belastingen (welke in R_k begrepen geacht worden) van 500 Ω - 10 kΩ.

De ingangscapaciteit is hier $C_i = C_{gp} + (1 - G)C_{gk}$ of in de practijk dus: $C_i = C_{gp} + 0{,}1\ C_{gk}$ hetgeen voor pentodes tot zeer kleine waarden kan leiden.

Om de uitgangsimpedantie vast te stellen beschouwen we allereerst de uitgangsadmittantie. Deze bestaat, als we afzien van parasitaire capaciteiten uit twee termen nl. de admittantie van de kathodeweerstand en de admittantie van de buis.

De eerste is bekend en de tweede laat zich berekenen door na te gaan welke stroom er zal lopen wanneer we een spanning V van buiten af op de kathode brengen. We vinden dan dat de admittantie van de buis

$$y_{buis} = \frac{1}{V}\left\{\frac{V + \mu E_{gk}}{r_p}\right\}$$

hetgeen in verband met het feit dat G ongeveer 1 is geschreven kan worden als $y = \frac{1+\mu}{r_p}$ Dit reduceert zich op zijn beurt wegens $\mu \gg 1$ tot $y = \frac{r_p}{g_m}$ dus $Z_o = {}^1/_{g_m}$.

De uitgangsimpedantie van de kathodevolger is dus (afgezien van de invloed van de kathodeweerstand welke haar nog verkleint) bij benadering gelijk aan het reciproke van de steilheid.

Deze conclusie is nog wel op eenvoudiger wijze te bereiken.

Wanneer we ons afvragen hoeveel de kathode potentiaal zal moeten dalen om door de buis een extra stroom van 1mA te laten gaan dan volgt uit de definitie van steilheid direct dat dit bedrag ca, ${}^1/g_m$ Volts zal zijn. En omdat de uitgangsimpedantie juist gedefinieerd wordt als de spanningsverandering per stroomvariatie van 1 eenheid is dit dus tevens de Z_o (in kiloohms).

In de practijk is de waarde van Z_o meestal enkele honderden ohms. De kathodevolger is door zijn lage ingangscapaciteit en uitgangsimpedantie bij uitstek geschikt als uitgangselement voor allerlei andere schakelingen: grote belastingsvariaties hebben betrekkelijk weinig invloed op amplitude en gedaante van het signaal en overspraak tussen verschillende kathodevolgerlijnen is wegens de lage impedantie gering.

Tenslotte zullen we nog enige aandacht moeten besteden aan de verschijnselen welke zich bij grote ingangssignalen en snelle signaalvariaties kunnen voordoen.
We beschouwen daartoe het geval van fig. 60.

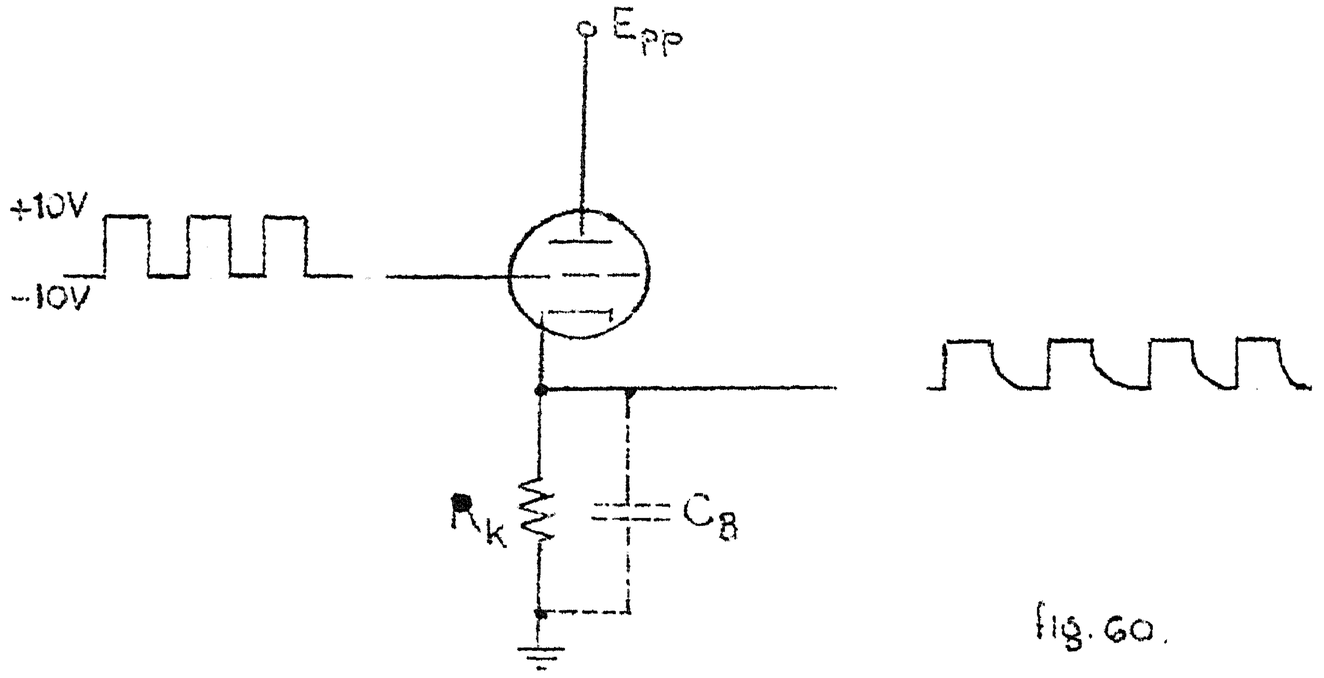


fig. 60.

Tengevolge van het ingangssignaal zal de buis gedurende de negatieve helft van de cyclus dicht staan. Dit wil zeggen dat de uitgangsimpedantie van het circuit dan niet $1/g_m$ maar gewoon R_k is. In verband met de aanwezigheid van een belastingscapaciteit, C_B, zal de buis dicht gaan zodra het roostersignaal iets gedaald is: de kathode volgt deze snelle variatie niet en de kathode potentiaal gaat zich bewegen naar aardniveau volgens een exponentiele curve met tijdsconstante R_kC_B: deze gang van zaken is dus volslagen onafhankelijk van de eigenschappen van de buis. De afgaande flank van het uitgangssignaal is dus over het algemeen slechter dan de opgaande waarbij immers de buis weer opengaat en C_B snel wordt opgeladen. Een verbetering kan worden bereikt met de constantes van fig. 61. Hier blijft

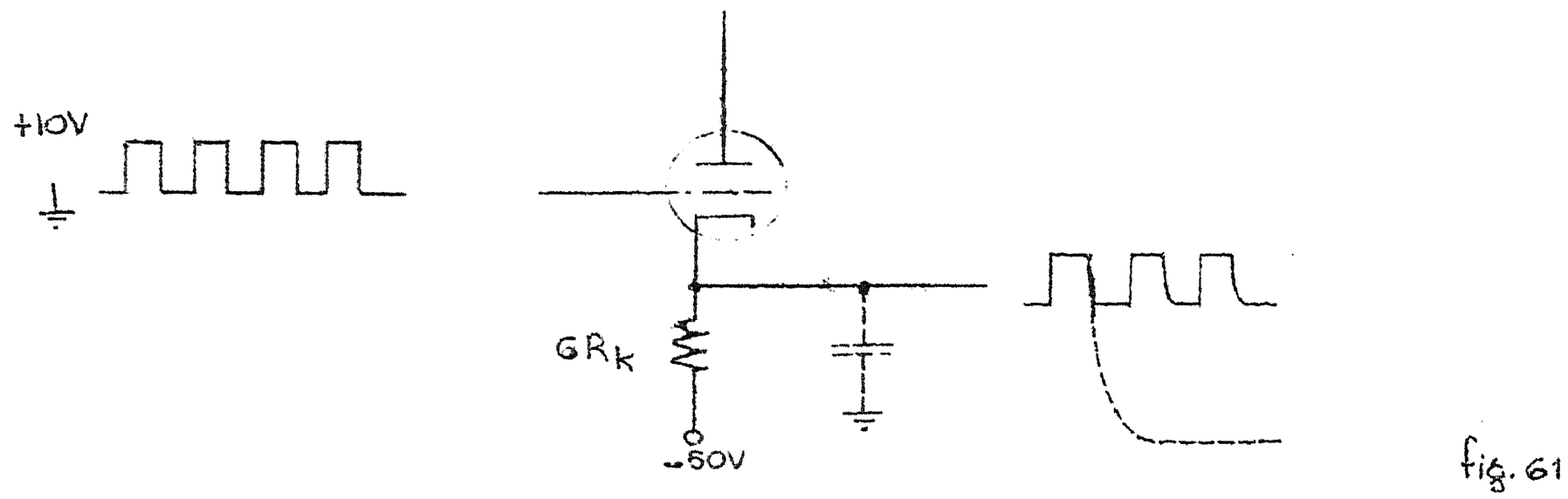


fig. 61

tengevolge van de hoge negatieve kathode voedingsspanning de buis ook in het lage deel van het ingangssignaal open en gaat nu alleen nog dicht bij de dalende flank van dit signaal. Ook de gevolgen hiervan zijn nu echter minder ernstig

De beginstroom waarmee de condensator ontladen wordt is in beide gevallen gelijk. In het tweede geval neemt deze echter minder snel af dan in het eerste geval, waardoor in totaal een snellere ontlaadtijd wordt verkregen. Dit ondanks het feit dat de RC-tijd in het tweede geval 6 keer zo groot is als in het eerste.
Verdere verbetering is alleen te bereiken door de belastingscapaciteit te verminderen (hetgeen veelal moeilijk zal gaan) of door de kathodeweerstand te verkleinen. Dit laatste is een bekend en veel gebruikt middel doch leidt tot hogere buisstromen en daardoor al gauw tot zwaardere buistypes.

RC-gekoppelde versterkers (Videc-versterkers).

Van dit belangrijke type versterkers zullen we hier in hoofdzaak de eigenschappen bespreken welke van belang zijn voor het weergeven van impulsvormige signalen.
Fig. 62 toont het principeschema van een RC-gekoppelde versterker.

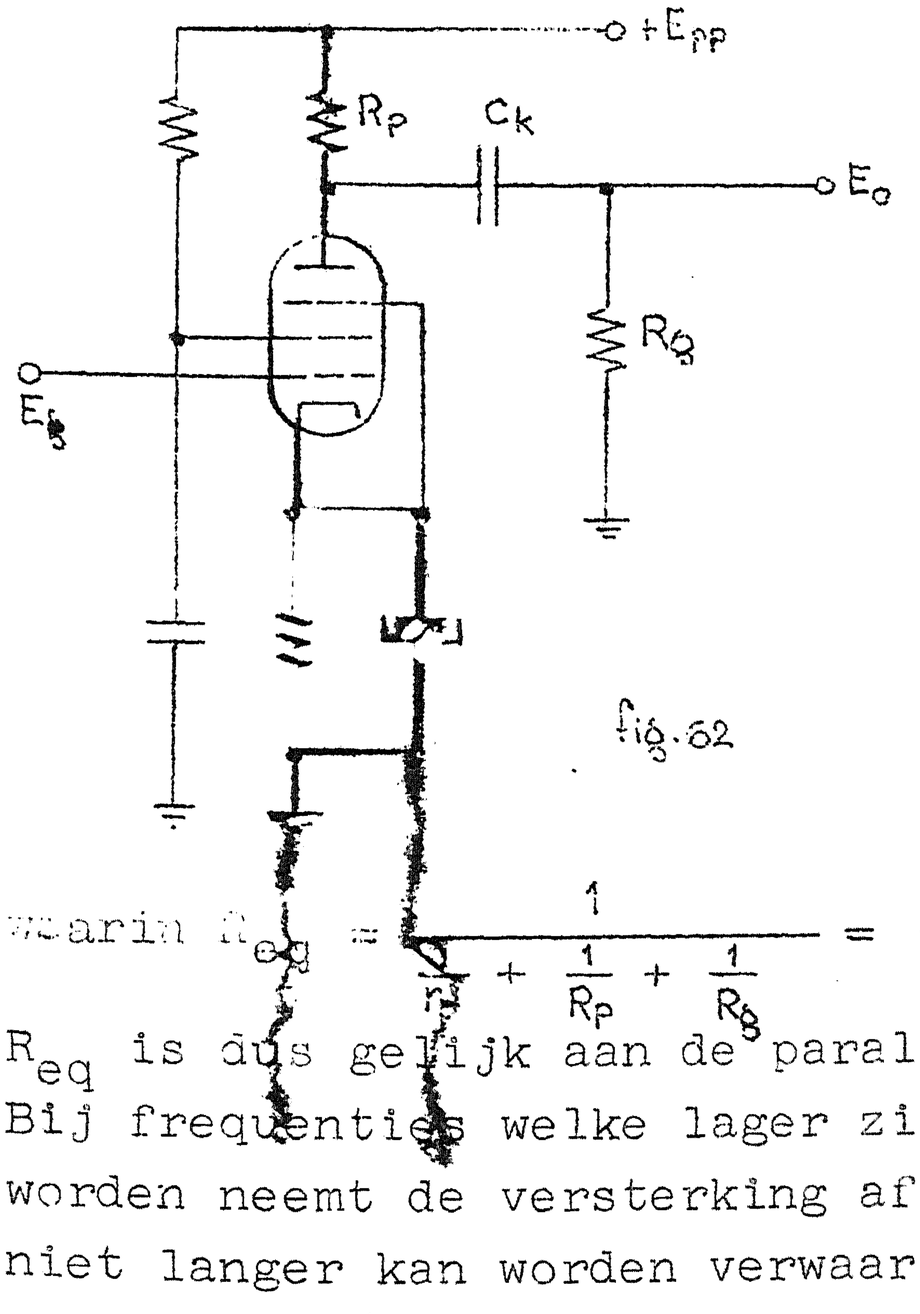


fig. 62

We zullen uitsluitend beschouwen het geval waarin de afvlaknetwerken in kathode en schermroosterleiding als volledig effectief worden beschouwd. In het gebied van frequenties waar de koppelcondensator C_k als een kortsluiting kan worden beschouwd terwijl de parasitaire capaciteiten nog practisch oneindige impedantie hebben geldt voor de versterking:

$$G = -g_m R_{eq}$$

waarin $R_{eq} = \frac{1}{\frac{1}{r_p} + \frac{1}{R_p} + \frac{1}{R_g}} = \frac{r_p R_p R_g}{r_p R_p + r_p R_g + R_p R_g}$

R_{eq} is dus gelijk aan de parallelcombinatie van r_p, R_p en R_g.
Bij frequenties welke lager zijn dan die welke hier beschouwd worden neemt de versterking af doordat de impedantie van C_k niet langer kan worden verwaarloosd en ook omdat de afvlakkingen niet volledig effectief meer zijn en een zekere mate van negatieve terugkoppeling veroorzaken.
Bij hogere frequenties neemt de versterking ook af omdat de impedanties der verschillende shuntcapaciteiten een rol gaan spelen.
De frequentiekarakteristiek van een typische RC-gekoppelde versterker is in fig. 63 weergegeven.
Aangezien we echter in het bijzonder geinteresseerd zijn in de weergave van impulsvormige signalen zullen we de behandeling van dit

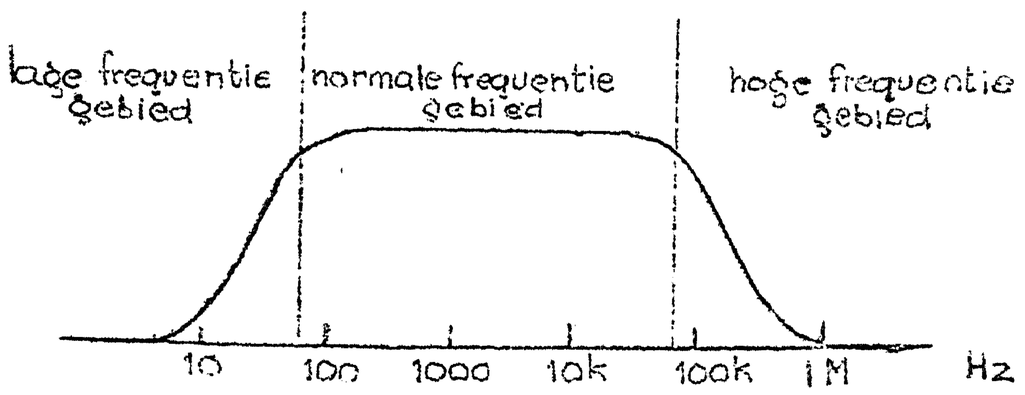


fig.63

type versterkers uitgaande van de weergave van een sinusvormig signaal van een vaste frequentie verder laten rusten. Van meer belang is het na te gaan wat er gebeurt wanneer we aan de ingang van de versterker een stepfunctie toepassen: hieronder zullen we dan verstaan een instantane spanningsvariatie, voorafgegaan en gevolgd door een (lange) periode waarin het ingangssignaal constant blijft (fig. 64). Het is een bekend verschijnsel dat met een dergelijke abrupte ingangsvariatie niet een even scherpe verandering aan de uitgang van de versterker gepaard gaat. Integendeel zal het uitgangssignaal een veel vloeiender verloop te zien geven dan het ingangssignaal terwijl bovendien een min of meer geprononceerde extra

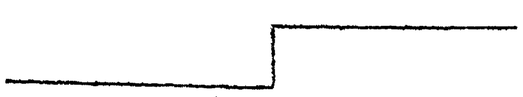


fig.64

piek kan ontstaan. (zie fig. 65), eventueel nog gevolgd door een uitdempende oscillatie. Het resultaat van een en ander is dat de uitgangsspanning pas een bruikbaar niveau bereikt enige tijd nadat de ingangsvariatie plaats vond zodat we in onze schakelingen rekening zullen moeten houden met een zekere tijdsvertraging. (Deze tijdsvertraging vinden we natuurlijk niet alleen in RC-gekoppelde versterkers maar in vrijwel elk type versterker). In de schakelingen welke in rekenmachines optreden zijn deze

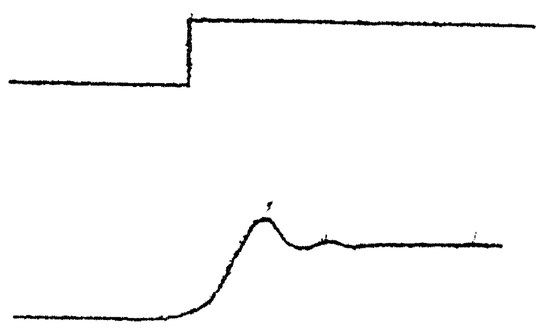


fig.65

vertragingen, hoewel uiteraard vaak ongewenst, meestal niet hinderlijk wanneer men bij het ontwerp hiermee van het begin af aan rekening heeft gehouden. In sommige gevallen wordt kunstmatig extra tijdsvertraging ingelast om zo te bereiken dat elke versterkertrap (of logische buisschakeling) een vaste vertraging geeft van een geschikte waarde waardoor het ontwerpen van de schakelingen vaak vereenvoudigd kan worden.
Een andere eigenschap van deze versterkers welke soms van groot belang is, is de mate waarin ze in staat zijn signalen van sterk uiteenlopende amplitude te behandelen. Een dergelijke toestand zou zich bijvoorbeeld kunnen voordoen in het geval van een ver-

sterker voor de signalen welke van een magnetische trommel of band worden teruggelzen, indien dit teruglezen gebeurt met dezelfde kop als waarmee geschreven wordt. De schrijfsignalen aan de kop zijn enige ordes groter dan de teruggelezen signalen en het gevaar is niet denkbeeldig dat de versterker tengevolge van deze schrijfsignalen zodanig overbelast wordt dat hij daarna gedurende betrekkelijk lange tijd onbruikbaar is voor het weergeven van de normale teruggelezen signalen.

De buizen welke in deze versterkers (video-versterkers) gebruikt worden zijn meestal snelle pentodes, omdat triodes in verband met hun hoge effectieve ingangscapaciteit minder geschikt zijn. Zoals in fig. 66 is weergegeven kan als vervangingsschema voor een versterkertrap in dit geval worden genomen een stroombron welke de parallelcombinatie drijft van R(= de parallelcombinatie van anodeweerstand en roosterlekweerstand, terwijl r_p zo groot is dat die kan worden verwaarloosd) en C_s, de totale shunt-capaciteit.

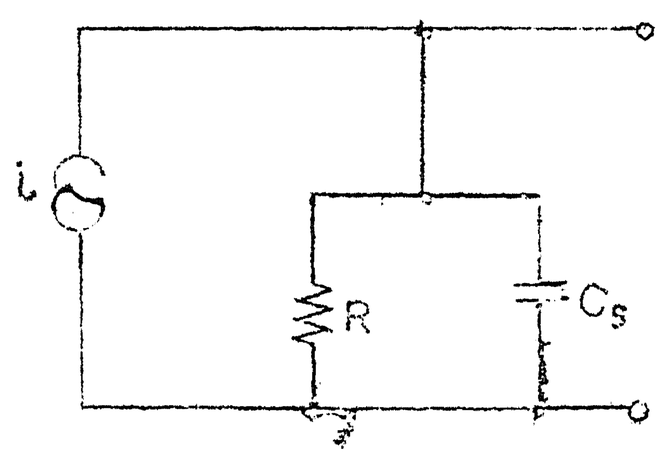


fig. 66

We definiëren nu de oplooptijd τ aan de uitgang van de versterker (tengevolge van een step-functie aan de ingang) als de tijd welke verloopt tussen de momenten waarop de uitgang 10% en 90% van zijn uiteindelijke variatie heeft doorlopen. Dan geldt voor

$\tau = 2{,}2\ RC_s$.

De factor 2,2 is het gevolg van onze definitie. De factoren welke zouden gelden indien een andere definitie werd gekozen hetgeen in voorkomende gevallen nuttig zou kunnen zijn, kunnen worden afgelezen uit fig. 67.

De hoog-frequent karakteristiek van de versterker (en daarmee de oplooptijd) kan verbeterd worden door in de anodeleiding een zelfinductie op te nemen in serie met de anodeweerstand. (fig. 68) Het schema dat dan ontstaat kan worden geanalyseerd als functie van de parameter $m = {}^{L}/_{R^2C_s}$.

De resultaten zijn voor verschillende waarden van m in fig. 69 geschetst. (ook de waarde m = 0, welke reeds in fig. 67 voorkwam is hier ter referentie nogmaals opgenomen).

