

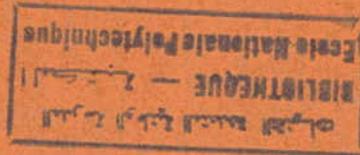
UNIVERSITE D'ALGER
ECOLE NATIONALE POLYTECHNIQUE

1/71

20

Departement Electrotechnique

THESE DE FIN D'ETUDES



COMMANDE SEMI - AUTOMATIQUE
DU CHARGEMENT DE HAUT-FOURNEAU

3 PLANCHES

SUJET PROPOSE et DIRIGE PAR
Mr CHAPELIER

Etudie Par LOUALI Salah
et
LOURDIANE Mokrane

PROMOTION 1971

UNIVERSITE D'ALGER

ECOLE NATIONALE POLYTECHNIQUE

D'ALGER

DEPARTEMENT ELECTROTECHNIQUE

المدرسة الوطنية المتعددة الفنون
BIBLIOTHEQUE — المكتبة
Ecole Nationale Polytechnique

THESE DE FIN D'ETUDE

COMMANDE SEMI - AUTOMATIQUE
DU CHARGEMENT DE HAUT-FOURNEAU

- Sujet proposé et dirigé par:
Mr. CHAPELIER

Etudié par : LOUALI Salah
et

LOURDIANE Mokrane

Le passage de la des aptitudes et de la fin de la 1^{re} APZ parait leur polytechnique sans aucun

Promotion 1971

TABLI DES MATIERES



INTRODUCTION-----	1
PROBLEME GENERAL-----	2
GENERALITES-----	4
RESOLUTION DU PROBLEME-----	9
CYCLE D'ENVOI-----	13
CYCLE D'APPEL-----	27
TEMPORISATION-----	31
COMMANDE MANUELLE-----	34
FONCTION FREIN-----	37
REBONDISSEMENT DES CONTACTS-----	40
ANNEXE "A P L"-----	I

INTRODUCTION



L'automatique est une science née il y a seulement une vingtaine d'années. Depuis sa naissance elle n'a pas cessé de se développer. Ses applications de plus en plus nombreuses, s'imposent chaque jour d'