Men ziet dat voor m = 0,5 een verbetering van de oplooptijd met een factor 1,9 bereikt wordt gecombineerd met een "overshoot" van 6,7%. Het is van belang er op te wijzen dat de oplooptijd aan de uitgang van een versterker welke verscheidene

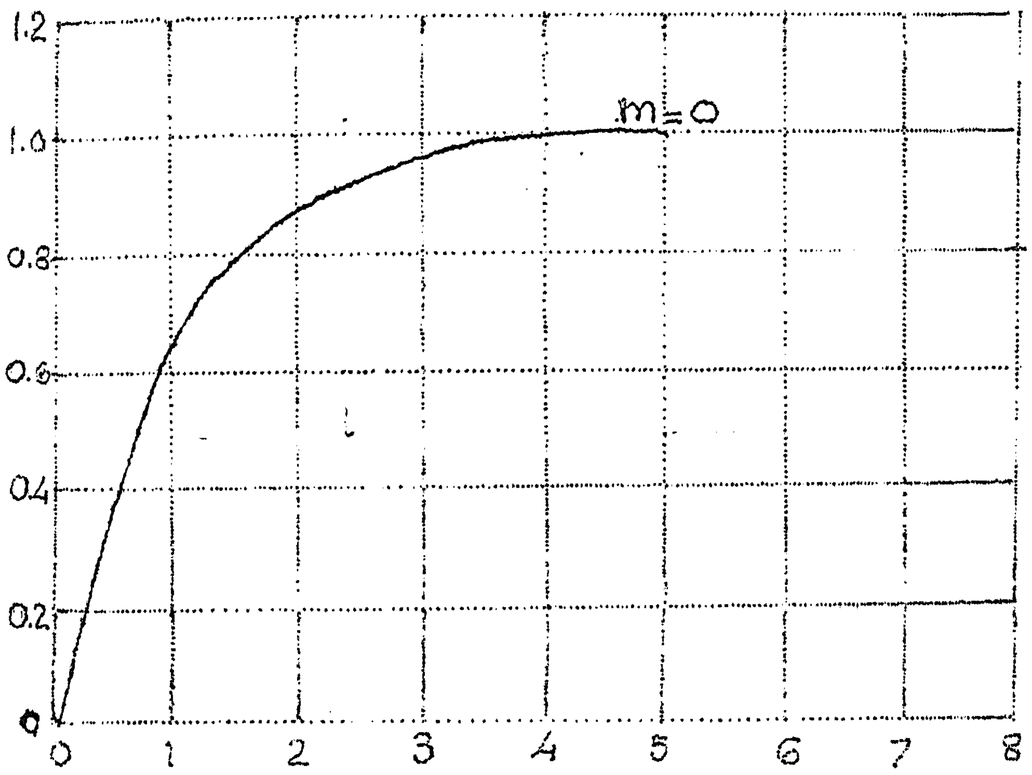


fig.67

versterkertrappen bevat slechter is dan die van de trappen afzonderlijk.
Als er n trappen zijn met oplooptijden τ_1 , τ_2 ..... τ_n
dan geldt voor de oplooptijd τ aan de uitgang:

$$\tau = \sqrt{\tau_1^2 + \tau_2^2 + \cdots + \tau_n^2}$$

dus als alle trappen identiek zijn $\tau = \tau_1 \sqrt{n}$

Voor de "overshoot" geldt een dergelijke regel.
Het gebruik van reactieve elementen in impulsschakelingen schept enkele specifieke problemen welke bij DC-koppeling niet of niet in die mate aanwezig zijn.
We beschouwen de schakeling van fig. 70. Wanneer bij A een stroom-impuls van het

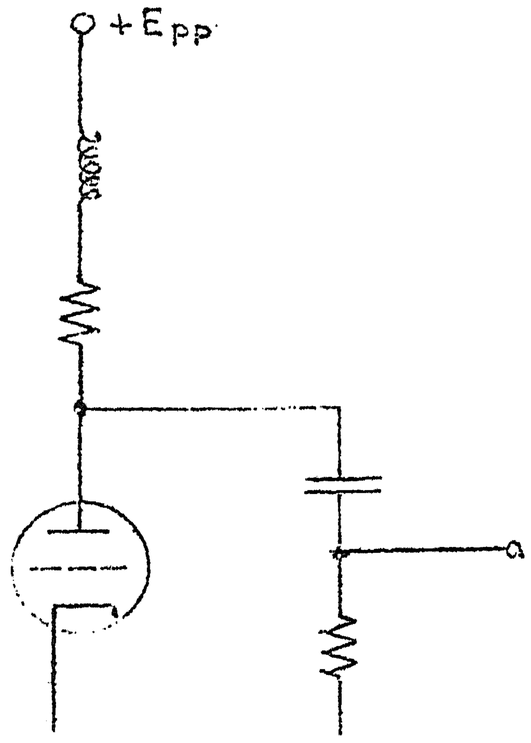


fig.68

aangeduide rechthoekige karakter verschijnt zal de spanning aan de punten A en B instantaan de waarde $E = i\, p\{R_p, R_g\}$ aannemen. (waarbij $p\{R_p, R_g\}$ de parallelcombinatie van R_p en R_g voorstelt; evenzo staat $s\{R_p, R_g\}$ voor de seriecombinatie). De condensator welke aanvankelijk verondersteld wordt ongeladen geweest te zijn begint nu gedurende het vlakke gedeelte van de stroomimpuls op te laden via een weerstand $s\{R_p, R_g\}$: de tijdsconstante is dus $C(R_p + R_g)$. Als de impuls lang genoeg duurt zal de condensator volledig opladen waarbij punt B exponentieel weer tot aardpotentiaal nadert.

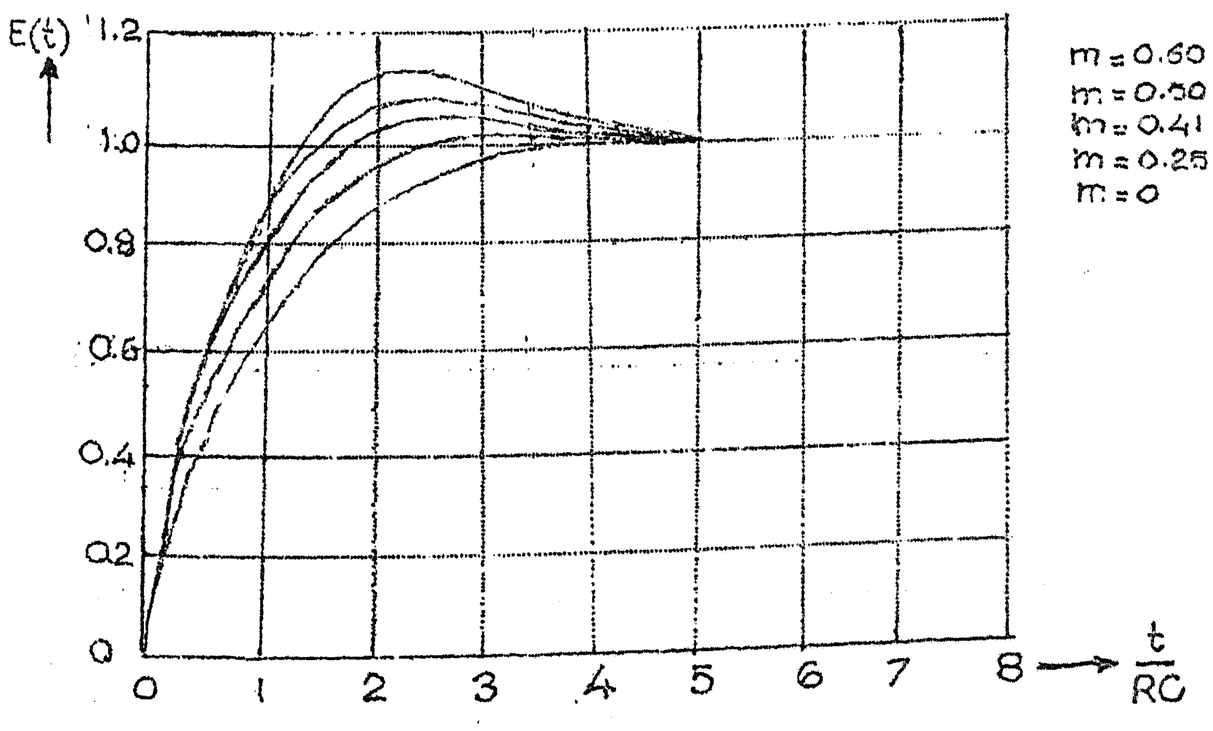


fig.69

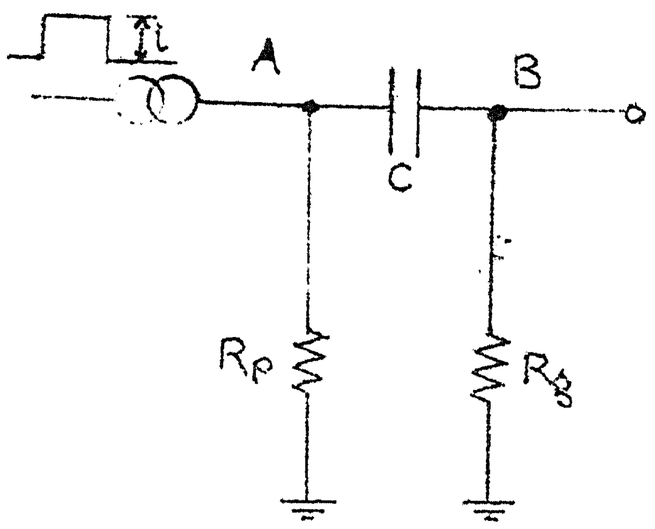


fig. 70

Wanneer de duur van de impuls erg kort is t.o.v. de tijdsconstante van het circuit kan de oplading van de condensator gedurende de impuls practisch verwaarloosd worden, zodat in dat geval de condensator als een werkelijke kortsluiting kan worden beschouwd welke geen merkbare distorsie introduceert.

Het geval dat in de practijk het meeste voorkomt is dat de impulsduur vrij kort is t.o.v. de tijdsconstante van het circuit. In dit geval laadt de condensator gedurende een impuls dus enigszins op waardoor de oorspronkelijke vlakke impulstop een iets aflopend beeld te zien geeft aan punt B.

In dit verband is het van belang het geval te onderzoeken dat in rekenmachines veelvuldig optreedt waarin min of meer uniforme serie impulsen wordt afgewisseld door een impulsloze periode welke lang is t.o.v. de RC-tijd van het circuit.

Het resulterende beeld is geschetst in fig. 71. Hieruit ziet men dat wanneer de impulstrein enige tijd aanwezig is geweest elke uitgangsimpuls a.h.w. om aardpotentiaal geconcentreerd is: dit is te verwachten daar een evenwichtstoestand bereikt moet worden waarbij de condensator gedurende één cyclus geen extra netto lading ontvangt of afgeeft. Deze situatie doet zich echter, indien de RC-tijd lang is t.o.v. het interval tussen opeenvolgende impulsen bij het begin van de trein niet voor: de condensator is aanvankelijk, na het "dode" interval geheel ontladen, laadt gedurende de eerste impuls op en kan in het interval tot de volgende impuls niet volledig ontladen.

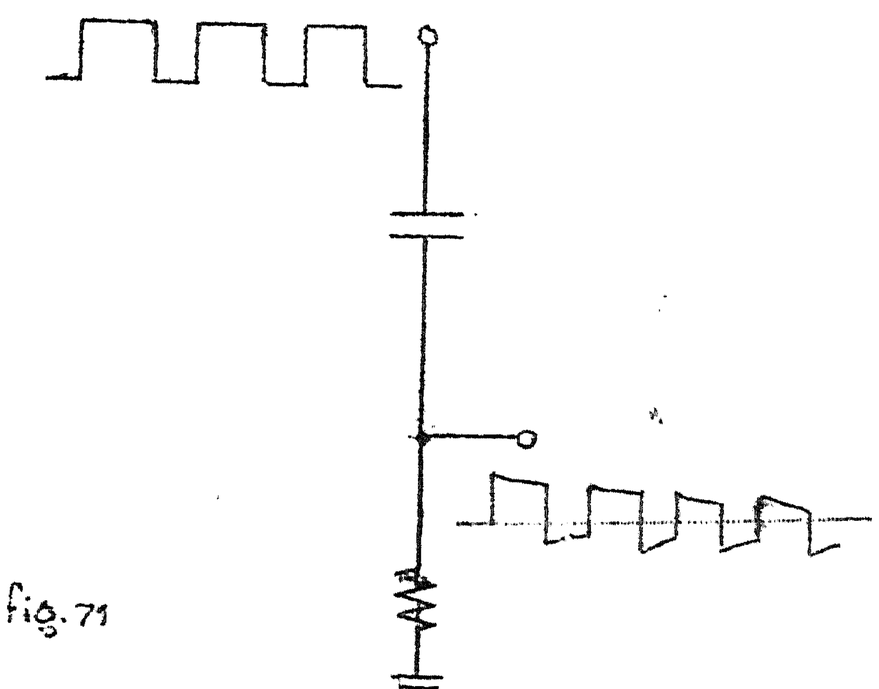


fig. 71

Het aldus verkregen beeld is over het algemeen hoogst ongewenst: de gemiddelde DC-potentiaal van de uitgang is niet constant hetgeen in volgende versterkers tot ongewenste verschijnselen aanleiding kan geven.

Om na te gaan wat hiertegen gedaan kan worden overwegen we dat het verschijnsel zich niet zou voordoen indien de RC-tijd zeer kort was t.o.v. het interval tussen 2 impulsen. Dan

zou echter bovendien gedurende de impuls een ernstige differentiatie plaats vinden welke soms ongewenst kan zijn doch dit in het algemeen niet is. We moeten dus blijkbaar proberen gedurende de impuls een grote RC-tijd te krijgen en gedurende het interval tussen 2 impulsen een kleine.

Dit kan bereikt worden met behulp van een diode: fig. 72.

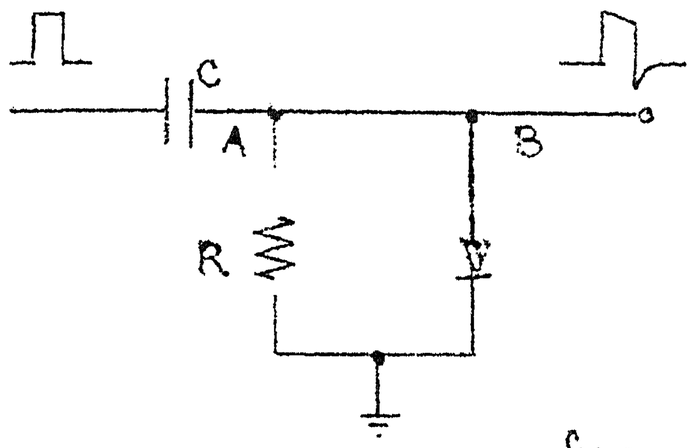


fig.72

Een positieve impuls bij A geeft een positieve uitgangsimpuls bij B welke een redelijk vlakke top zal hebben indien $p\{R, R_t\}C$ veel groter is dan de duur der impuls. (R = tegenwaartse weerstand der diode). Bij de afgaande flank der impuls treedt een negatieve "overshoot" op welke punt B beneden aardpotentiaal brengt: nu gaat echter de diode geleiden zodat de effectieve RC-tijd, zolang B negatief is aan $p\{R, R_v\}C$, waarin R de voorwaartse weerstand der diode, (dus klein) is. De toestand zoals deze voor het optreden der positieve impuls was wordt zodoende snel hersteld: alle impulsen zijn nu onderling onafhankelijk geworden en het impulspatroon heeft geen invloed meer op hun gedaante. Het bezwaar van een "clamping" of "overlaat" circuit van dit type is dat het slechts voor één polariteit impulsen bruikbaar is. (Voor negatieve impulsen moet de polariteit van de diode worden omgekeerd).

Een schakeling waarmee ten koste van impulsamplitude een vrijwel ideaal vlakke loop bereikt kan worden ("clipping") moet in dit verband ook worden genoemd. Het principe is weergegeven in fig. 73. Wanneer, bij verwaarloosbare inwendige weerstand van de signaalbron, de weerstand R klein is t.o.v. de tegenweerstand der diode, doch groot t.o.v. de tegenweerstand der diode, doch groot t.o.v. de voorwaartse weerstand, zal de spanning aan punt B, zolang de DC-potentiaal van punt A beneden 8 volt blijft de variatie aan punt A volgen om wanneer punt A boven 8 volt komt verder practisch constant te blijven aangezien dan de diode geleidt waardoor eventuele variaties op punt A slechts zeer verzwakt op B zullen zijn terug te vinden.

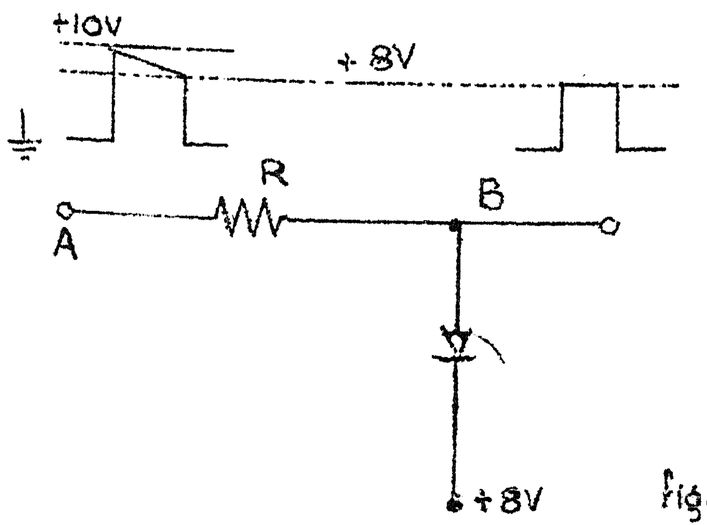


fig.73

Bij beide diode circuits dient men er op te letten dat deze uitsluitend effectief zullen zijn voor signalen met amplitu-

des van ten minste enkele volts. Voor zeer kleine signalen ($< 0{,}1V$) gedragen de diodes zich veelal min of meer als lineaire weerstanden en dit bepaalt ook voor grotere signalen dus een grens voor de effectiviteit der hier geschetste schakelingen.

Tenslotte willen we nog enige aandacht besteden aan het probleem van versterkers tengevolge van overmatig grote ingangssignalen. In de eerste plaats zullen we aanduiden hoe de blokkering tot stand komt.

We denken ons een zeer grote positieve impuls aan het rooster van een der versterkertrappen: deze drijft de buis in een gebied waar roosterstroom wordt getrokken via de, gewoonlijk zeer kleine, rooster-kathode impedantie. Het resultaat is een impuls met een fraaie vlakke top aan de uitgang van deze versterkertrap (de buis fungeert hier als clamp-diode) en een zeer snelle oplading van de koppelcondensator via de lage rooster-kathode-impedantie.

Bij de afgaande flank van de positieve impuls ontstaat aan het rooster een grote negatieve overshoot: de alvorens de betreffende trap weer tot normale versterking in staat zal zijn moet de koppelcondensator ontladen: deze ontlading vindt nu echter plaats via de seriecombinatie van de anodeweerstand van de vorige trap en de roosterlekweerstand: aangezien de buis nu dicht is, is de rooster-kathode impedantie nu zeer hoog geworden. Men kan het geheel beschouwen als een verkeerdom werkend clamp-circuit.

Om het blokkade-effect te beperken moeten we hetzij de overshoots geheel verhinderen, hetzij hun tijdsconstantes zo klein maken dat ze als onbelangrijk kunnen worden beschouwd. Het eerste eist zeer lange tijdsconstantes in de koppelcircuits (of beperking van de roostervariaties door externe clampers), het tweede zeer korte tijdsconstanten: de gulden middenweg is hier dus zeker niet aangewezen aangezien deze tot de slechts denkbare resultaten voert.

Overshoots van kleine amplitude en lange tijdsconstante kunnen meestal in volgende trappen met kleine tijdsconstantes voldoende gecompenseerd worden; doch de tot nul gereduceerde versterking van een trap tengevolge van een grote overshoot valt in latere trappen niet meer te compenseren.

Een zeer effectief middel om blokkade te verhinderen kan zijn het gebruik van een gebalanceerde versterker: dit kan echter alleen dan wanneer de karakteristieken van het systeem zoda-

nig zijn dat het grote signaal (de "storing") de twee gebalanceerde versterkers in dezelfde zin beinvloedt terwijl het eigenlijke, gewenste signaal, op beide in tegenphase binnenkomt.

e. Houdelementen

Allereerst zullen we het mogelijke karakter van een houdelement wat nader bezien. Tot op zekere hoogte vinden we hier dezelfde problemen terug welke we reeds bij de bespreking der geheugens hebben ontmoet. Ook nu kunnen we de houdende functie en het acces afzonderlijk bezien, met dit verschil dat de houdelementen waar het hier om gaat meestal alleen bruikbaar zullen zijn indien het acces in beide richtingen (lezen en schrijven) zeer snel kan plaats vinden. Dit wil echter niet zeggen dat er niet verschillende soorten onderscheiden kunnen worden.

We hebben:

1. Houdelementen welke een (practisch) instantaan acces in beide richtingen bezitten (bijv. flip-flop circuits)
2. Houdelementen waarbij perioden van instantaan acces worden afgewisseld door perioden zonder accesmogelijkheid (bijv. 1-digit-vertragingslijnen). Van een eigenlijke wachttijd is hier niettemin nauwelijks sprake.
3. Houdelementen waarbij acces in de ene richting meer tijd kost dan in de andere (bijv. neon-elementen)
4. Houdelementen waarbij de houdende functie slechts gedurende een relatief korte periode gehandhaafd kan blijven en welker informatie dus binnen die tijd gebruikt moet worden (bijv. verschillende schakelingen met condensatoren of zelfinducties).

Aangezien bij een aantal van deze elementen de houdfunctie nauw verbonden is met het verschijnsel der "negatieve weerstand" zullen we hieraan nu allereerst enige aandacht besteden. We beschouwen daartoe onderstaand schema waarin behalve een spanningsbron E en een weerstand R een element N voorkomt waarvan we de spanning-stroom karakteristiek hebben weergegeven.

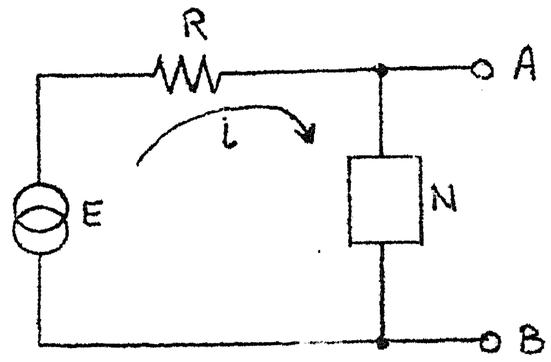


fig. 74

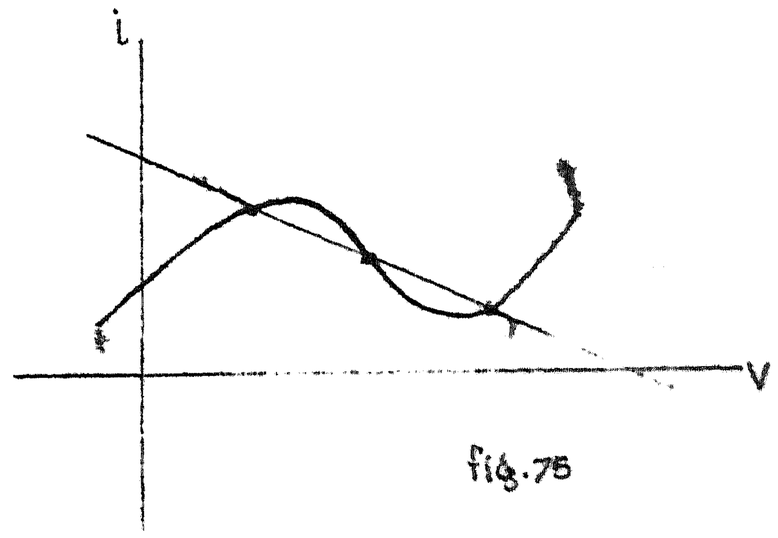


fig. 75

De spanning tussen de punten A en B is gelijk aan: $V = E - iR$
In de i-V grafiek (fig. 75) stelt dit een rechte lijn voor welke de V-as snijdt in het punt $V = E$ en de i-as in het punt $i = \frac{E}{R}$. Bij gegeven i-V karakteristiek van N is het blijkbaar mogelijk E en R zodanig te kiezen dat de aldus gevonden rechte

lijn de kromme in 3 punten, 1, 2 en 3 snijdt. Dit betekent dat het systeem uit figuur 74 zich dus in 3 verschillende toestanden kan bevinden. We beweren dat toestand 2 weliswaar mogelijk, maar niet stabiel is. Immers, wanneer we aannemen dat het systeem in toestand 2 verkeert en de spanning tussen A en B om de een of andere reden iets groter wordt, dan volgt uit de grafiek dat daardoor de stroom in beide elementen iets af zou nemen; de stroom door N neemt echter meer af dan die door R. Het overschot $i_R - i_N$ laadt de (altijd aanwezige) capaciteit aan het punt A op, zodat de spanning in punt A nog meer stijgt. Het systeem raakt dus steeds verder uit deze evenwichtstoestand: het evenwicht was labiel en het systeem komt tenslotte in punt 3 terecht. Indien we waren uitgegaan van de veronderstelling dat het systeem uit de beginstand in punt 2 was geraakt door een kleine vermindering van de spanning tussen A en B dan zou volgens een dergelijke redenering de eindtoestand het punt 1 zijn geworden.

Het element N heeft volgens de grafiek de eigenschap dat bij bepaalde spanning een kleine verhoging van de spanning over het element een kleine afname van de stroom tengevolge heeft. Dit is in woorden de betekenis van het dalende stuk der karakteristiek. Men spreekt in zo'n geval om redenen welke duidelijk zullen zijn van een stuk met negatieve weerstand.

De conclusie welke we kunnen trekken is dus dat door opneming in een kring van een dergelijk element te bereiken is dat de stroom in de kring (en dus ook de spanning over R bijvoorbeeld) 2 stabiele waarden kan hebben, zodat een dergelijke schakeling, mits nog voorzien van een methode om het circuit van de ene in de andere toestand over te voeren, als houdelement bruikbaar is. Beïnvloeding van E, R, i of N kan dienst doen om het inlezen mogelijk te maken.

Als eerste illustratie van dit principe zullen we nu behandelen de flip-flop ("trekkerschakeling","triggercircuit", "trigger-pair", of "Eccles-Jordan circuit"), waarbij we allereerst de houdfunctie nader zullen bezien en ons nog niet om de "trigger" mogelijkheden zullen bekommeren. We refereren hierbij naar fig. 76. Om in te zien dat de schakeling zich zal kunnen gedragen als een kring met negatieve weerstand, denken we ons de weerstand tussen punt A en de + hoogspanning even weg en beschouwen dus de schakeling van fig. 77. Vervolgens vervangen we de beide weerstandspotentiometers door 2 spanningsbronnen van gelijke grootte en verkrijgen aldus figuur 78. Dit kunnen

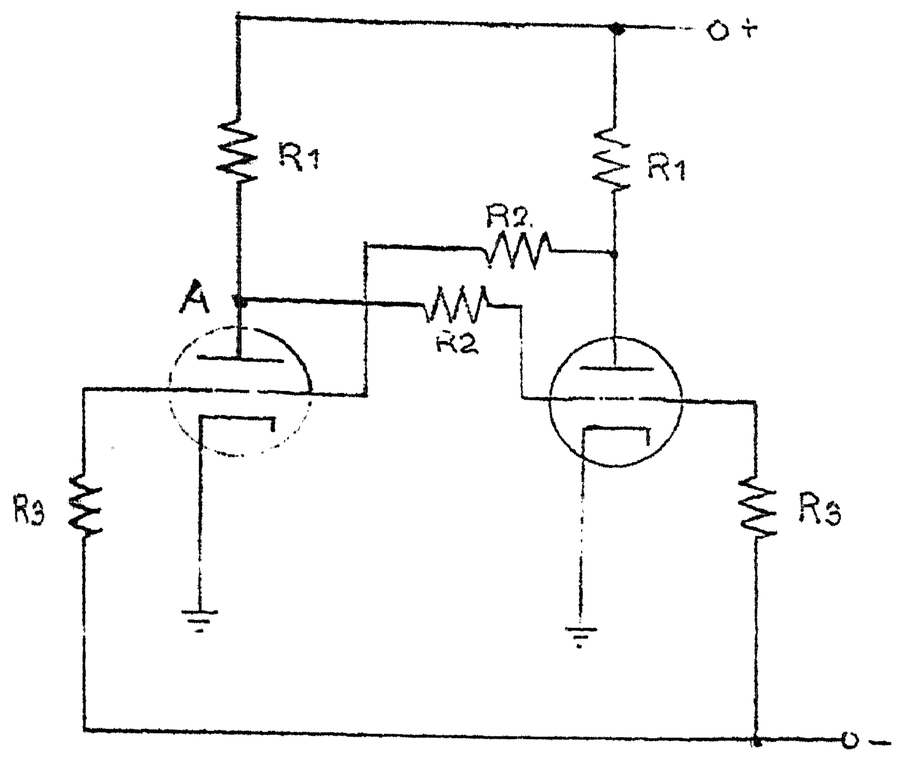


fig. 76

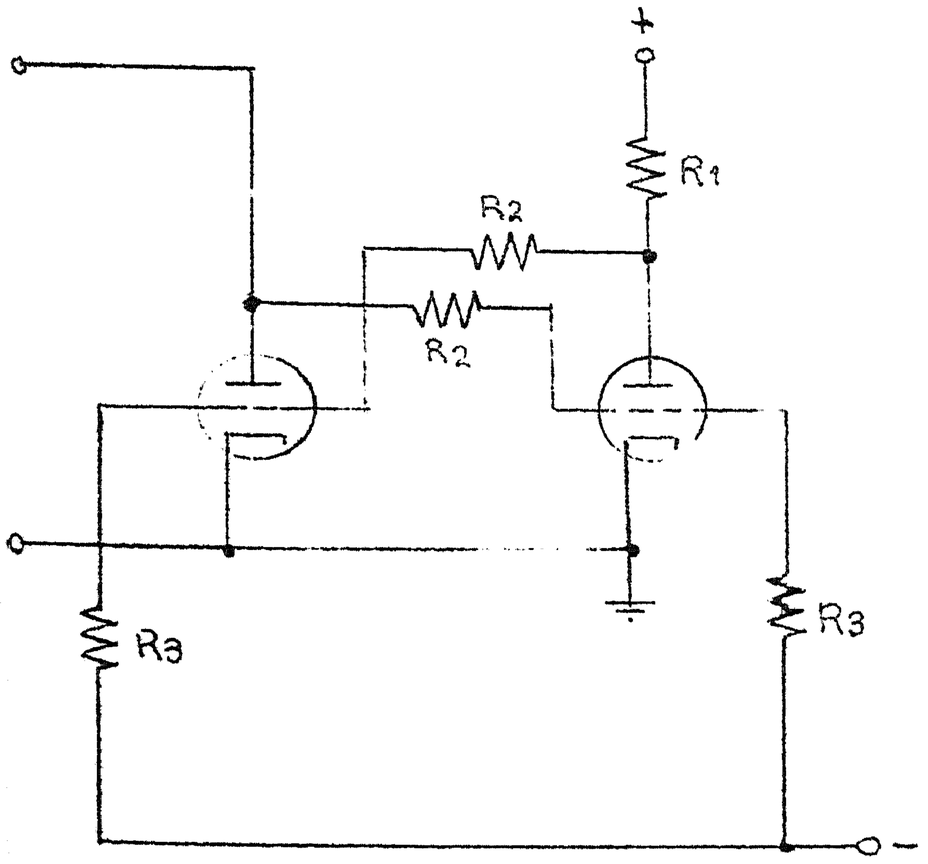


fig. 77

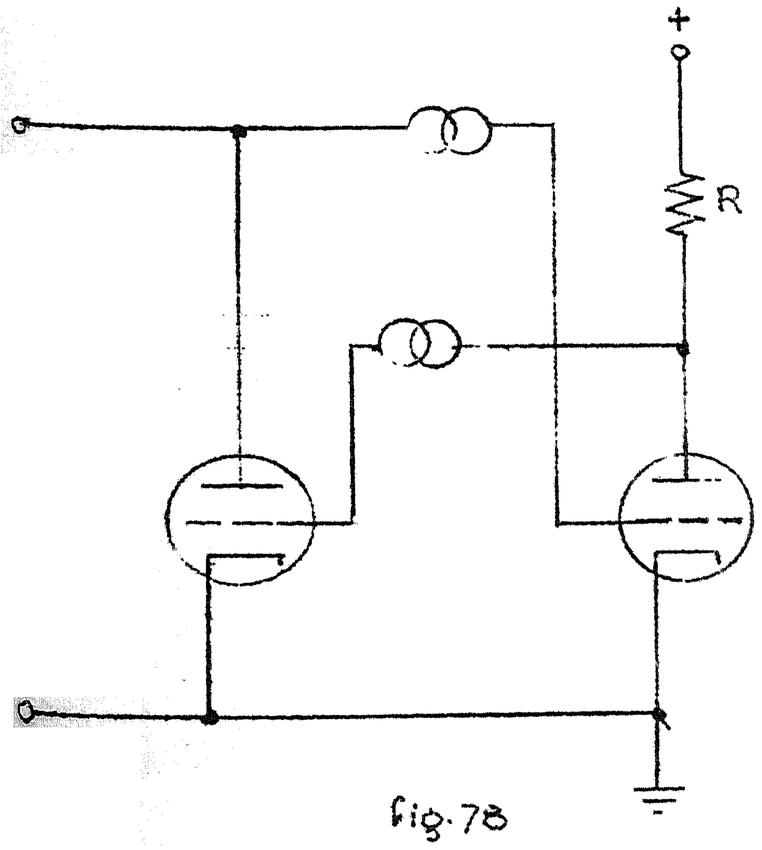


fig. 78

we doen omdat de functie van de potentiometers uitsluitend is de anodespanningsvariaties op een zodanig gelijkspanningsniveau te brengen dat ze op de roosters hun invloed kunnen doen gelden. Ook in de practijk is dit systeem wel toegepast in die zin dat de weerstanden R_2 van figuur 76 vervangen kunnen worden door 2 (liefst met een condensator overbrugde) neon stabilisatiebuisjes met een spanning van 70 à 100 Volt, waardoor de stabiliteit aanmerkelijk verbeterd kan worden.

We veronderstellen nu verder dat we de verschillende spanningen zo kiezen dat in de buizen geen aanzienlijke roosterstromen optreden. Wanneer nu tussen punt A en aarde in fig. 78 een spanning wordt aangelegd welke we van 0 Volt af langzamerhand opvoeren dan is de bijbehorende stroom bij 0 Volt aanvankelijk nul (linkerbuis neemt geen stroom wegens anodespanning 0 en rechter rooster sterk negatief, dus geen roosterstroom in rechterbuis). Daarna neemt de anodestroom in de linkerbuis toe bij verhoging der anodespanning totdat bij punt A de spanning bereikt heeft waarbij het rooster van de rechterbuis niet langer voldoende negatief is om deze dicht te houden. De rechterbuis gaat dus geleiden en bij verdere verhoging van de spanning aan punt A wordt de anode van de rechterbuis steeds lager in potentiaal; we nemen aan dat de

anode weerstand en de hoogspanning van deze rechterbuis zodanig zijn dat de spanningsval over de anodeweerstand tenslotte groot genoeg wordt om het linker rooster beneden het afknijppunt te brengen. Afgezien van roosterstroom in de rechterbuis, welke we door A niet te ver verhogen kunnen beperken tot zeer kleine waarden, is de stroom nu dus weer nul geworden. We krijgen dus een stroom-spanningsgrafiek ongeveer zoals in figuur 79 aangegeven.

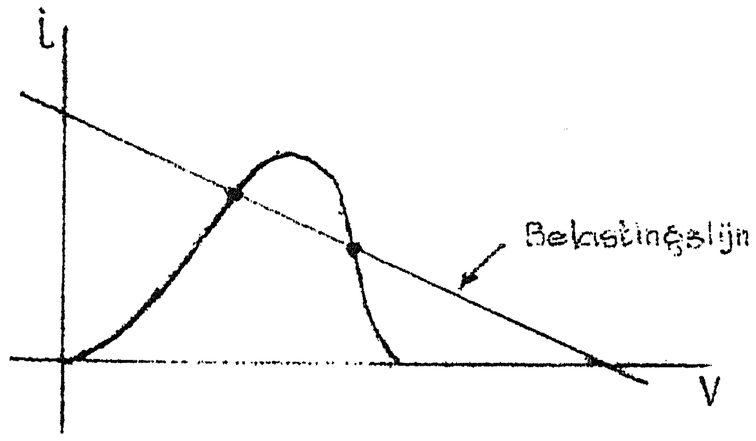


fig.79

Volgens onze oorspronkelijke theorie moet het dus mogelijk zijn met behulp van deze schakeling een bistabiel element te maken. Dit is natuurlijk ook wel eenvoudiger in te zien, maar als demonstratie van het algemene principe der negatieve weerstand kon bovenstaande uiteenzetting toch niet worden gemist.

Voor een nadere bespreking der condities waaraan spanningen, buizen en weerstandswaarden dienen te voldoen om een betrouwbare flip-flop te construeren verwijzen we naar de literatuur welke hierover is verschenen.

We willen er alleen nog op wijzen dat het opnemen van twee kleine condensatoren ter overbrugging van R_2 in fig. 76 een goed middel is om de snelheid der overgang van de ene toestand naar de andere te versnellen. De bedoeling van deze "speeding-up" condensatoren is neutralisering van de ingangscapaciteiten der beide buizen. Ze dienen niet groter of kleiner te zijn dan voor dit doel nodig is aangezien anders het beeld aan het rooster wanneer de flip-flop in een vaste frequentie van stand wisselt wordt zoals figuur 80 a/b aangeeft. Figuur 80 a geeft het beeld voor te kleine, b voor te grote condensatoren.

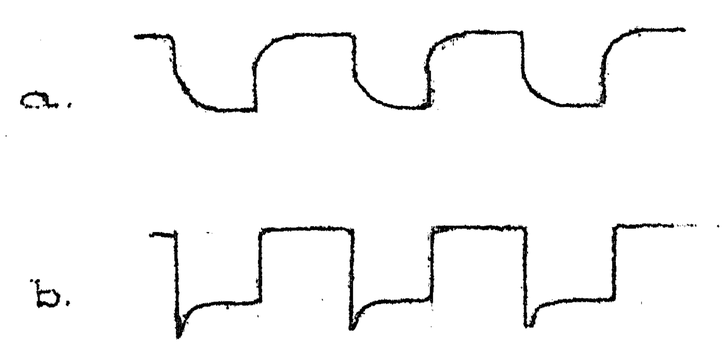


fig.80

Wanneer men geen positieve en negatieve hoogspanningen beschikbaar heeft verdient het aanbeveling een weerstand in de kathodeleiding op te nemen (eventueel met afvlakcondensator).

De schakeling zoals we die tot dusver hebben beschouwd is nog niet geschikt om als input voor een ander circuit gebruikt te worden. Een

aantal manieren om outputs te verkrijgen zonder het circuit zelf merkbaar te storen zijn aangegeven in figuur 81 a,b en c.

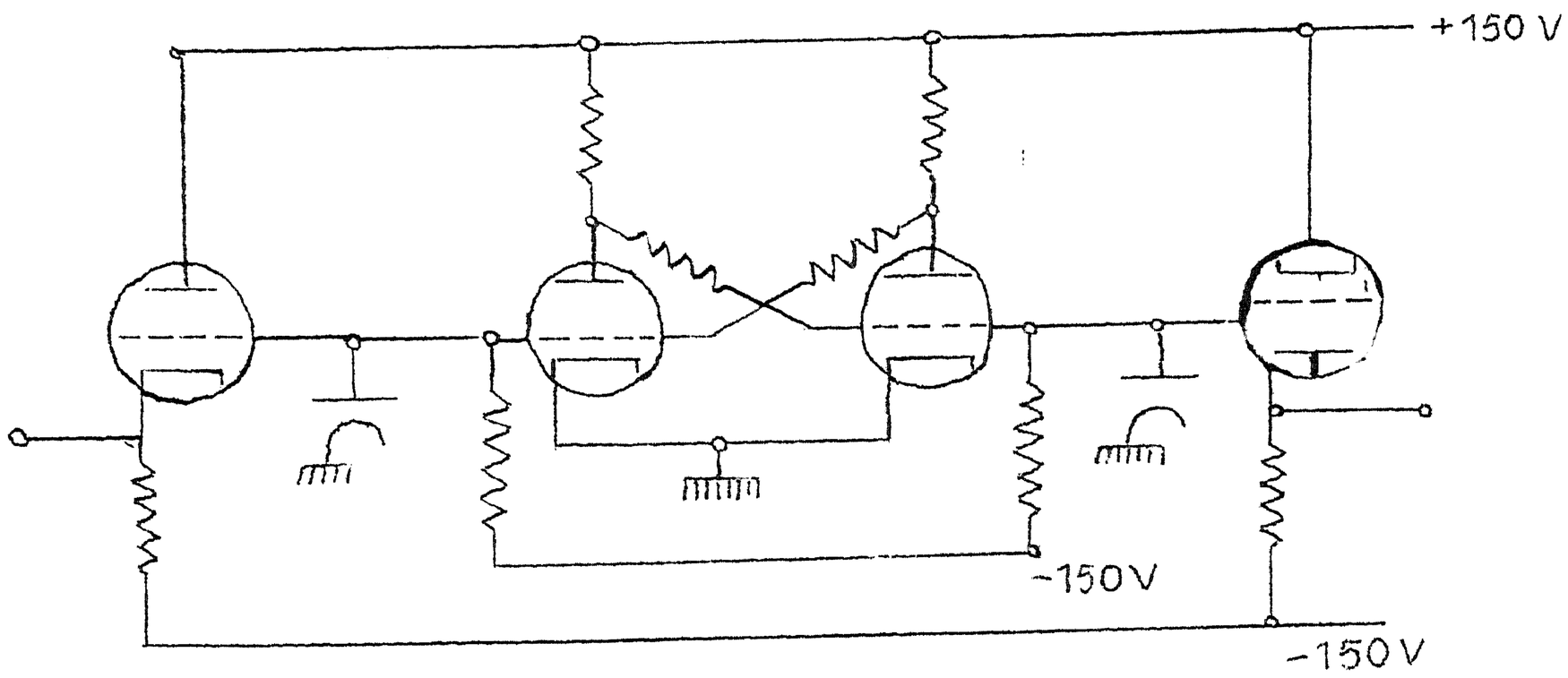


fig.81-a

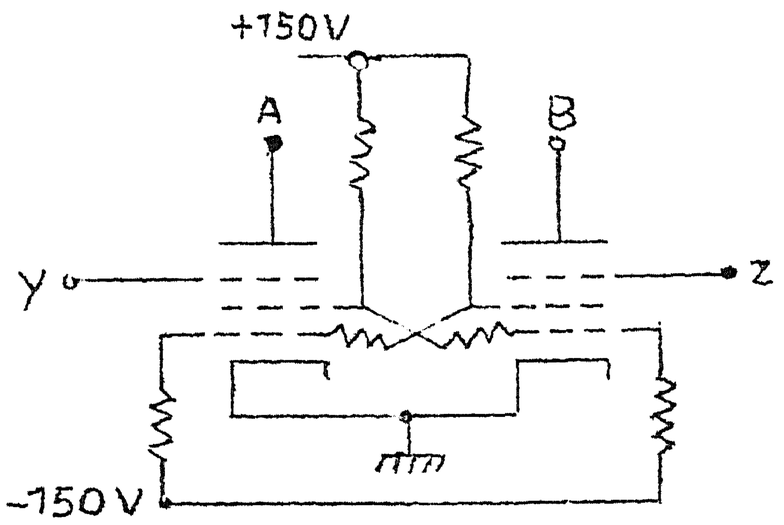


fig.81-b

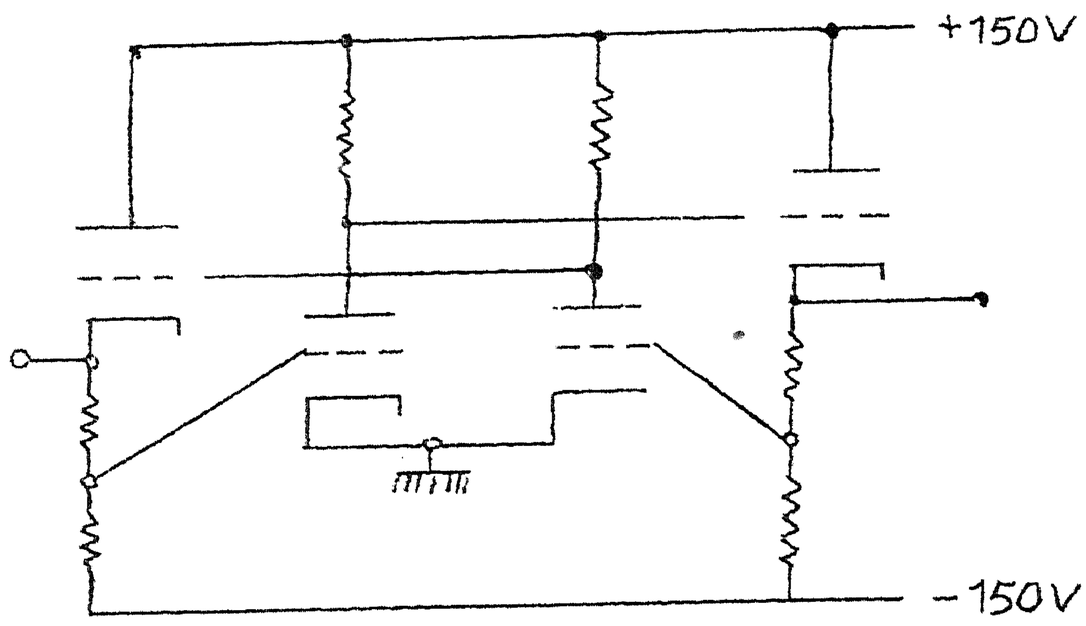


fig.81-c

Figuur 81 a toont een zeer gebruikelijk systeem voor het verkrijgen van een goed gedefinieerde dubbelzijdige output door middel van 2 kathodevolgers aan de roosters der beide flipflop helften. De roosters zelf worden dan gewoonlijk naar boven toe begrensd door middel van 2 buis- of germaniumdiodes die de roosters verhinderen boven aardpotentiaal te komen. De uitgangsspanningen der kathodevolgers komen dan in "hoge" stand, afhankelijk van de belasting welke ze drijven op ca. +3 - +7 Volt. Aannemende dat de roosters zelf in de lage stand beneden ca. -20 V komen is de uitgangsspanning in de lage stand -15 V.
Een omstandigheid waarbij men bij deze schakeling wel dient te letten is dat de uitgangsimpedantie der kathodevolgers

niet in beide standen gelijk is. In de hoge stand is deze, zoals bekend ingeveer gelijk aan de reciproke snelheid $1/g_m$ van de buis. In de lage stand, waarbij de buis dicht is, is ze gelijk aan de waarde van de kathodeweerstand welke meestal groter is. Verlaging van de kathodeweerstand is dan ook een middel om de dalende flanken der afgegeven impulsen te verbeteren; op de stijgende flanken heeft deze maatregel weinig effect. Verder dient er op gelet dat bij dit arrangement de "speeding-up" condensatoren vergroot zullen moeten worden omdat nu ook de roostercapaciteit der kathodevolgers, de capaciteit der gelijkrichters en de bedradingscapaciteit gecompenseerd moet worden. Waarden in de orde van 50-100 $\mu\mu$F geven gewoonlijk goede resultaten. In figuur 81 b wordt een opstelling getoond welke van 2 pentodes gebruik maakt en die eigenlijk meer is dan alleen een flip-flop schakeling. Het schermrooster der pentodes vervult hierbij de functie welke in fig. 81 a aan de anode van de triode was toebedeeld. Door de vang- of remroosters op een voldoend negatieve potentiaal te houden kan de anodestroom van beide buizen geheel afgeschakeld worden. Door een dezer roosters positief te drijven ontstaat over een aangebrachte anodeweerstand een negatieve uitgangsimpuls of niet al naar gelang de stand van de flip-flop. Wanneer we aan de stand der flip-flop de letter x toekennen, in die zin dat x = 1 wanneer de linkerbuis geleidt en we noemen de "poortsignalen" op de vangroosters y en z dan geldt voor de uitgang A de functie 1 - xy, voor B 1 - x'z.

In verband met de schakelfunctie der vangroosters bij dit systeem verdient het aanbeveling voor de schakeling buizen te kiezen welke een gevoelige vangroosterkarakteristiek hebben, en waarbij de schermroosterstroom zo min mogelijk van de anodestroom afhankelijk is, daar anders de schakelfunctie door het poortsignaal te zeer beinvloed zou worden.

Pentodes als type 6F33 met een vangroostersnelheid van ca. 1 ma/V zijn voor dit doel geschikt wanneer de frequentie niet te hoog is. Een voorbeeld van deze schakeling zullen we vinden bij de constructie van tellers.

Figuur 81 c geeft tenslotte een voorbeeld van een flip-flop constructie in het geval waarin men in de output een grotere spanningsvariatie nodig heeft dan aan de roosters in geval 81 a te krijgen is. Omdat als kathodeweerstand van de kathode volgers waarschijnlijk lagere weerstanden gebruikt zullen worden dan in de potentiometers van fig. 81 a, is het effect der roostercapaciteiten hier kleiner, zodat de condensatoren

vaak weg kunnen blijven.
De voordelen van flip-flops als houdelementen zijn:

1. De uitgangen zijn permanent beschikbaar en steeds in beide polariteiten aanwezig. Door toevoeging van kathodevolgers is een betrekkelijk laag-impedante uitgang mogelijk.
2. De snelheid waarmee ze van de ene toestand in de andere gebracht kunnen worden is groot en kan door correcte dimensionering en het gebruik van niet te lage buisstromen worden opgevoerd tot omslagtijden in de orde van 0.1 μsec bereikt worden.

Enkele nadelen:

1. Door het gebruik van tenminste 2 buizen zijn deze elementen zeer duur. De kosten per bit bedragen inclusief montage, gloeistroom e.d. zeker f 50.--.
2. De betrouwbaarheid is door het gebruik van een groot aantal elementen betrekkelijk klein. Een systeem met bijv. 10.000 flip-flops is afgezien van de prijs onhandelbaar aangezien het een levensduur van de orde van 1 uur zou hebben.

Als gevolg van een en ander worden flip-flops in vele electronische rekenmachines zeer vaak toegepast in aantallen welke variëren van enkele tientallen tot enkele honderdtallen.

Als tweede houdelement zullen we nu bespreken de één-digit vertragingslijn. We refereren aan figuur 82.

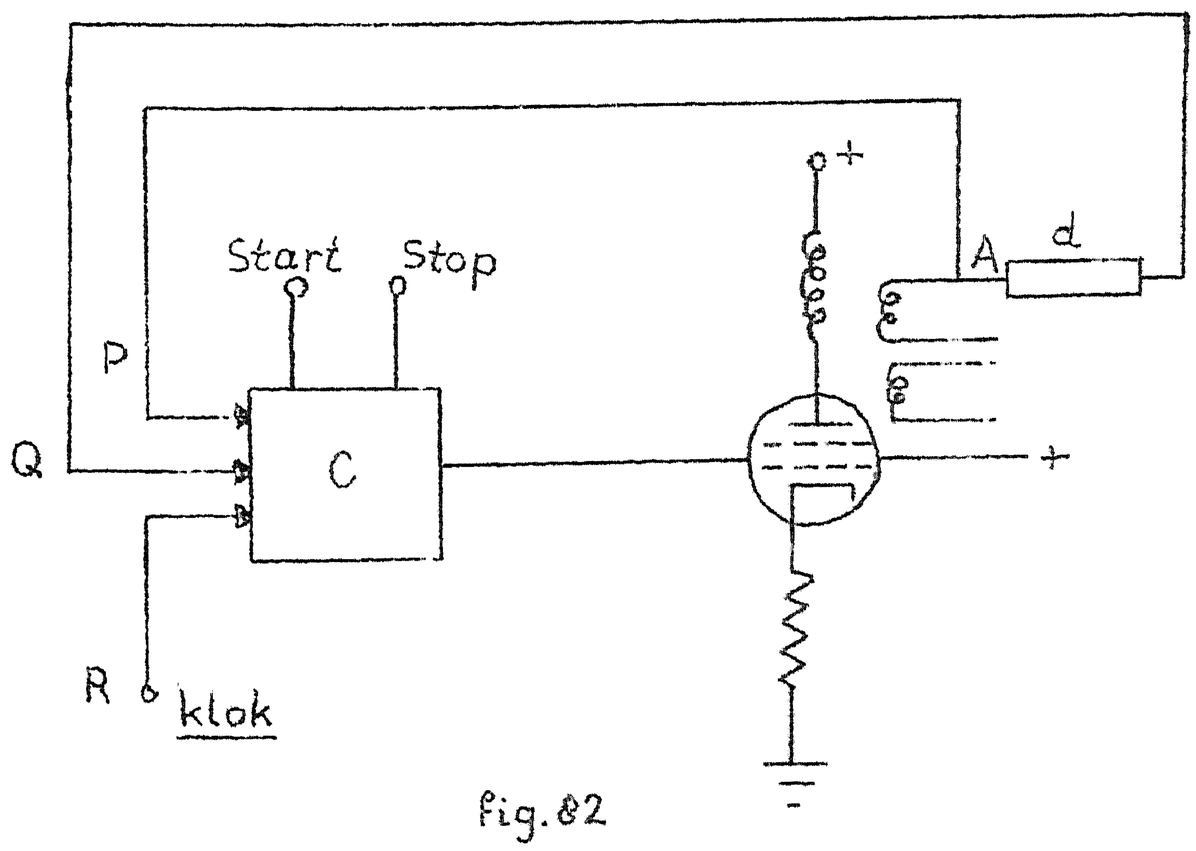


fig. 82

In één uitvoeringsvorm bestaat dit element uit een pentode of tetrode met in de anodeleiding een transformator geschikt voor het behandelen van korte impulsen. Verder is er een circuit C dat gewoonlijk enkele germaniumdiodes bevat waarvan de functie nader zal worden besproken en een electrisch vertragingslijntje d.
De bedoeling van deze schakeling is dat wanneer door een start-puls een klokpuls door het circuit C wordt doorgelaten en dus het rooster van de buis bereikt er aan de transformator uitgang een impuls ontstaat welke de vertragingslijn ingaat.

Ze komt er aan de andere kant weer uit juist op het ogenblik waarop de volgende klokpuls optreedt en laat dan ook deze door circuit C passeren, waardoor het spel opnieuw begint. De transformatoruitgangen geven dus het beeld te zien van een continue reeks impulsen wanneer eenmaal één impuls door C gepasseerd is. Blokkeren we de weg door C door middel van een stopimpuls, dan stopt de reeks en er gebeurt verder niets meer. In deze zin hebben we hier dus te maken met 2 stabiele standen van het circuit. De moeilijkheden welke in circuits van dit type altijd optreden in verband met het behoud van een correcte pulsvorm, zijn reeds bij de behandeling van geheugens met vertragingslijnen besproken: zij geven hier aanleiding tot de extra terugkoppeling van A naar circuit C om ervoor zorg te dragen dat altijd een volledige klokpuls doorgelaten wordt.
Een mogelijke constructie voor C vinden we in figuur 83.

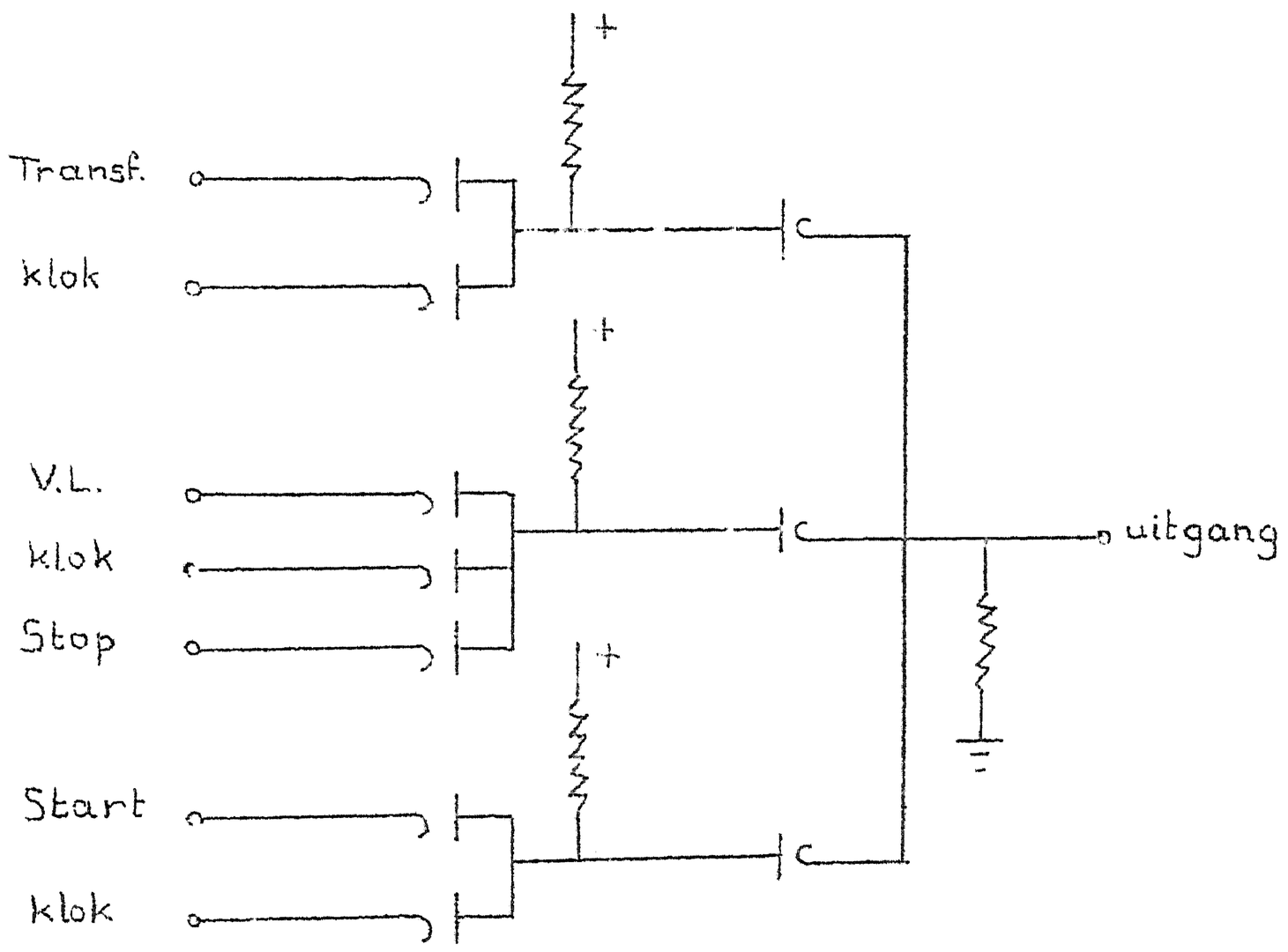


fig. 83

Wanneer de beide onderste ingangen beide hoog worden, wordt een klokpuls of gedeelte daarvan doorgelaten naar de uitgang. De twee bovenste ingangen zorgen er voor dat wanneer het begin van een klokpuls is doorgelaten de poort open blijft tot deze klokpuls is afgelopen onafhankelijk van de gedaante van bv. de startpuls of de uitgangspuls van de vertragingslijn. De drie middelste ingangen vormen het circuit waardoor de vertraagde puls in staat wordt gesteld een nieuwe klokpuls door te laten zolang dit niet door laag zijn van de "stop" ingang

wordt verhinderd.
We zien dus dat we op deze manier een bruikbaar "intermitterend" houdelement hebben verkregen tegen de prijs van één pentode en 10 diodes. Het diodenaantal zal bij een schema uit de praktijk nog wel hoger liggen omdat hier en daar nog clampers worden gewenst. Dit alles weegt in prijs wel ongeveer op tegen de 2 buizen van een flip-flop en de vraag is dus of deze schakeling nog andere voordelen biedt.
Allereerst merken we op dat we hier niet zonder meer de beschikking krijgen over een dubbelzijdige uitgang. Het is natuurlijk wel mogelijk de uitgaande impulsreeksen in beide polariteiten te verkrijgen door 2 uitgangswikkelingen op de transformator, maar ingeval geen impulsen worden doorgelaten geven deze dan ook beide geen output. Wanneer we de binaire grootheden 0 en 1 dus associëren met resp. geen impulsen en wel impulsen klopt dit niet. De zaak kan wel in orde worden gebracht door net als bij de flip-flops de 0 en de 1 te koppelen aan het momentane spanningsniveau van de uitgang. Wanneer we bijv. 15 Volts impulsen op 2 wikkelingen (positief en negatief) als output krijgen kunnen we het DC niveau van de negatieve op aarde leggen en dat van de positieve op -15 V. Dan is onder alle omstandigheden gedurende dat gedeelte van de cyclus, dat een doorgegeven impuls aanwezig zou kunnen zijn, de zaak in orde. Gedurende de rest van de cyclus niet, maar dat hoeft geen bezwaar te zijn indien we er maar voor zorgen de output gedurende die tijd niet te gebruiken; dit is een beperking welke bij de flip-flop niet geldt en in zoverre is dus geen voordeel aanwezig.
Hier staan echter verschillende andere dingen tegenover.
Het circuit, uitgevoerd met germaniumdiodes, behoeft verder slechts één pentode, d.w.z. slechts 1 gloeidraad tegenover 4 in het geval van de flip-flop met kathodevolger uitgang.
Bovendien kan men hier gebruik maken van de "bottoming" karakteristiek van de gebruikte pentode waardoor de operatie van de schakeling in hoge mate onafhankelijk van de buiskarakteristieken wordt. Dit laatste geldt bij de flip-flop schakeling wel voor de uitgangskathode volgers doch in veel mindere mate voor de belangrijkere buizen welke het eigenlijke houdelement vormen.
Ook kan een belangrijke overweging vormen dat de buis in het geval van een doorgelaten impulsreeks slechts gedurende de helft van de tijd stroom voert en indien geen impulsen worden doorgelaten in het geheel niet (afgezien van een geringe

permanente stroom om de eisen aan pulsamplitude aan het roos-
ter wat te beperken).
Tenslotte valt nog op te merken dat qua uitgangsimpedantie
dit systeem t.o.v. de flip-flop zeker geen slecht figuur
slaat. We zullen vervolgens een houdelement beschrijven dat
enkele van de voordelen van de eerste 2 voorbeelden combi-
neert doch lijdt aan enkele andere bezwaren. De constructie
hiervan doet sterk denken aan het zojuist beschreven type
en is verduidelijkt in figuur 84.

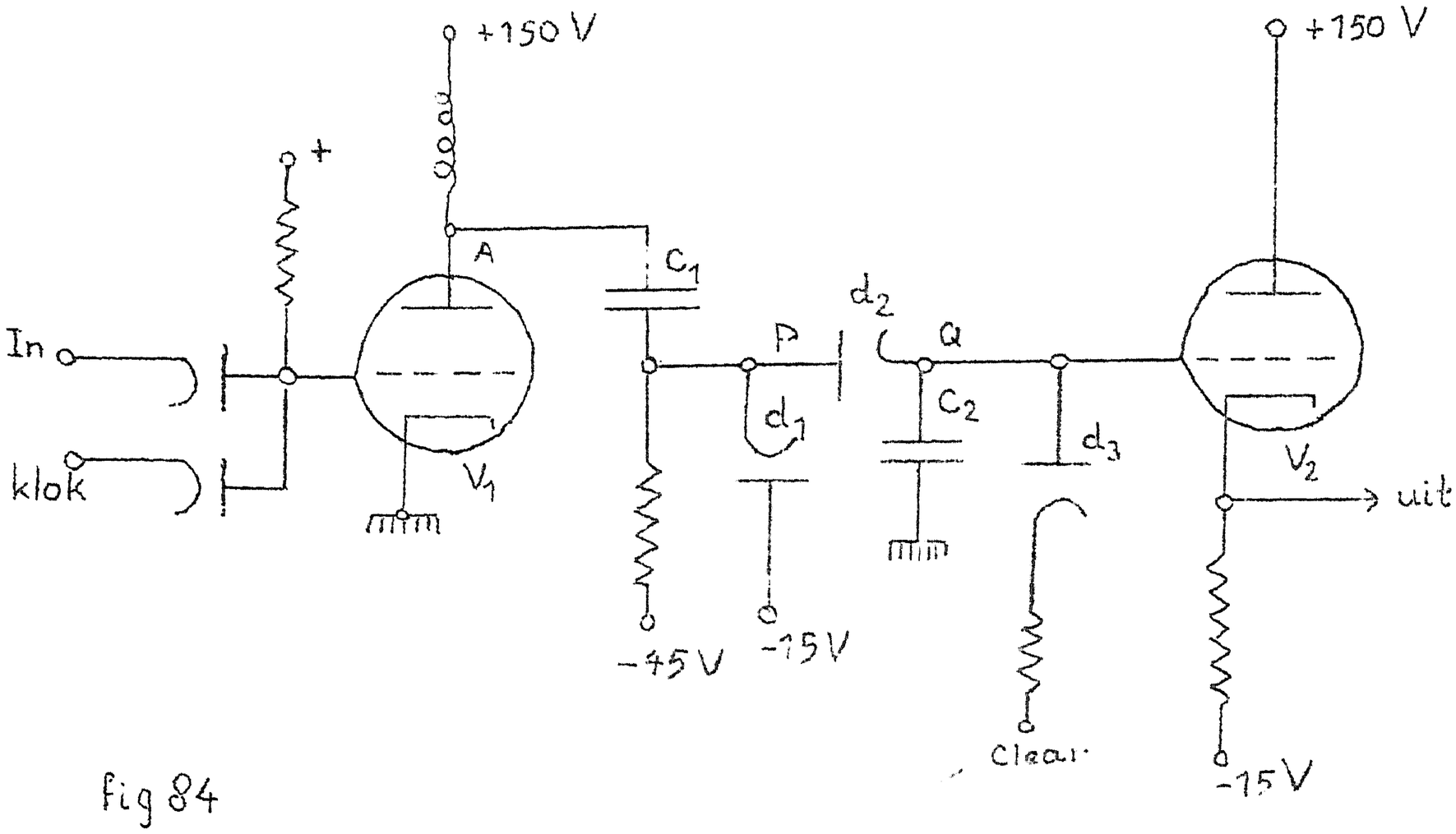


fig 84

Aangezien bij deze schakeling de relatieve fasen der verschil-
lende ingangssignalen van belang zijn, zijn deze in figuur 85
geschetst

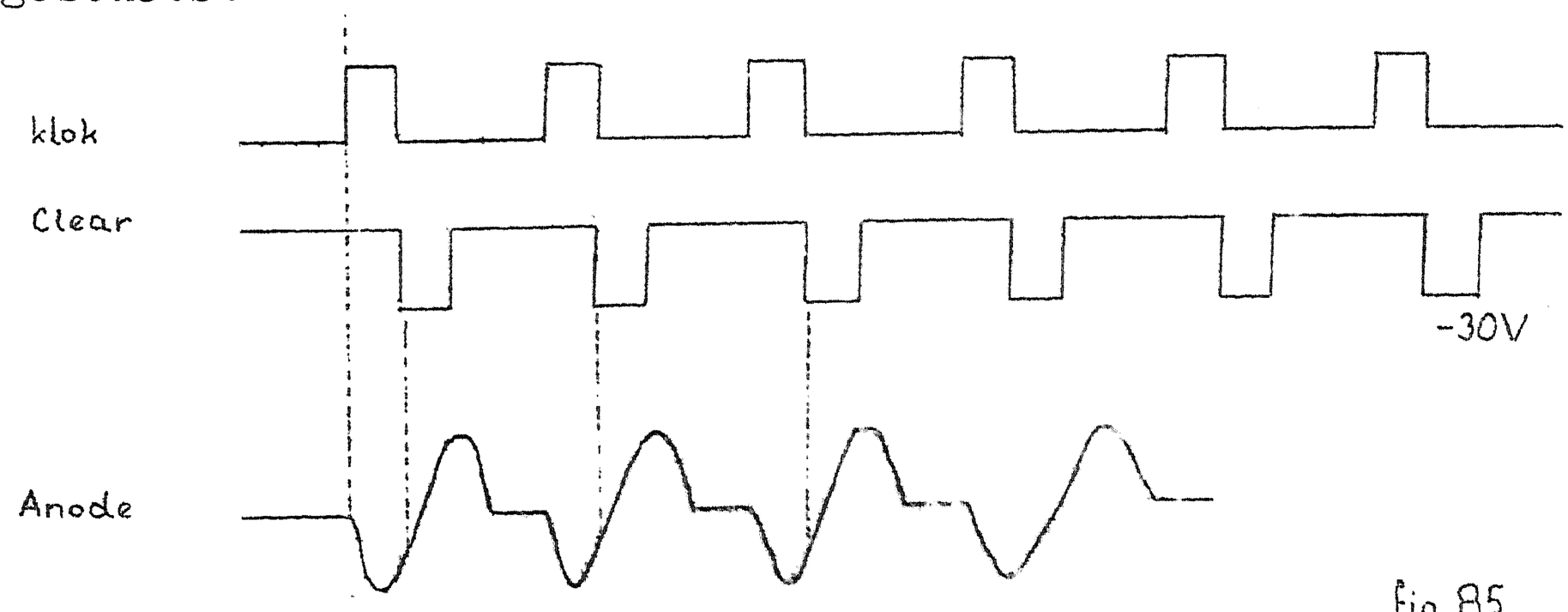


Fig. 85.

We beginnen met op te merken dat wanneer de lading van con-
densator C_2 zodanig is dat punt Q een negatieve potentiaal
heeft de uitgang laag zal zijn, nl. -15 V wanneer we bijv.
aannemen dat Q op -30 V is.

Bij de aangegeven impulsvorm van het clearsignaal zal de negatieve lading op C_2 steeds op - 30 V worden gehouden wanneer we ons het circuit links van punt Q even weggelaten denken. Dit zal ook gelden wanneer dit linkerdeel wel aanwezig is doch de ingang laaggehouden wordt, zodat V_1 niet geleiden kan.
We nemen nu eens aan dat de ingang hoog is zodat een klokpuls door V_1 wordt doorgelaten. Het eerste wat nu gebeurt is dat de anode van V_1 laag gaat. Het punt P kan echter niet in potentiaal dalen vanwege de diode d_1. Tengevolge van de zelfinductie in de anode wordt de laaggaande impuls daar na het dichtgaan van de buis tengevolge van het beeindigen van de klokpuls, gevolgd door een positieve impuls welke tracht condensator C_2 op te laden tot een positieve potentiaal aan punt Q bereikt wordt. De invloed van dit effect zal groter zijn en langer duren dan de clearimpuls welke tracht C_2 negatief op te laden, zodat het eindresultaat is dat Q op aardpotentiaal komt (in verband met de rustwaarde van het clearsignaal kan Q niet boven aardpotentiaal komen).
We zien dus dat wanneer de ingang hoog is ook de uitgang hoog wordt (en dit ook blijven zal afgezien van een kleine storing tengevolge van de clearimpuls. We zien tevens dat wanneer de polariteit van de ingang wisselt, die van de uitgang pas na een zekere vertraging volgt.
Om dit schema tot een houdelement om te vormen is, in verband met de gelijke polariteit van in- en uitgang nog slechts nodig deze twee elementen aan elkaar te binden. Methodes voor in- en uitlezen dienen dan nog te worden toegevoegd in de vorm van diodenetwerken, doch daarop zullen we nu niet verder ingaan. We hebben hier dus een houdelement verkregen dat in constructie veel overeenkomst vertoont met het voorgaande, doch met de flip-flop een praktische statische uitgang gemeen heeft. Het verkrijgen van de andere polariteit is hier echter niet zo eenvoudig, de uitgangsimpedantie is niet beter dan bij de flip-flop, het aantal gloeidraden is en er is een vertraging tussen in- en uitgang welke soms dienstig maar soms ook hinderlijk kan zijn.
In het kort willen we nu de aandacht vestigen op het gebruik van neon-lampen als houdelementen. Het physisch verschijnsel waarvan men in dit geval gebruik maakt is het feit dat de ontsteekspanning van een dergelijk lampje ho-

ger is dan de brandspanning. De gebruikte schakeling is in figuur 86 in principe weergegeven.

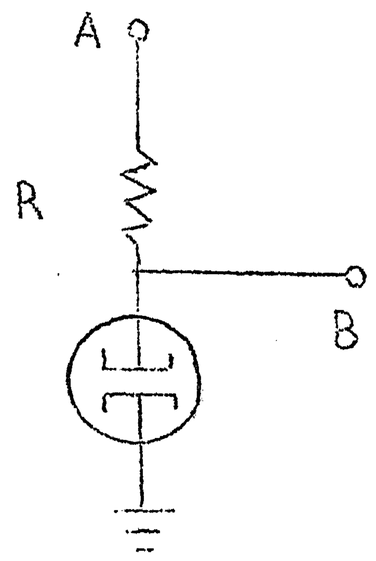


Fig. 86

Punt A bevindt zich op een potentiaal welke tussen de brand- en ontsteekspanning in ligt. Dientengevolge is zowel de toestand met ontstoken buis als met gedoofde buis mogelijk. Inlezen kan geschieden door punt A enige tijd (voldoende voor ontsteking) boven de ontsteekpotentiaal te brengen. Uitlezen door A enige tijd (voldoende om de ontlading te stoppen) beneden de brandspanning te houden. Aflezen van de stand van het houdelement kan geschieden aan punt B dat hetzij de potentiaal van A, hetzij de brandpotentiaal heeft. Binnen zekere grenzen in de uitgangsimpedantie aan B betrekkelijk laag in verband met de stabiliserende karakteristiek van het neon-element.
De bezwaren van dit element liggen in hoofdzaak in de relatief lange tijden welke voor ontsteken en doven nodig zijn (milliseconden).
Een andere afleesmethode bestaat daaruit dat men gebruik maakt van het feit dat de buis in ontstoken toestand als geleider kan worden gebruikt voor korte impulsen welke de toestand van het element niet aantasten. In- en uitlezen (schrijven) blijft echter essentieel een langzaam proces doordat we hier niet met een eigenlijke electronenbuis te maken hebben doch met een verschijnsel waarbij ionisatie en deionisatie een rol spelen.
Tenslotte willen we nog die elementen beschouwen welke slechts gedurende korte tijd een houdende functie vervullen. Deze hebben bij de schakelingen waarmee we hier in hoofdzaak te maken hebben veelal het bezwaar geen binaire karakteristieken te bezitten om welke reden ze door sommigen dan ook minder gewenst geacht worden.
Een voorbeeld van een toepassing ervan zijn we reeds tegengekomen bij een der besproken houdelementen met electronenbuizen. Hierbij werd zowel een zelfinductie als een condensator gebruikt als tijdelijk geheugenelement.
Het gebruik van de condensator berust op het verschijnsel dat de lading van een condensator (welke krachtens Q = CV met de spanning tussen de klemmen is verbonden) onveranderd bewaard zal blijven wanneer geen lek aanwezig is.
Wanneer we hierbij uitsluitend te maken zouden hebben met

de lek welke steeds ontstaat door de eigen weerstand van het element zou deze geen bezwaar vormen voor behoud van bijv. 90 % der eenmaal opgebrachte lading gedurende enkele uren of zelfs dagen. (grotere condensatoren zijn wat dit betreft gunstiger dan kleine daar de weerstand niet omgekeerd evenredig is met de capaciteit; grotere waarden van C leiden echter in verband met de eis van snelle oplading en ontlading tot hoge laadstromen en zijn daardoor onbruikbaar wanneer hogere snelheden geeist worden). Hierbij is dan echter nog geen rekening gehouden met het feit dat het geheugenelement ook afgelezen moet kunnen worden en dat men er dus iets aan zal moeten "hangen". Dit zal betekenen dat hetzij een halfgeleider diode (beperkte tegenweerstand), hetzij een buis (eindige roosterstroom) de situatie zal verslechteren. Gewoonlijk worden de "houdende" eigenschappen van een condensator dan ook niet veel langer dan enkele milliseconden "vertrouwd". In vele gevallen neemt men met nog veel kortere tijden genoegen. Een ander voorbeeld van de toepassing van dit element is het condensator-diode geheugen, dat dan ook essentieel een regeneratief systeem is. Van geheugenoogpunt uit bezien is de zelfinductie nog minder geschikt dan de condensator. Zij berust op het verschijnsel dat in een gesloten kringloop waarin alleen een zelfinductie en (praktisch steeds aanwezige) capaciteit voorkomt een voortdurende oscillatie ontstaat wanneer eenmaal een stroom in de kring geinduceerd is, waarvan de frequentie gelijk is aan $\frac{1}{2\pi}\frac{1}{\sqrt{LC}}$. In de praktijk is echter in de kring ook steeds een weerstand aanwezig welke tot dissipatie der aanwezige energie aanleiding geeft en het beeld vervormt tot een gedempte sinusvormige oscillatie. Deze demping is te vergelijken met de lek bij het condensatorelement. Een verder bezwaar is dat hier dus sprake is van een wisselstroom met een meestal niet al te best gedefinieerde frequentie waarmee gewoonlijk niet veel te beginnen zal zijn.

Daarom wordt bij de meeste toepassingen van dit element de demping door invoering van weerstand in het circuit kunstmatig vergrooot zodat de oscillatie slechts uit één enkele halve sinus bestaat. Het resultaat is dan in feite een vertraging en omkering van de spanningsimpuls welke oorspronkelijk door het opbouwen van de stroom met behulp van een uitwendig element ontstaat. In deze vorm kan het zeer goed bruikbaar zijn zoals ook uit de schakeling van figuur

84 kan blijken.

Een houdelement dat de laatste jaren met steeds groeiend succes in electronische rekenapparatuur is gebruikt is de magnetische kern met rechthoekige hysteresselus. Deze kernen zijn reeds in de hoofdstukken B1-b en B2-c ter sprake gekomen. Zij hebben enkele grote voordelen nl. zeer lange levensduur, snelle operatietijden en de mogelijkheid tot op zekere hoogte coderende en houdende functie te combineren. Hier tegenover staat een groot nadeel, nl. het feit dat geen statische indicatie omtrent de inhoud van het element ter beschikking staat, hoewel ook systemen om dit te bereiken zijn onderzocht. Een bijbehorend voordeel, dat al dergelijke elementen bezitten is dan wel weer dat voor het instandhouden der informatie ook geen energietoevoer nodig is.
We zullen nu enkele der belangrijkste formules welke bij de constructie van schakelingen met kernen te pas komen bespreken en daarbij refereren naar figuur 87, welke een schets geeft van een geidealiseerde hysteresekromme voor het gebruikte kernmateriaal. Dit materiaal is gewoonlijk hetzij een speciale ijzersoort, waarvan een zeer dun bandje wordt gewonden op een spoeltje van keramisch materiaal of een of andere ferriet-varieteit. De ferrieten zijn over het algemeen, door de veel kleinere kernverliezen (hoge specifieke weerstand van het materiaal) bij hogere frequenties bruikbaarder dan de ijzerband kernen.

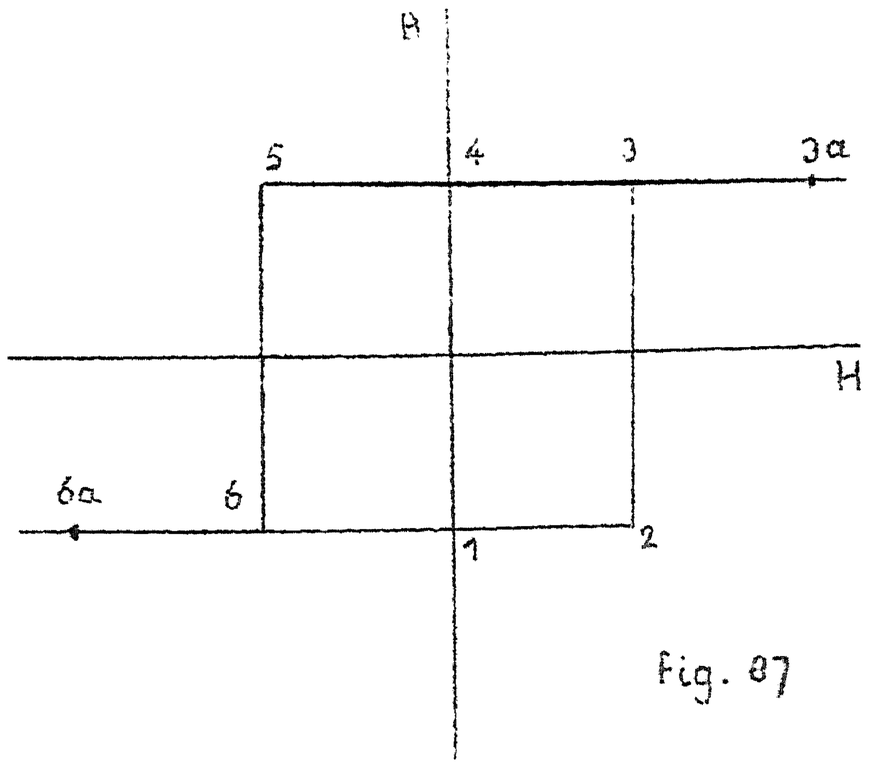


Fig. 87

Uit fig. 87 volgt dat wanneer het veld H = 0 de kern in de toestanden 1 of 4 kan verkeren, welke beide stabiel zijn. Wanneer een veld H wordt aangelegd (positief d.w.z. naar rechts in de figuur) dat voldoende groot is, zal de kern bijv. van toestand 1 uit de weg 1-2-3-3a bewandelen. Laat men vervolgens het veld H wegvallen dan wordt via de weg 3a-3-4 het punt 4 bereikt. Op dezelfde wijze kan men van punt 4 uit door het aanleggen van een voldoende groot veld H in negatieve richting weer in punt 1 belanden. De amplitude van H welke juist voldoende is om de kern volledig

te laten "omslaan" noemt men H_{max}. In de praktijk heeft deze voor verschillende ferrietmaterialen waarden welke varieren van 0,3 tot 2,5 Oerstedt. Waarom men materiaal met hoge H_{max} zou gebruiken wanneer op het eerste gezicht lage H_{max} alleen maar voordelen heeft wordt duidelijk wanneer we het omslagmechanisme iets nauwkeuriger beschrijven.

Bij het aanleggen van een veld H, uitgaand van punt 1 bouwt de stroom welke hiertoe door een winding op de kern wordt gestuurd zeer snel op tot haar maximale waarde terwijl de kern zeer snel van toestand 1 in 2 komt. De reden hiervan is dat in dit gebied de zelfinductie van de wikkeling zeer laag is aangezien met het horizontale stuk van de grafiek een lage effectieve μ-waarde van ongeveer 10 overeenkomt. Wanneer punt 2 bereikt is wordt de μ plotseling veel hoger (ca. 1000) en de overgang $2 \rightarrow 3$, het eigenlijke omslaan van de kern begint. Tengevolge van de physische verschijnselen waarop deze toestandsverhouding berust kost dit betrekkelijk veel tijd. In feite ligt de situatie hier ongeveer zo dat de "omslagtijd" ongeveer evenredig is met $H-H_0$, waarbij H_0 een veldsterkte is die iets beneden H_{max} ligt. Verder is de omslagtijd bij veld H_{max} bij materiaal met hoge waarden van H_{max} kleiner dan bij materiaal met lage H_{max}. Het resultaat van een en ander is dat het veld H dat nodig is om een kern in een bepaalde tijd om te laten gaan praktisch onafhankelijk is van H_{max}, d.w.z. van de materiaalsoort. De omslagtijd is echter meestal de grootheid welke ons bij deze elementen het meeste interesseert en de materiaalkeuze wordt dan ook meestal door andere factoren bepaald. Afgezien van de omslagtijd zou men nog kunnen denken dat de in de kern gedissipeerde hysteresevertiezen (evenredig met de oppervlakte van de hysteresselus) bij materiaal met kleine H_{max} in elk geval kleiner zouden zijn, doch ook dit is nauwelijks waar, aangezien de werkelijke weg welke de kern bewandelt wanneer een veld $H > H_{max}$ wordt aangelegd ongeveer is zoals in fig. 88 wordt aangegeven, dus ook ongeveer evenredig met H en onafhankelijk van de materiaalsoort. De voornaamste formules zullen we nu even onder elkaar zetten.

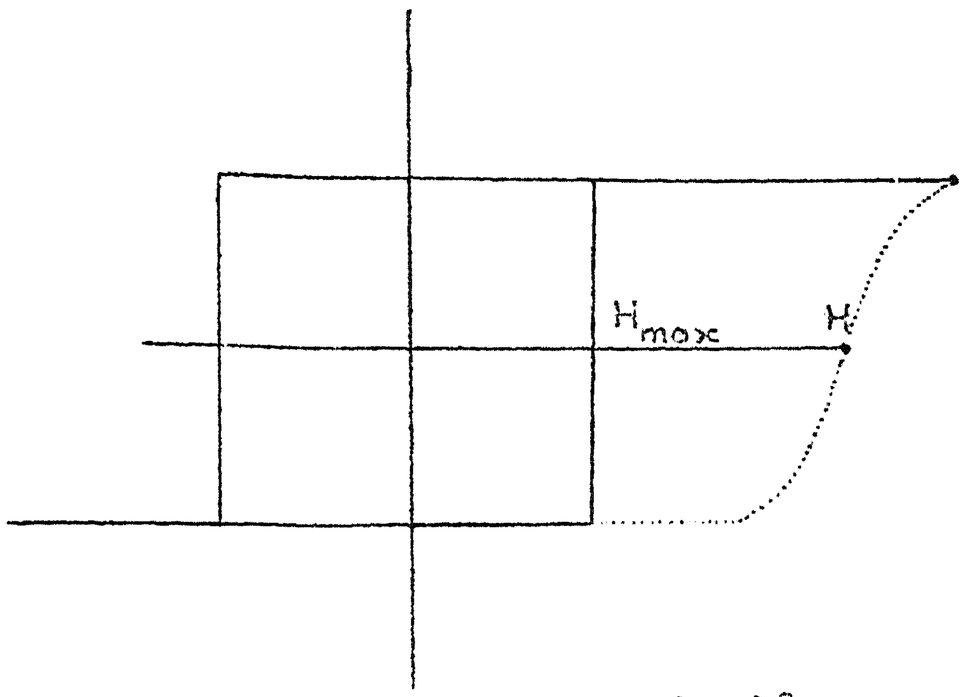


fig.89

$$H = \frac{4\pi ni}{l} = \frac{4ni}{d}$$

$$B = \mu_0 \mu_r H$$

$$E = n0 \frac{dB}{dt}$$

$$L = 4n^2 \mu_0 \mu_r \; 0/d$$

waarbij: H = veldsterkte in pra Oerstedt
1 pra Oerstedt = 10^{-3} Oerstedt
B = magnetisatie in pra Gauss
1 pra Gauss = 10^{4} Gauss
n = aantal windingen
i = stroom in Ampères
l = lengte in meters
d = diameter in meters
● = oppervlakte in vierkante meters
E = spanning in Volts
$\mu_0 = 10^{-7}$
$\mu_r = \mu$ van het materiaal
L = zelfinductie in Henrys

De eerste formule kan gebruikt worden om bij een kern van bepaald type het aantal ampèrewindingen dat nodig is om een bepaald veld te bereiken.
De tweede wordt gebruikt om hetzij uit de bekende spanning het aantal windingen te vinden dat nodig is om een bepaalde $\frac{dB}{dt}$ te verkrijgen of om uit een bekende $\frac{dB}{dt}$ tot de spanning per winding te komen.
De formule voor de zelfinductie is nuttig voor het vinden van de opbouwtijd voor de stromen in de windingen.
Er zij nadrukkelijk op gewezen dat de formule zoals hier neergeschreven geldt voor het geval dat slechts één wikkeling wordt beschouwd. Als meer wikkelingen aanwezig zijn moet daarover worden gesommeerd:

$$H = \frac{4(n_1 i_1 + n_2 i_2 + \ldots . n_k i_k)}{d}$$

De laatste situatie is de normale aangezien het gewoonlijk de bedoeling zal zijn van het omslaan van de kern gebruik

te maken om een of andere belasting te drijven, bijv. een weerstand indien een spanningsuitgang wordt gewenst of een andere kern.
Het drijven van een andere kern (van hetzelfde of een ander formaat) met behulp van een drijvende kern is één van de belangrijkste mogelijkheden welke deze elementen in logische schakelingen bruikbaar maken. Men maakt daarbij gebruik van het verschijnsel dat een kern in stand 4 bij het aanbrengen van een positief gericht veld H over een uitgangswikkeling praktisch geen output zal geven (horizontale lijn in de grafiek, $\frac{dB}{dt}$ zeer klein), terwijl wanneer de oorspronkelijke toestand punt 1 was de kern zal omslaan, en een grote $\frac{dB}{dt}$ aanleiding geeft tot een output waarmee een andere kern kan worden gestuurd.
We zullen nu in het kort aangeven hoe de verschillende constantes kunnen worden berekend om het volledig omslaan van de gedreven kern te bereiken (zie fig. 89). We nemen eenvoudigheidshalve aan dat drijvende en gedreven kern gelijk zijn.

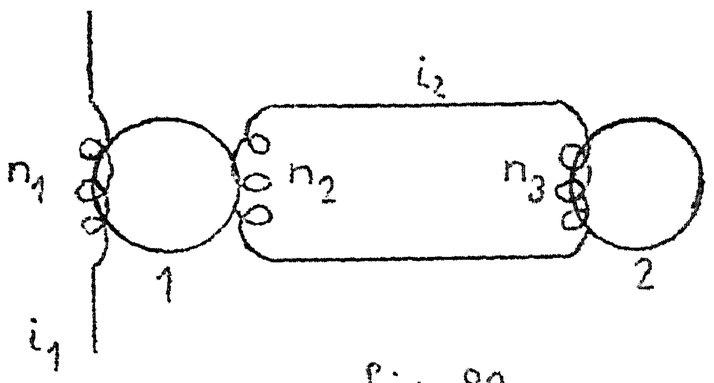


fig. 89

Een van de eerste vereisten zal zijn dat de gedreven kern sneller omslaat dan de drijvende kern daar anders volledige omslag van de gedreven kern niet zal plaatsvinden.
Dus $(\frac{dB}{dt})_1 < (\frac{dB}{dt})_2$
We kiezen nu voor de gedreven kern een redelijke waarde voor $H_2 > H_{max}$ welke ons de gewenste omslagtijd voor de gedreven kern waarborgt. Deze waarde zal waarschijnlijk uit een grafiek voor het gekozen kerntype worden afgeleid.
Uit de gewenste omslagtijd en de kerngegevens volgt ook de waarde voor $(\frac{dB}{dt})_2$. Op grond hiervan kan ook $(\frac{dB}{dt})_1 < (\frac{dB}{dt})_2$ worden bepaald uit de omslagtijd voor de drijvende kern welke we bijv. 25% langer kiezen dan die van de gedreven kern.
Er geldt: $n_2 0 (\frac{dB}{dt})_1 = n_3 0 (\frac{dB}{dt})_2$, waaruit de verhouding van n_2 en n_3 volgt. Kiezen we bijv. n_3 dan is n_2 bekend.
De waarde van i_2 volgt dan uit $H_2 = \frac{4 n_3 i}{d}$.
Voor de drijvende kern geldt dan verder:

$$H_1 = \frac{4(n_1 i_1 - n_2 i_2)}{d}$$

(de richtingen van i_1 en i_2 zijn tegengesteld)
waaruit $n_1 i_1$ volgt.

De drijvende stroom i_1 zal veelal bekend zijn (bepaald door de buis waarmee we wensen te drijven) waaruit n_1 volgt. De benodigde spanning volgt dan tenslotte uit $E = n_1 O \left(\frac{dB}{dt}\right)_1$. De formule voor de zelfinductie kan tenslotte worden gebruikt om te controleren of de opbouw van de drijvende stroom zo snel gaat dat we mogen aannemen dat gedurende het gehele verschijnsel inderdaad de stroom i_1 door de drijvende wikkeling vloeit.

Voor het drijven der kernen worden meestal eindpentodes gebruikt. De eigenschappen welke deze moeten hebben om als drijfbuis te dienen zijn o.a.:

1. grote steilheid
2. hoge stroomcapaciteit
3. goede bottomingskarakteristiek

De beide eerste eisen zijn duidelijk. De laatste stamt van het verlangen de kern zo goed mogelijk uit een spanningsbron te drijven: bij een gebottomde pentode is de anodespanning binnen ruime grenzen afhankelijk van de stroom. Wanneer de primaire spanning constant is zal de secundaire spanning eveneens constantzijn en kan men, althans over een weerstandsbelasting een constante uitgangsstroom verkrijgen, hetgeen voor sommige toepassingen van veel belang is. De eis dat de belasting in dit geval althans in hoofdzaak resistief zal moeten zijn heeft wel tot gevolg dat de vereiste secundaire spanning en daarmee het afgegeven vermogen hoger moet zijn dan voor het drijven der belasting (welke bijv. uit een aantal kleinere kernen kan bestaan) noodzakelijk is.

Wanneer we aannemen dat de gedreven kern in fig. 89 identiek is aan de drijvende kern dan kunnen we aan de hand van deze figuur nog een andere kwestie illustreren.

In dit geval zal het namelijk in het algemeen de bedoeling zijn de gedreven kern op zijn beurt weer te beschouwen als drijvende kern voor andere circuitelementen. Daarbij is het dan gewoonlijk niet de bedoeling dat terugwerking op de oorspronkelijke kern zal plaats vinden. Om dit te voorkomen zal dus iets aan de kring waardoor i_2 vloeit gedaan moeten worden. Helaas leert aandachtige beschouwing van de figuur dat de stroom i_2 in het geval dat 1 de drijvende kern in precies zo gericht is als wanneer 2 als drijvende kern wordt opgevat. Dit betekent dat de introductie van een serie-diode in de kring in de toestand geen verbetering brengt.

Dit is wel het geval wanneer een paralleldiode gebruikt wordt aangezien de polariteit van de spanning is zoals in fig. 90 wordt aangegeven. Door deze diode wordt de

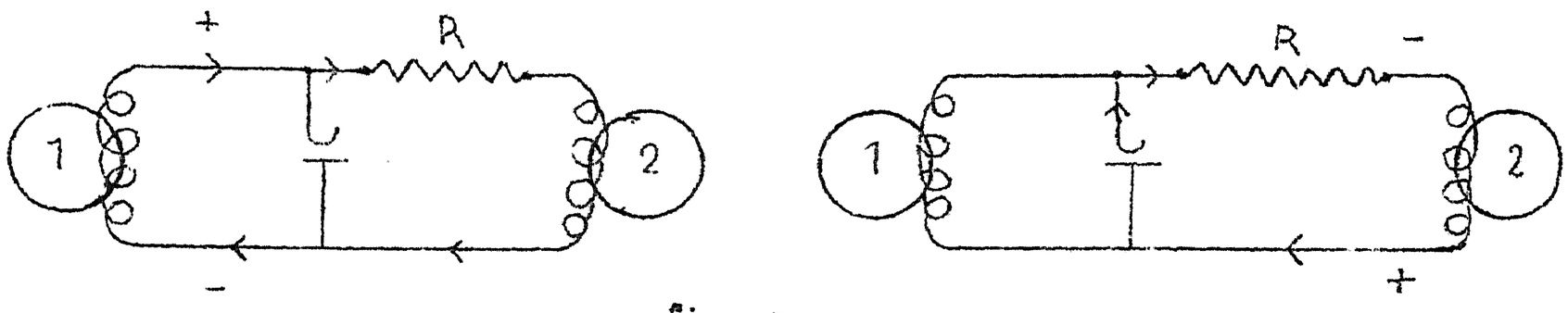


Fig.90

wikkeling op de 1e kern kortgesloten wanneer we deze uitdrijven. Opneming van de weerstand R in het circuit leidt tot herziening van de windingsaantallen met als gevolg dat de terugwerking nog verder beperkt wordt en de belasting op kern 2 t.g.v. de diode verminderd wordt.
De weerstand kan echter niet te hoog worden genomen aangezien dan het vermogen dat de 1e kern leveren moet om de 2e te doen omslaan excessief wordt.

f. Registers, schuivende registers, tellers

Nadat we in de twee vorige hoofdstukken de coderende en houdende elementen afzonderlijk hebben bezien, zullen we thans enkele voorbeelden behandelen van hun onderlinge samenwerking. Allereerst zullen we nagaan hoe het meest gebruikelijke houdelement, de flip-flop onder invloed van coderende elementen kan worden ingelezen. Een methode van inlezen welke met vrijwel elk type coderend element bruikbaar is bestaat uit het gebruik van zg. "pullers" zoals in fig. 91 aangegeven is.

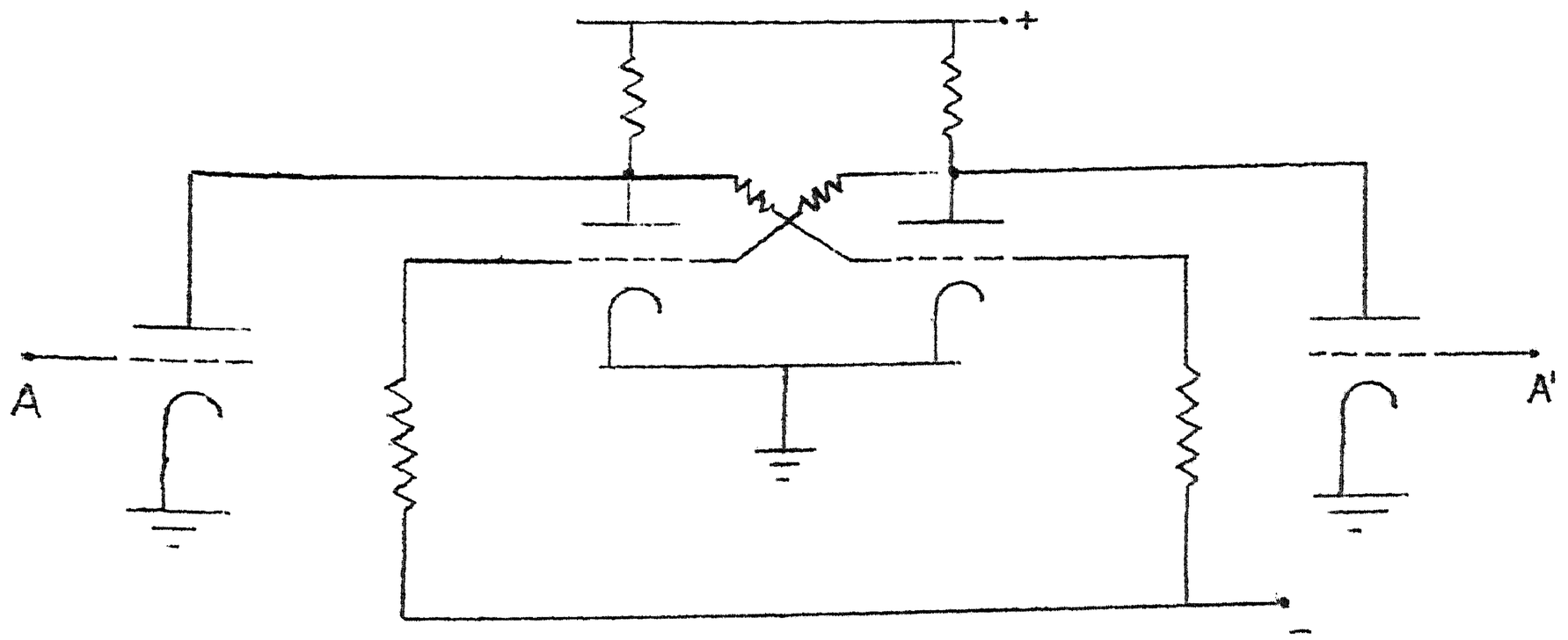


fig. 91

De ingangen A en A' zijn normaal laag zodat de pullerbuizen dicht staan. De flip-flop kan nu in de gewenste stand worden gebracht door middel van een positieve impuls aan een der punten A of A'. Het voordeel van dit arrangement is dat de inlezende elementen in geen enkel opzicht de houdende functie van de flip-flop beinvloeden. Een nadeel is dat steeds 2 pullerbuizen nodig zijn omdat met een buis de flip-flop wel kan worden ingelezen maar niet meer inde oorspronkelijke stand teruggebracht kan worden. Wanneer diode-netwerken als coderende elementen worden gebruikt kan de schakeling van figuur 92 gebruikt worden. De blokjes stellen de diode-netwerken voor. Om een bruikbare uitgang te verkrijgen zijn kathodevolgers toegepast.

Het meest opvallende punt van deze schakeling is het feit dat de koppeling van de ene helft van de flip-flop naar de andere niet direct geschiedt doch via de diode-netwerken plaats vindt. Als we aannemen dat deze netwerken de gedaante hebben van en-of schakelingen komt dit meestal hierop neer dat er één speciaal niveau in elk netwerk is, het houdniveau, waarop slechts één ingang aanwezig is, nl. de betreffende flip-flop uitgang. Dit betekent dus dat de uitgang van dit netwerk

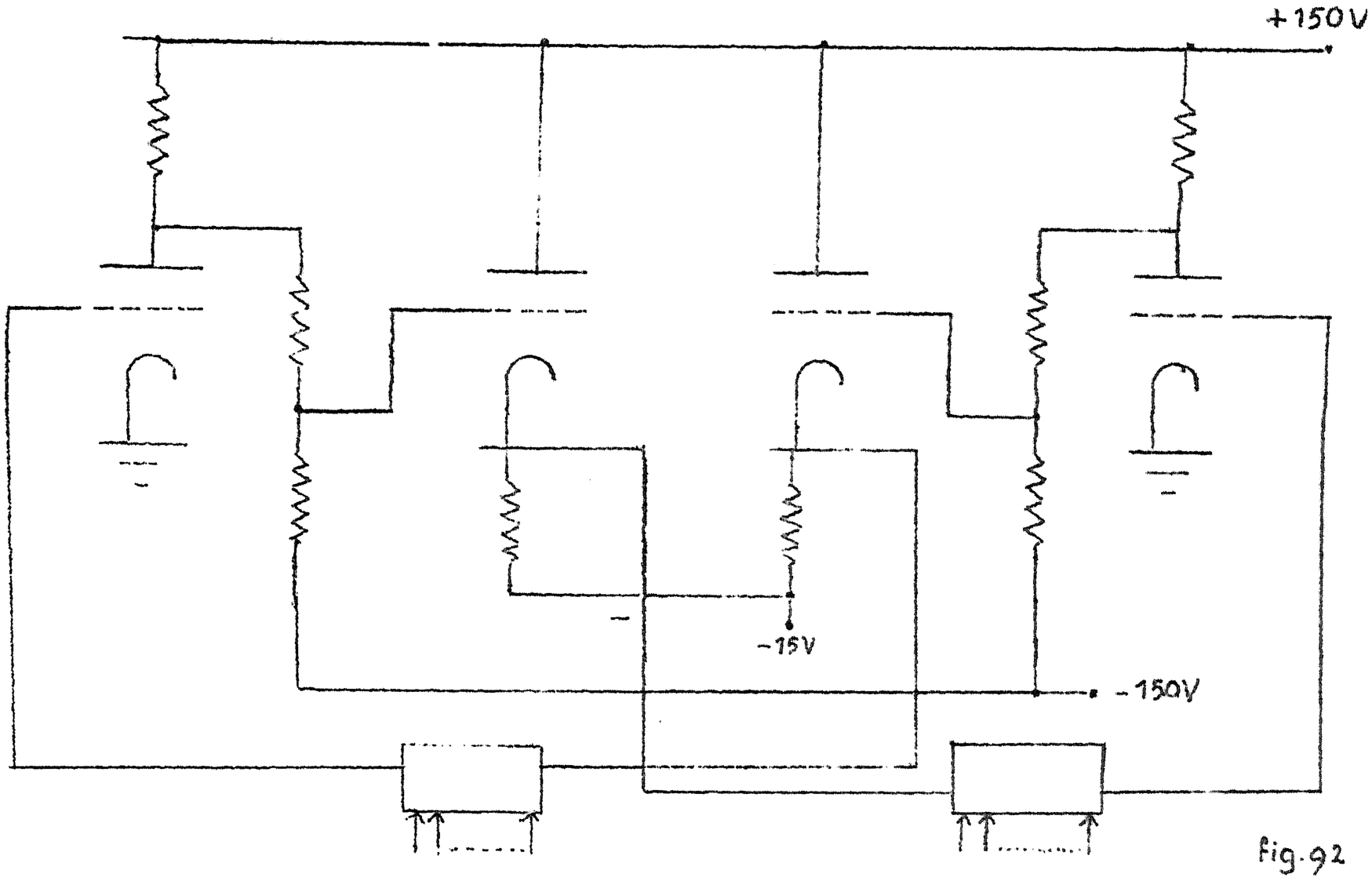


fig. 92

("plaatje") steeds laag zal zijn wanneer deze ene ingang laag is: m.a.w. de uitgangsspanning van het netwerk is in dit geval volmaakt onafhankelijk van de situatie in alle andere niveaux. In verband met het karakter van de flip-flop is het verder duidelijk dat het houdniveau van de andere helft nu een hoge ingang zal hebben en de houdende functie van de flip-flop blijft dus bewaard zolang ook alle andere niveaux van dit plaatje tenminste één hoge ingang hebben. Gaat één van deze niveaux op zeker moment echter laag dan wordt de uitgang van deze kant laag en gaat via de eerste helft van de flip-flop eerst het houdniveau aan de andere kant hoog en vervolgens via de tweede helft het houdniveau op het plaatje zelf hoog waarna zich de nu geschapen toestand dus bestendigt. Dit alles natuurlijk in de veronderstelling dat niet ook in het andere plaatje op hetzelfde ogenblik een nieuw niveau laag gaat: als deze situatie zich voordoet is de stand van de flip-flop onbepaald. De uiteindelijke toestand wordt dan bepaald door het negatieve signaal van de langste duur.
Wanneer de diode-netwerken uit fig. 92 inderdaad beide aanwezig zijn, spreekt men van een dubbelzijdig ingelezen flip-flop. In tegenstelling tot het geval waarin van pullers gebruik gemaakt wordt is het hier echter wel mogelijk een der plaatjes weg te laten en met behulp van het overblijvende de flip-flop in beide standen te brengen. Hierbij wordt dan natuurlijk verondersteld dat de uitgang van de ene kant van de flip-flop nu direct met de ingang van de andere kant wordt doorverbonden. Om dit in te zien denken we ons in het houd-

niveau nog een extra ingang welke normaal laag is. Het toevoegen van lage ingangen aan een niveau verandert niets aan de werking ervan en is dus toelaatbaar. Door deze extra ingang op zeker ogenblik hoog te maken kan nu echter de functie van het houdniveau verstoord worden: de uitgang van het plaatje gaat hoog (aangenomen dus weer dat alle andere niveaux hoog zijn) en de flip-flop verandert van stand. Aangezien we hier slechts één gelijkrichter extra beschouwen, kan dit systeem eigenlijk alleen met succes gebruikt worden wanneer de voorwaarden waaronder de flip-flop teruggezet moet worden erg eenvoudig van gedaante zijn. Terugzetten op grond van een aantal enkelvoudige condities kan gebeuren door opnama van meer gelijkrichters in het houdniveau. Terugzetten op grond van één meervoudige conditie vereist echter evenveel houdniveaux als de conditie elementen bevat: de functie van alle houdniveaux wordt opgeheven wanneer al deze elementen hoog gaan. Dit betekent dat voor elk nieuw element in de terugzet conditie 3 extra gelijkrichters gebruikt worden zodat dit systeem slechts zelden wordt gebruikt: het toevoegen van een tweede plaatje om de flip-flop terug te zetten wordt al spoedig goedkoper.

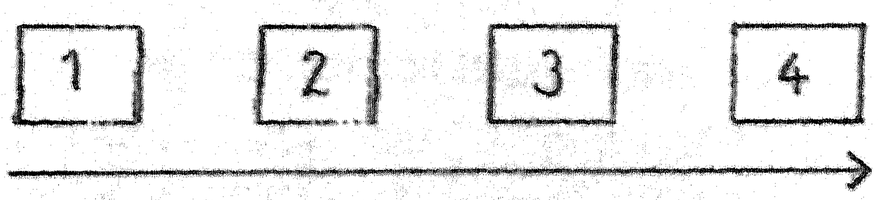
Aan dit voorbeeld zien we een algemene regel gedemonstreerd, nl. dat een niveau met n ingangen in het ene plaatje van een flip-flop altijd vervangen kan worden door n niveaux welke de inverse signalen bevatten in het andere plaatje. Dit geldt trouwens niet alleen voor flip-flops maar ook wanneer voor de uitcodering van een signaal alleen van een versterker gebruik gemaakt wordt. Wanneer hetzij de benodigde polariteit der ingangssignalen niet beschikbaar is, of wanneer een bepaalde uitgangspolariteit gewenst wordt en het gebruik van twee versterkers een bezwaar zou vormen, is deze eigenschap vaak nuttig. Een van de lastigste problemen in complexe schakelingen is de vraag naar de indeling. Hiermee doelen we op het volgende. De elementen waaruit de schakeling is opgebouwd hebben alle een aantal ingangen waarop andere signalen binnenkomen welke op hun beurt weer van andere afhankelijk zijn enz.

Nu is het wel duidelijk dat wanneer er een groot aantal elementen is welker ingangen gedeeltelijk met elkaar overeenstemmen het vaak het vaak een voordeel zal zijn een extra element tussen te voegen waarin de bepaalde ingangscombinatie eens er vooral gevormd wordt. Dit resulteert dan nl. in een grote vermindering van het aantal ingangen bij een grote groep elementen. Het vinden van een optimum in deze is gewoon-

lijk niet eenvoudig, doch het bereiken van een redelijk compromis is wel doenlijk. Wanneer men bijvoorbeeld met een parallel register te maken krijgt van bijv. 20 flip-flops is het wel duidelijk dat wat uiteindelijk nodig zal zijn is een inlees signaal, een schoonmaaksignaal en de in te lezen informatie. We beschouwen nu eerst het geval waarin de informatie ook parallel wordt toegevoerd, dus waarin er voor elke flip-flop in het register een aparte informatielijn aanwezig is. Het kan natuurlijk zijn dat er verschillende bronnen zijn waaruit het register informatie kan betrekken in welk geval het waarschijnlijk de moeite loont na te gaan of combinatie van deze verschillende lijnen tot één enkelvoudige aanbeveling verdient.
Verder zal men nu dus overwegen één signaal te fabriceren dat in alle gevallen waarin het inlezen plaats moet vinden daarvoor zorg draagt en een dergelijk signaal voor het schoonmaken van het register vormen. Deze manier van doen is hier kennelijk veel voordeliger dan de voorwaarden voor inlezen en schoonmaken bij elke registertrap te herhalen.
Indien de informatie welke in het parallel register moet worden ingelezen in serievorm aanwezig is, m.a.w. als het register als staticizer gebruikt wordt is het combineren der verschillende bronnen waaruit deze informatie komt tot één lijn in elk geval de aangegeven methode, omdat deze nu slechts één keer hoeft plaats te vinden.
Wat de inlees- en schoonmaaksignalen in dit geval betreft zal waarschijnlijk gelden dat deze ook nu voor alle trappen gelijk zijn afgezien van het tijdstip waarop elke trap wordt ingelezen resp. schoongemaakt. Men construere dus inlees- en schoonmaaksignalen welke alle nodige condities bevatten behalve het precieze tijdstip. Dit laatste wordt dan bij elke trap van het register apart toegevoegd.
Met deze enkele voorbeelden moge geillustreerd zijn hoe men in een zeer duidelijk geval te werk moet gaan. Tenslotte zij met betrekking tot dit voorbeeld nog opgemerkt dat hoewel we van inlees- en schoonmaaksignalen hebben gesproken het natuurlijk ook kan zijn dat deze combinatie om redenen van oppurtuniteit vervangen wordt door 2 inleessignalen voor beide standen der flip-flops.(Dubbelzijdige behandeling).
De reden dat we in ons voorbeeld van de enkelzijdige methode zijn uitgegaan vindt zijn motivering in het feit dat deze, omdat ze goedkoper is, vooral wanneer het grote aantallen

flip-flops betreft, meestal de voorkeur verdient. Dubbelzijdige eenheden zijn meestal degene waarbij de in- en uitleescondities vrij gecompliceerd zijn en waarbij door het feit dat ze maar één of weinige keren voorkomen het construeren van extra signalen ter vereenvoudiging ervan de moeite niet loont. Aansluitend aan de behandeling van het seriegewijs inlezen van een parallel register willen we nu even vermelden het seriegewijs uitlezen ervan, waarbij het dan interessant is het probleem nog iets algemener voor te stellen. We vragen ons af hoe gehandeld moet worden wanneer een aantal statische registers seriegewijs moet worden uitgelezen wanneer we het resultaat altijd op een bepaalde lijn willen hebben. Hierbij wordt dus aangenomen dat altijd slechts één der registers tegelijkertijd aan de orde komt. Het is nu weer eenvoudig in te zien dat de beste oplossing zal zijn eerst de seriepatronen afzonderlijk te vormen en deze vervolgens in een aparte eenheid te combineren. De registers worden dus alle permanent uitgelezen terwijl de extra eenheid zorgt voor de selectie van het gewenste signaal. De serievormende diode-netwerken zullen evenveel niveaux bevatten als het betreffende register trappen heeft (dit zijn er dus waarschijnlijk vrij veel) en we zullen moeten trachten hier het aantal ingangen per niveau zoveel mogelijk te beperken. Daartoe zullen per niveau alleen de stand der trap in kwestie en de strikt noodzakelijke tijdssignalen worden ingevoerd. De conditie ter selectie van een bepaald register is waarschijnlijk nogal gecompliceerd en deze komt nu slechts 1 keer in de selectieeenheid aan de orde. De mogelijkheid eerst voor elk register de selectie conditie apart te maken en deze op alle niveaux van het serievormende netwerk in te voeren is meestal minder aantrekkelijk, gezien het grote aantal niveaux waarom het hier gaat. De hier geschetste situatie doet zich nogal eens voor bijvoorbeeld in het geval van invoer uit een schakelaarspaneel in een seriemachine. De registers bestaan dan dus niet uit flip-flops maar uit schakelaars, doch dit brengt geen principiele wijziging met zich mee.

We zullen nu de constructie van schuivende registers aan een nader onderzoek onderwerpen. In fig. 93. is schetsmatig een register van 4 trappen weergegeven. Welke problemen hier rijzen wordt duidelijk wanneer we ons realiseren dat de bedoe-



ling dus is dat de informatie welke in 1 bewaard wordt naar 2 wordt gestuurd, terwijl tegelijkertijd 2 naar 3 gaat. De eisen welke we dus aan 2 stellen is dat het mogelijk moet zijn dat dit element tegelijkertijd nieuwe informatie opneemt en oude afgeeft. Hieruit volgt dan direct dat 2 niet zal kunnen worden opgebouwd uit een flip-flop zonder verdere accessoires. De binnenkomende nieuwe informatie zou immers de oude kunnen vernietigen waardoor de correcte werking van het circuit groot gevaar zou lopen. De meest voor de hand liggende oplossing van deze moeilijkheid is het opnemen van een of ander vertragingselement tussen de verschillende trappen. Fig. 94 geeft hiervan een indruk. Nu kunnen we ons voorstellen dat de toepassing van een schuifimpuls tot gevolg zal hebben dat de informatie uit 1 en 2 respectievelijk op weg gaat (via de vertragingselementen) naar 2 en 3. Als de vertraging nu

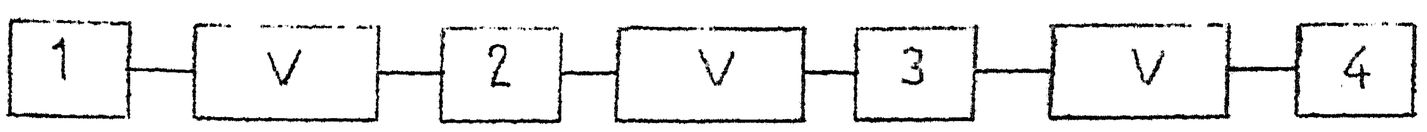


fig. 94

zo groot is dat voor het einde van de schuifimpuls nog niets uit de vertragingselementen is gekomen, is de zaak dus in orde. Men realisere zich dat dus nu bijv. vlak na het einde van de schuifimpuls de volledige inhoud van het register niet alleen in de houdelementen aanwezig is (dit hoeft zelfs helemaal niet het geval te zijn) maar zeker ook in de "inhoud" v.d. vertragingselementen: m.a.w. om een schuifslag mogelijk te maken zijn nog een even-groot aantal tijdelijke houdelementen nodig om de overgang te verwezenlijken. Wanneer nu voor deze tijdelijke geheugenelementen vertragingslijntjes worden gebruikt resulteert nog slechts één nadeel: de schuifimpuls mag niet te lang duren daar anders de zaak doorloopt. Een andere eis is nog dat een element bijv. 2 niet ook de informatie de verkeerde kant (naar 1) op gaat sturen. Praktische schuivende registers zijn geconstrueerd waarbij de vertragingselemen bestaan uit condensatordiode netwerken of uit electrische LC vertragingslijnen. Een andere mogelijkheid voor het vertragingselement is in fig. 95 geschetst. Hier zijn de elementen welke voor het tijdelijk onthouden worden gebruikt geheel identiek aan de eigenlijke houdelementen: we hebben dus a.h.w. 2 registers tot onze beschikking. Eén plaats opschuiven wordt nu bereikt met behulp van 2 schuifimpulsen. De eerste zorgt ervoor dat de informatie uit het eigenlijke naar het hulpregister wordt getransporteerd. De tweede (met dubbele pijlen aangegeven),

bewerkstelligt het transport terug waarbij dan de opschuiving

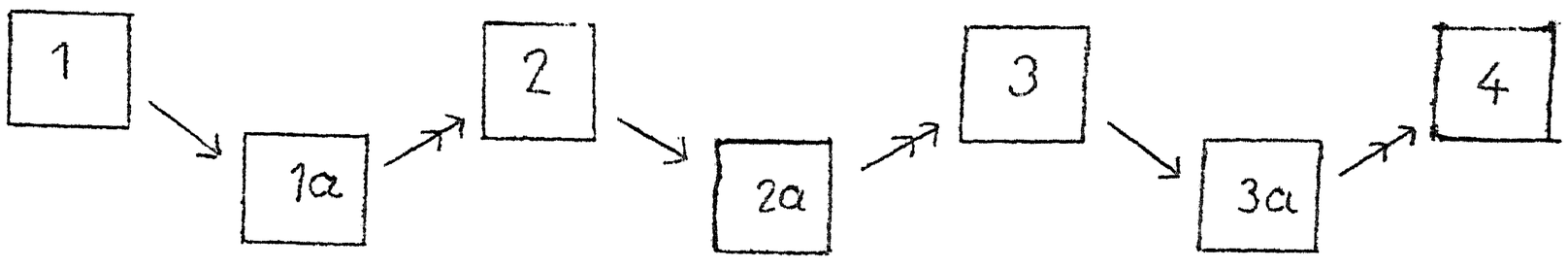


fig. 95

plaats vindt. Dit systeem, hoewel duur, is logisch gezien bijzonder fraai en ook technisch meestal zeer betrouwbaar. De enige eis welke aan de twee benodigde schuifimpulsen gesteld moet worden is dat ze niet over elkaar vallen; verder zijn de toleranties bij de meeste uitvoeringsvormen vrij ruim. Ter illustratie van het principe zullen we nu twee uitvoerings-vormen wat nader bespreken nl. één met flip-flops als geheugen-elementen en één met magnetische kernen (statisch magnetische vertragingslijn).
We nemen dus aan dat 2 schuifsignalen beschikbaar zijn welke we S_1 en S_2 zullen noemen en die in fig. 96 zijn geschetst. Verder zullen we de opeenvolgende trappen van het eigenlijk

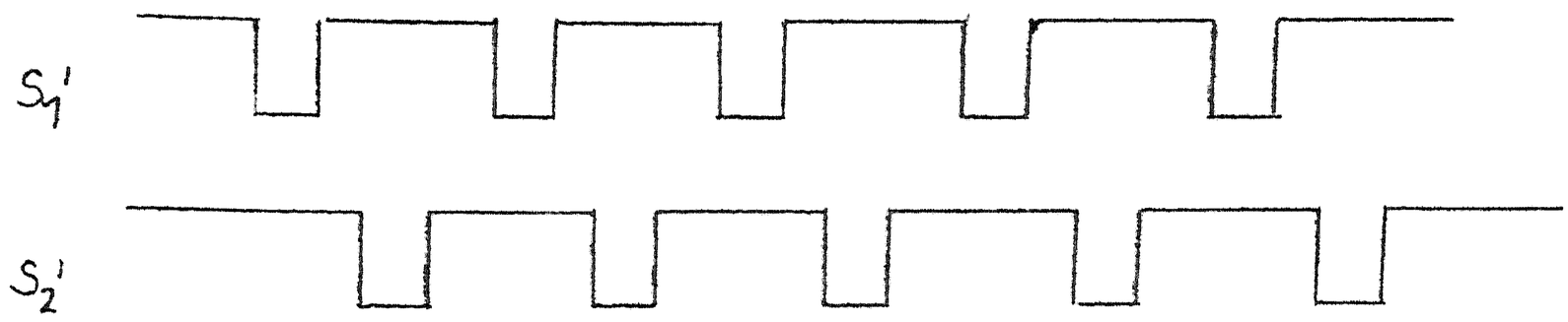


fig. 96

register A_{11}, A_{12}, A_{13}, A_{14} enz. noemen en die van het hulp-register A_{21}, A_{22}, A_{23}, A_{24} enz. Zoals gewoonlijk zullen de beide uitgangen der flip-flops met A_{22} en A'_{22} bijv. worden aangegeven. De bedoeling is dus nu dat bijv. A_{23} op een S_2 impuls de inhoud van A_{13} overneemt terwijl A_{14} op een S_1 impuls de inhoud van A_{23} overneemt. De condities voor A_{23} kunnen we dus bijv. als volgt opschrijven:

A'_{23}			A_{23}		
1 Houd	A_{23}'		1 Houd	A_{23}	
2 Lees	A_{13}'	S_2'	2 Lees	A_{13}	S_2'

De condities voor de trap A_{13} zijn geheel overeenkomstig aan die voor A_{23} waarbij S_2' door S_1' vervangen wordt. Bij de eerste trap wordt het ingangssignaal uiteraard vervangen door een

uitwendig signaal.
We hebben hier van dubbelzijdig ingelezen flip-flops gebruik gemaakt. Het is ook mogelijk enkelzijdige te gebruiken waarbij we dan echter met de drijvende signalen S_1 en S_2 niet meer uitkomen. Aangezien dit geval een betrekkelijk veelvuldig optredende situatie illustreert zullen we ook dit nog even in detail bezien. De benodigde drijfsignalen zijn geschetst in fig. 97-a, terwijl fig. 97-b een andere mogelijkheid toont welke vaak nuttig is.

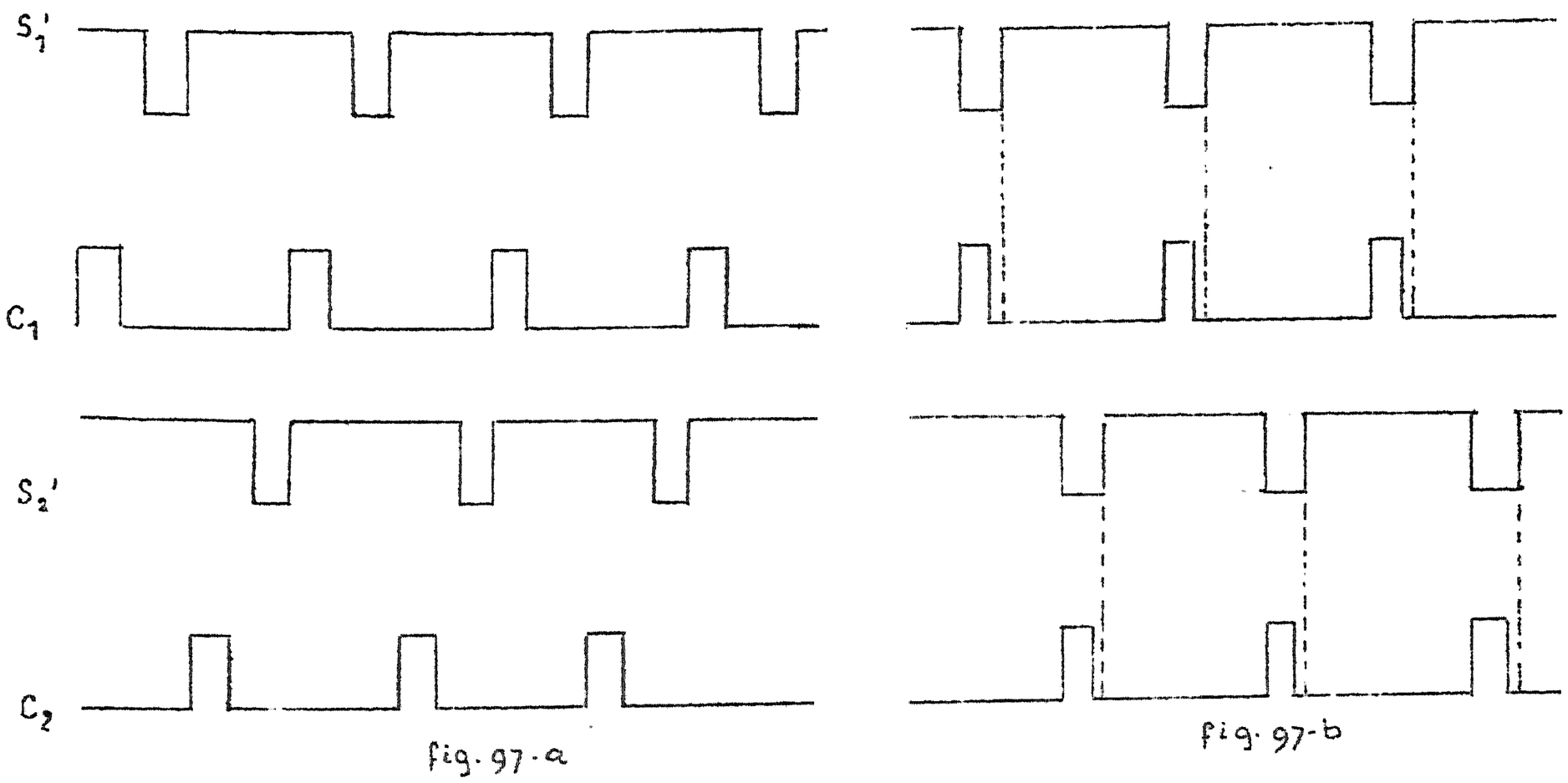


fig. 97-a

fig. 97-b

In het eerste geval worden de condities nu:

	A_{23}'		
1 Houd	A_{23}'	C_2	
2 Lees	A_{13}'	S_2'	

Hier wordt dus het register eerst schoongemaakt voordat het wordt ingelezen. In het tweede geval geldt precies hetzelfde. De schoonmaak en inleesimpulsen overlappen elkander echter in dit geval waarbij dan echter nog verondersteld wordt dat de inleesimpuls iets langer duurt dan de schoonmaakimpuls. De vraag is of dit niet tot onbetrouwbaar gedrag zal leiden omdat men zou kunnen menen dat uiteindelijk slechts het korte stukje der inleesimpuls dat niet over de schoonmaakimpuls valt het werk zou moeten doen. Het antwoord is echter dat zelfs voor zeer kleine verschillen het circuit volmaakt betrouwbaar zal werken en wel om de volgende redenen. Als de flip-flop schoongemaakt moet worden en niet opnieuw ingelezen, gaat alleen het niveau 1 hoog, waardoor schoonmaken plaats vindt. Verder gebeurt er niets en de zaak is in orde. Als een 1 moet worden ingelezen gaat niveau 1 hoog en 2 laag. Tengevolge hiervan wordt via de flip-flop buizen A_{23}' (bijv.) laag en het enige wat de flip-flop vooralsnog verhindert te houden is het hoog zijn van C_2: men merke dus op dat

het eventuele omslaan van de flip-flop reeds is gebeurd hoewel de houdende functie nog niet wordt vervuld. Het is nu dus verder voldoende als C_2 maar iets eerder laag gaat dan S_2' hoog. De tweede uitvoeringsvorm (die met magnetische kernen) is reeds even ter sprake gekomen in hoofdstuk B2-c. In fig. 98 is nog eens een mogelijk arrangement geschetst. De serie diode in de koppelring dient om doorwerking te voorkomen, de paralleldiode ter verhindering van terugwerking. De signalen

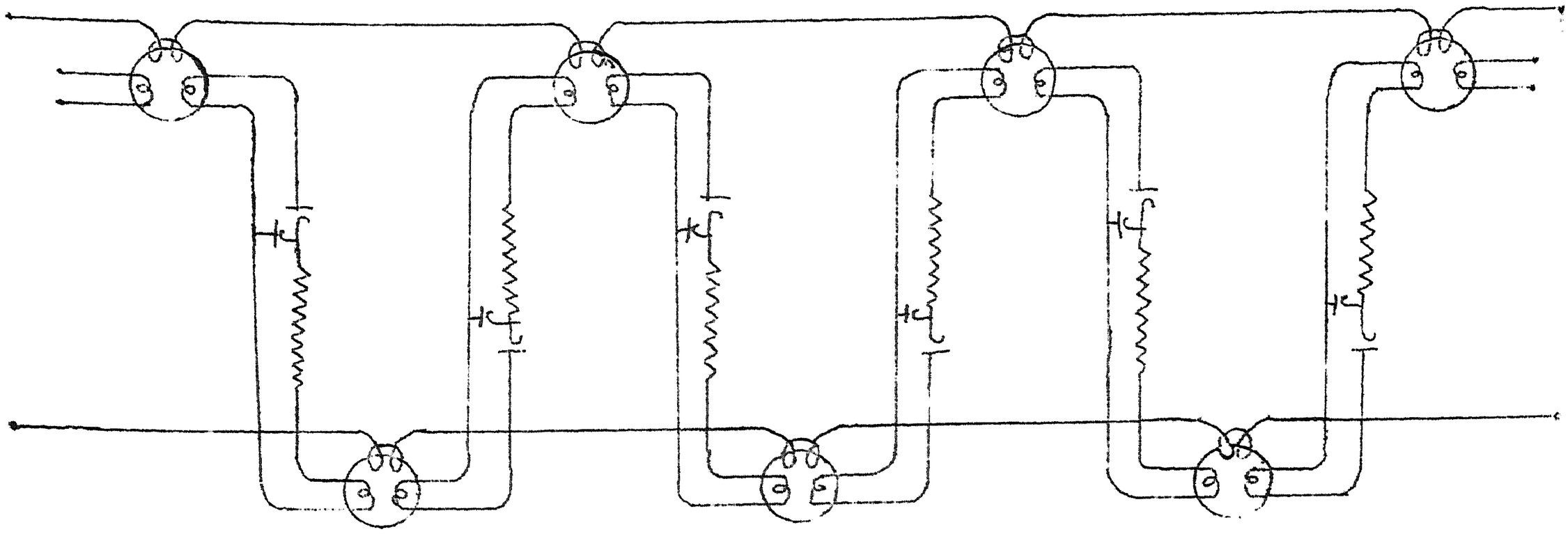


fig. 98.

S_1 en S_2 zijn van hetzelfde karakter als in het geval van het flip-flop-register. Ze worden meestal verkregen uit eindbuizen, waarbij elke buis dan 15 à 30 kernen drijft. Een bezwaar van dit systeem is dat de belasting welke het register voor deze buizen vormt afhankelijk is van de hoeveelheid enen welke het bevat, waardoor de uitgangssignalen nogal wat met het bewaarde patroon varieren: als er weinig enen voorkomen is de beschikbare spanning per omgaande kern hoger, waardoor een grotere waarde van dB/dt bereikt wordt en een hogere uitgangsspanning ontstaat. Een ander bezwaar is dat, zoals in B2-c reeds werd opgemerkt, het parallel diode circuit een grote belasting op de gedreven kern vormt, waardoor de kernen meer energie moeten leveren dan nodig is. Het blijkt dan ook dat om deze reden dit schema bij gebruik van ferrietkernen (i.p.v. metallisch materiaal) niet aan te bevelen is.
Ook zijn schuivende registers geconstrueerd waarbij kernen als onthoudelementen dienst doen, doch voor de energieoverdracht van actieve elementen gebruik gemaakt wordt, bijv. buizen: de mogelijkheden in deze richting zijn echter zo veelzijdig dat we van nadere bespreking afzien.
Onder een teller verstaat men gewoonlijk een apparaat waarbij het aantal wisselingen in het uitgangssignaal een zekere fractie bedraagt van die in het ingangssignaal. Men spreekt daarom i.p.v. tellertrap ook wel van deeltrap. Bij de eenvoudig-

ste tellertrap welke we ons kunnen denken wordt door 2 gedeeld: dergelijke trappen kunnen worden verwezenlijkt met behulp van houdschakelingen welke de eigenschap hebben op elke toegevoerde impuls om te slaan van de ene stand in de andere. Aangezien het omslagmechanisme hier echter meestal niet binair van karakter is waardoor de eisen welke aan de ingangsimpulsen gesteld moeten worden zwaarder zijn dan nodig is zullen we dit type voor gebruik in de rekenmachinetechniek vooralsnog afkeuren en overgaan tot de behandeling van systemen welke deze nadelen missen.
Daaronder valt dan in de eerste plaats het reeds besproken flip-flop schuivend register. We denken ons een schuivend register bestaande uit 2 flip-flops waarbij de uitgang van de tweede als ingang voor de eerste gebruikt wordt, waarbij dan echter de polariteit wordt omgekeerd. Hiermee wordt dus bereikt dat de tweede flip-flop steeds de inhoud van de eerste overneemt, terwijl de eerste het inverse van de inhoud van de tweede overneemt. Wanneer we nu nagaan wat er gebeurt wanneer oorspronkelijk beide flip-flops een nul bevatten, krijgen we het onderstaande lijstje (op de D_2 neemt ff2 over, op D_1 ff1).

Oorsp.	ff2	ff1	
	0	0	
D_1	0	1	
D_2	1	1	
D_1	1	0	
D_2	0	0	
D_1	0	1	
D_2	1	1	
D_1	1	0	
D_2	0	0	enz.

We zien dus dat de uitgangen van beide flip-flops inderdaad slechts half zoveel wisselingen vertonen als de beide oorspronkelijke signalen. De situatie is in fig. 99 nog eens weergegeven.
Een bezwaar van deze schakeling is natuurlijk dat twee drijvende signalen nodig zijn: meestal zijn deze echter eenvoudig te krijgen uit één signaal waarvan beide polariteiten aanwezig zijn. In elk geval is het drijven van eventuele volgende trappen met behulp van de beide polariteiten van één van de flip-flops van deze eerste trap over het algemeen wel mogelijk.
Dit vindt zijn oorzaak in het feit dat in de hier gebruikte

flip-flop diode combinaties de overgangen plaats vinden tengevolge van laaggaande signalen. Dit heeft tot gevolg dat de hooggaande flanken van de outputs altijd eerder komen dan de laaggaande. Bovendien zijn bij gebruik van cathodevolgers de

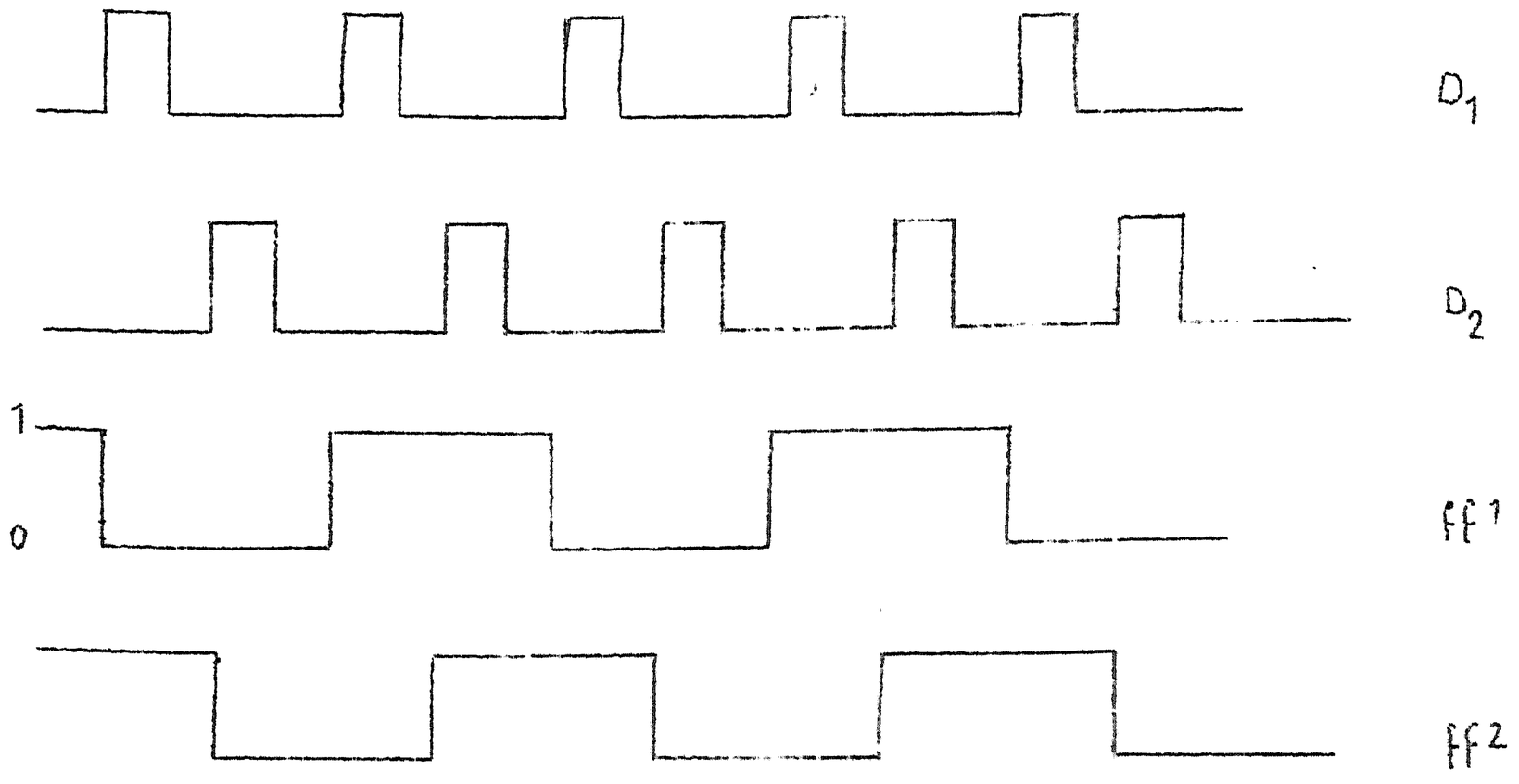


fig. 99.

hooggaande flanken steiler dan de laaggaande. Daarom zal, ook wanneer de drijvende signalen elkaars inverse zijn toch in de praktijk tussen twee impulsen van verschillende soort steeds voldoende ruimte zijn om de correcte operatie der tellertrappen niet te storen.
Aansluitend aan de behandeling van deze tellertrap kunnen we het hier gebruikte schema nu iets generaliseren.
Daartoe denken we ons een schuivend register bestaande uit n flip-flops, waarbij wederom de laatste trap kruiselings met de eerste verbonden is. We gaan weer uit van de stand waarin alle flip-flops nullen bevatten en krijgen dan voor w = 4 het volgende lijstje van de resp. standen van de teller.

Oorspr.	0 0 0 0
D_1	0 0 0 1
D_2	0 0 1 1
D_1	0 1 1 1
D_2	1 1 1 1
D_1	1 1 1 0
D_2	1 1 0 0
D_1	1 0 0 0
D_2	0 0 0 0
D_1	0 0 0 1 enz.

We zien dus dat we op deze manier met n trappen een deling door n bewerkstelligen. Hoewel deze schakeling zeer onzuinig is vanuit het oogpunt van het bereiken van een grote deelfactor per

gebruikte hoeveelheid apparatuur kan ze toch soms zeer goede diensten bewijzen door de reeds in B2-b aangestipte eigenschap dat elke stand van de teller met slechts 2 digits kan worden gekarakteriseerd onafhankelijk van n. Wanneer men bijv. voor de opgave gesteld is een stel "cijfertijden" te produceren ligt het gebruik van een teller van dit type voor de hand. Onder een cijfertijd verstaan we hierbij een signaal dat bv. slechts laag is gedurende één interval van een in een groot aantal gelijke delen gesplitst tijdsinterval; zie fig. 100.

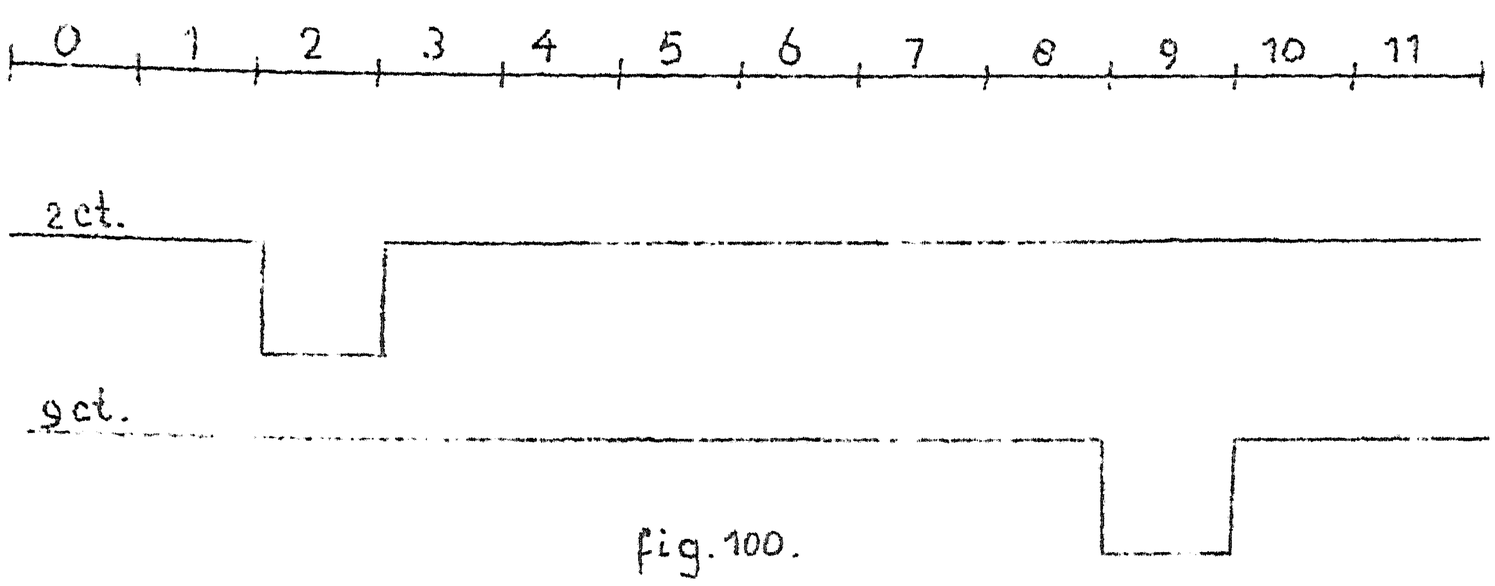


fig. 100.

De winst in apparatuur wordt nu uiteindelijk behaald door het geringe aantal elementen dat voor de codering van deze cijfertijden nodig is.

Een veelgebruikt type teller maakt gebruik van een één wissel-code. Deze (ring)-tellers hebben het voordeel dat ze op een logisch verantwoorde wijze tellen terwijl toch voor een telcapaciteit van 2^n slechts n flip-flops nodig zijn. Wanneer n echter groot wordt is de benodigde coderende apparatuur vrij omvangrijk.
Als voorbeeld geven we de codering voor een teller van 3 trappen welke in de Gray-code telt. Het onderstaande lijstje geeft nog even de standen welke de trappen T_1, T_2 en T_3 respectievelijk aannemen. De codering van T_1 luidt nu als volgt:

Inlezen op	T_3	T_2	T_1	
D_1	0	0	0	0
D_2	0	0	1	1
D_1	0	1	1	2
D_2	0	1	0	3
D_1	1	1	0	4
D_2	1	1	1	5
D_1	1	0	1	6
D_2	1	0	0	7

T_1'

1 Houd T_1'
2 Lees $T_2\ T_3\ D_2'$
3 Lees $T_2'\ T_3'\ D_2'$

T_1

1 Houd T_1
2 Lees $T_2'\ T_3\ D_2'$
3 Lees $T_2\ T_3'\ D_2'$

Verder geldt dan voor de andere trappen:

T_2'

1 Houd T_2'
2 Lees $T_1'\ T_3\ D_1'$

T_2

1 Houd T_2
2 Lees $T_1'\ T_3'\ D_1'$

T_3'

1 Houd T_3'
2 Lees $T_1\ T_2'\ D_1'$

T_3

1 Houd T_3
2 Lees $T_1\ T_2\ D_1'$

Aangezien er steeds 2^n overgangen zijn voor n trappen en in het algemeen voor elke overgang een niveau nodig is met tenminste n ingangen zullen dus afgezien van de houdniveaux en extra niveaux voor andere doeleinden $n.2^n$ ingangselementen nodig zijn. Meestal zijn de coderingen bij deze tellers nog wel wat uitgebreider omdat het veelal niet de bedoeling zal zijn ze voor tellen alleen te gebruiken. Sommige overgangen zullen nog van andere condities afhangen en bovendien zullen overgangen voorkomen welke we in ons schema niet hebben, zoals bijv. van stand 5 naar stand 2. Het blijkt dat dit type in het algemeen zeer nuttig is voor besturingsorganen waarin ze gebruikt worden om de phasen van de berekening te karakteriseren. De problemen in dit onderdeel zijn van zodanige structuur dat in verschillende gevallen de phasen vaak op ongeveer dezelfde wijze doorlopen moeten worden waarbij dan echter soms bepaalde phasen overgeslagen of herhaald moeten worden. Door keuze van een geschikte één-wissel code is het dan wel mogelijk voor alle voorkomende gevallen de gewenste overgangen te realisere.

g. In- en uitvoerapparatuur

Bijna alle in-en uitvoerapparatuur welke voor electronische rekenmachines in gebruik is, heeft een mechanisch karakter, waardoor de snelheden welke bereikt kunnen worden vrij laag liggen in vergelijking met de snelheid waarmee getallen binnen de machine worden gemanipuleerd. Deze omstandigheid leidt dan ook dikwijls tot een "bottleneck" bij die machines waarbij het verwerken van grote hoeveelheden gegevens een grote rol speelt.
Deze kwestie is niet zo dringend bij een "wetenschappelijke" machine, waaronder we kunnen verstaan een machine welke gecompliceerde mathematische berekeningen uitvoert welke zich in het algemeen kenmerken door een betrekkelijk geringe hoeveelheid gegevens en een zeer ingewikkeld bewerkingsproces, dat leidt tot betrekkelijk weinig antwoorden. Geheel anders ligt de situatie bij machines welke voor administratieve doeleinden worden gebezigd. Hierbij doet zich meestal de situatie voor dat zeer veel gegevens een relatief simpele bewerking moeten ondergaan om vervolgens weer in hanteerbare vorm te worden afgeleverd; men denke hier bijvoorbeeld aan het vervaardigen van de loonstaten voor het personeel van een groot concern, het bijhouden van een uitgebreide voorraadadministratie, of iets dergelijks.
Aangezien de meest gebruikte in- en uitvoerapparatuur van commerciële aard is, zullen wij ons hier beperken tot een kort functioneel overzicht van de meest gebruikte elementen zonder ons te verdiepen in de constructie ervan.
Een belangrijk punt bij in- en uitvoermedia is de vraag in hoeverre men er tweerichtingsverkeer mee kan bereiken. Hiermee wordt dan gedoeld op de mogelijkheid de uitgevoerde resultaten ongewijzigd weer aan de machine toe te voeren. Een tweede vraag blijft dan of de machine de op deze wijze verkregen resultaten direct weer beschikbaar krijgt of dat deze door tussenkomst van een operateur opnieuw aan de machine toegevoerd moeten worden; dit probleem komt meestal neer op de vraag of de lees- en schrijfoperaties op het medium in één enkel mechanisme gecombineerd zijn of niet. Hiermee houdt tevens verband de vraag of de machine in staat is uit de ter beschikking staande informatie op het invoermedium een willekeurig gedeelte op te zoeken, wanneer daarnaar wordt verwezen of dat het alleen mogelijk is de informatie achter elkaar in de machine op te nemen.

Als eerste medium beschouwen wij nu gewoon papier waarop met behulp van een door electromagneten bekrachtigde (veelal electrische) typemachine getallen kunnen worden getypt. Het is tot dusver nog niet gelukt een redelijk economisch systeem te construeren om de aldus getypte resultaten weer in voor de machine begrijpelijke informatie terug te voeren. Dit is een van de grote nadelen van dit medium dat overigens natuurlijk het voordeel heeft voor menselijke interpretatie verreweg het geschiktst te zijn. Dit laatste is van doorslaggevende betekenis bij resultaten welke voornamelijk dienen voor controle van de machine door de operateur (in welk geval ook meestal een relatief lage typesnelheid geen bezwaar vormt), alsmede voor resultaten welke achteraf nog een handbewerking moeten ondergaan. Voorts uiteraard ook wanneer resultaten worden afgeleverd welke voor publicatie bestemd zijn, in welk geval met het oog op de enorme moeilijkheden welke aan het controleren van drukproeven van cijfermateriaal zijn verbonden, meestal van fotografische methodes gebruik gemaakt wordt.
De voor dit doel gebruikte typemachines zijn voornamelijk van 2 soorten: de gewone schrijfmachine welke dus slechts 1 letter of cijfer tegelijk typen kan of zg. "line-printers" waarmee men een volledige regel tegelijk kan typen. Deze laatste zijn qua constructie meestal te vergelijken met de tabulators welke men in Hollerith systemen aantreft.
De gewone schrijfmachines zijn langzaam (ca 10 cijfers/sec) doch geven een fraai egaal schrift, speciaal wanneer in plaats van carbonlint, carbonpapier wordt gebruikt. De line-printers zijn veel sneller (enkele regels van b.v. 80 symbolen/sec) doch de hiermee bereikte resultaten zijn meestal van onvoldoende kwaliteit voor publicatie door middel van fotografische methodes.
Ook het feit dat een gewone schrijfmachine veel goedkoper is dan de vrij ingewikkelde en massale line-printers is een belangrijke factor wanneer het gaat om een keuze uit beide mogelijkheden.

Als tweede medium nemen wij de telexband, zoals deze reeds jaren lang in verreschrijfapparatuur gebruikt wordt. Deze band bevat meestal een rij geleide- of positioneringsgaten alsmede 5-8 banen voor informatie-ponsingen.
Om op een dergelijke band informatie te schrijven maakt men gebruik van een mechanisch ponsmechanisme dat hetzij met de hand bediend kan worden of van de machine uit kan worden bestuurd. Met de handponser kan ongeveer dezelfde snelheid bereikt worden als op een normale schrijfmachine terwijl de automatische ponsers snelheden tot ca. 60 symbolen (dus bij 8-gats band 480 binaire cijfers) per

seconde te halen zijn. Gezien het essentieel mechanisch karakter van deze ponsoperatie zijn veel hogere snelheden voor de toekomst niet te voorzien.
Bij het lezen van telexband ligt de situatie veel gunstiger omdat men hier, behalve mechanische aftasting waarbij pennetjes door de gaten prikken waardoor contacten gesloten kunnen worden, ook niet-mechanische systemenen kan gebruiken, zodat alleen het bandtransport nog een mechanisch karakter draagt.
Het meest gebruikte afleessysteem is van photoelectrisch karakter. Men laat een lichtbundel vallen op het af te lezen symbool en onderzoekt met behulp van een aantal fotocellen in welke posities een gat aanwezig is. Ook diëlectrische aftasting, waarbij gebruik wordt gemaakt van het verschil in diëlectrische constante van papier (geen gat) en lucht waardoor capaciteitsvariaties teweeg gebracht worden, is wel toegepast. Met beide systemen kunnen wij snelheden bereiken welke slechts beperkt worden door de problemen welke het transport van de band stelt.
Aangezien men meestal banden wenst te lezen tot aan een punt dat door de informatie op de band zelf bepaald wordt, is het probleem hierbij vooral een kwesite van snel stoppen (en starten). Door gebruik te maken van snel-reagerende magnetisch bestuurde koppelingen kunnen snelheden in de orde van 200-600 symbolen per sec worden bereikt. Ook het lezen in beide richtingen, waardoor dus "opzoeken" mogelijk wordt, is bij sommige uitvoeringen aanwezig.
Enkele voordelen van het ponsband-systeem vallen direct op: het medium zelf is zeer goedkoop en de lees- en schrijfapparatuur is betrekkelijk eenvoudig van constructie. De banden zijn ook met het oog nog te controleren en de snelheden welke vooral met lezen bereikt kunnen worden zijn alleszins redelijk.
Enkele bezwaren: de ponsbanden zijn niet uitwisbaar, de schrijfsnelheid is te laag en er is essentieel verschil tussen de lees- en schrijfapparatuur, zodat dit medium niet tevens geschikt is als tijdelijk geheugen voor de machine.
Als derde mogelijkheid voor in- en uivoer beschouwen wij nu de magnetische band. Deze heeft 2 grote voordelen boven de geponste telexband. In de eerste plaats is noch voor lezen, noch voor schrijven op zichzelf een mechanische handeling nodig: alleen het bandtransport is weer een mechanische kwestie. Bovendien hebben wij in de magnetische band een uitwisbaar medium gevonden: wanneer de informatie op een band niet langer nodig is, kan deze door andere informatie vervangen worden. Dit betekent dat de banden geschikt zijn om als tijdelijk geheugen te dienen, hoewel

wij er natuurlijk rekening mee moeten houden dat de opzoektijden betrekkelijk lang kunnen worden (verscheidene minuten zelfs). Ook de lees- en schrijfsnelheid kan bij magnetische banden belangrijk hoger opgevoerd worden dan bij de telexband het geval is. Snelheden tot 20.000 bits/sec behoren tot de mogelijkheden. Hier staat dan tegenover dat de bandtransportappuratuur over het algemeen ingewikkelder is dan bij telexband (het geleidegat ontbreekt), terwijl ook de lees- en schrijfapparatuur vrij kostbaar is, daar deze aan veel hogere precisie-eisen moet voldoen. De banden zelf leveren vaak moeilijkheden tengevolge van het voorkomen van magnetisch slechte plekken: het vermijden van deze hoogst onaangename verrassingen schijnt de uiterste zorg te eisen bij het fabricageproces. Dientegevolge zijn gegarandeerd bruikbare banden dan ook tamelijk prijzig. Tenslotte leent dit medium zich uiteraard in het geheel niet voor directe inspectie met één der zintuigen, tezij door bestrooiing met ijzerpoeder bijv. het magnetisch patroon zichtbaar wordt gemaakt, hetgeen over het algemeen geen aantrekkelijk systeem lijkt.

Een vierde uitvoermedium dat vrij algemene toepassing heeft gevonden wordt gevormd door ponskaarten. Deze vertonen grotendeels dezelfde voor- en nadelen als telexband wat betreft afleesbaarheid met het oog en bereikbare snelheid. Ze hebben het nadeel dat de apparatuur waardoor de behandeld worden over het algemeen normale ponskaartmachines zullen zijn waarbij een grote omvang en een hoge prijs onvermijdelijk zijn. Daar staat dan weer als belangrijk voordeel tegenover dat de resultaten wellicht ook weer voor ponskaartmachines begrijpelijk zijn, zodat van alle faciliteiten van een ponskaarteninstallatie gebruik gemaakt kan worden, bijv. van de tabulator en sorteermachines.

Zoals reeds eerder werd opgemerkt is de meeste in- en uitvoerapparatuur commercieel verkrijgbaar, zodat de constructeur voor een automatische rekenmachine over het algemeen wat dit betreft geen zorgen zal hebben. Zijn grootste probleem in dit verband is gewoonlijk de synchronisatie van het gegeven mechanisme met de gegeven machine. In enkele gevallen is het mogelijk beide synchroon te laten lopen, doch in het algemeen zal dit niet gaan. Dan moet men van buffergeheugens en wachtcircuits gebruik gaan maken, maar de mogelijkheden op dit gebied zijn zo veelzijdig dat wij daarop hier niet verder kunnen ingaan.

Tenslotte willen wij nog iets zeggen betreffende een speciaal oort invoerorganen van de machine nl. de zg. handinvoer of handbediening. Aangezien ook hierin bij verschillende machines een enorme verscheidenheid valt te constateren, zullen wij slechts aangeven welke faciliteiten op dit gebied bij onze eigen machines beschikbaar zijn.
Wat zijn de dingen welke men graag met de hand wil kunnen doen?
In de eerste plaats zal het wenselijk zijn de machine op een bepaald adres te kunnen laten beginnen. Hiertoe bevat het toetsenbord een aantal schakelaars waarin het gewenste adres in binaire vorm gezet kan worden (de "Beginschakelaars") alsmede een drukknopje getiteld: "Begin gekozen adres", waarvan de werking nu duidelijk zal zijn. Eveneens hebben wij een aantal schakelaars waarin het adres gespecificeerd kan worden van het punt in het programma waar men wenst te stoppen. Dit stel wordt dan gecompleteerd door een schakelaar genaamd: "Stop gekozen adres". Staat deze in de uit-stand, dan wordt er niet gestopt; in de aan-stand wordt gestopt zodra de besturing het aangegeven adres bereikt.
Ook is nog een drukknopje aanwezig getiteld: "Stop volgend adres". Wordt dit ingedrukt, dan wordt de opdracht waarmee de machine op dat moment bezig is afgemaakt, waarna de machine stopt. Deze knop dient dus uitsluitend voor gevallen waarin men direct wil stoppen, omdat men op een of andere manier tot de overtuiging is gekomen dat het toch niet deugt of omdat er even iets bijzonders gebeuren moet (nieuw papier in de schrijfmachine bijv.). Wil men, nadat de machine tengevolge van een der beide stopknoppen (of tengevolge van een conditionele stopopdracht) gestopt is, toch weer van hetzelfde punt af verder gaan, dan drukt men op een drukknopje genaamd: "Begin volgende opdracht".
Een laatste stopmogelijkheid wordt geboden door een aantal schakelaars met elk drie posities: 0, 1 of indifferent. Hierin kan niet een adres doch een volledige opdracht gespecificeerd worden.
Wanneer nu de bijbehorende schakelaar "Stop gekozen opdracht" in de aan-stand wordt gezet, zal de machine stoppen, zodra hij een opdracht tegenkomt welke wat betreft de niet in de indifferent-stand staande stopschakelaars met deze overeenkomt.
Dit geeft ons de mogelijkheid om te stoppen op bijv. alle schrijfopdrachten in een bepaald track of op alle opdrachten welke iets met een bepaald adres te maken hebben.
Alle voorafgaande knoppen hebben betrekking op handelingen welke men wenst te verrichten om de machine normaal een programma te laten uitvoeren of dit uitvoeren te beëindigen. Dikwijls zal het

echter voor testdoeleinden van belang zijn de machine stap voor stap te laten werken, hetgeen met de genoemde schakelaars weliswaar doenlijk, doch erg vervelend zou zijn. Willen wij een programma opdracht voor opdracht doorlopen, dan kunnen wij beginnen met het drukknopje "Doe gekozen opdracht". De functie hiervan is analoog aan die van "Begin gekozen opdracht" met dit verschil dat de machine nu na de eerste opdracht te hebben uitgevoerd meteen weer stopt.
Willen wij nu de volgende opdracht laten uitvoeren, dan staat daarvoor het knopje "Doe volgende opdracht" beschikbaar dat dan weer analoog is met "Begin volgende opdracht". Door dit knopje nu herhaaldelijk in te drukken kan men het gehele programma stap voor stap nalopen.
Het zou echter kunnen zijn, dat men de opdrachten zelfs niet uit wil voeren, doch alleen maar wil constateren, dat de juiste opdrachten er staan. Daartoe heeft men dan de knopjes "Lees gekozen opdracht" en "Lees volgende opdracht".
Met deze knopjes worden dus opdrachten uit het geheugen in het OR gelezen. Met behulp van het knopje "Schrijf" kan het OR ook gevuld worden uit de zg. "Opdrachtschakelaars". Vervolgens kan dan met behulp van het knopje "Doe" de opdracht welke zich in OR bevindt worden uitgevoerd, terwijl met het knopje "Herhaal" deze opdracht herhaaldelijk uitgevoerd kan worden. Om de herhaling te beëindigen dient het knopje "Stop volgend adres" gebruikt te worden. Het is dus zo dat de knopjes "Lees volgende opdracht" en "Doe" na elkaar uitgevoerd hetzelfde effect hebben als "Doe volgende opdracht".
De "Schrijf" en "Doe" knopjes zijn erg nuttig wanneer men met de hand informatie in de machine wil invoeren. Men kan hiermee nl. in het OR de opdracht zetten welke de zg. "Getalschakelaars", waarin een volledig machinewoord in binaire vorm kan worden ingezet, uitleest en de inhoud in het A-register zet. "Doet" men deze opdracht vervolgens, dan heeft men het A-register dus van de gewenste inhoud voorzien. Vervolgens kan men in het OR een willekeurige schrijfopdracht zetten en ook deze doen waardoor men er dus in geslaagd is een bepaalde geheugenplaats te vullen met een bepaalde inhoud. Dit is erg prettig om fouten te herstellen bij het op gang brengen van nieuwe programma's.
Tenslotte komt het nogal eens voor dat men op een bepaald punt der berekening aangeland graag enkele getallen zou willen inbrengen waarvoor men liever niet de telexband of ander invoerorgaan wil gebruiken. Dit kan dan gebeuren met behulp van het zg. tientallig toetsenbord dat bestaat uit 4 tekentoetsen, +, -, +. en -. en tien

cijfertoetsen 0,...,9. Hiermee kan een willekeurig tientallig geschreven getal (geheel getal of echte breuk) mits binnen de capaciteit van de machine vallend in een van de registers worden gebracht. De hierbij benodigde omrekening van 10 → 2-tallig stelsel wordt door een speciaal hiervoor bestemd programma verzorgd.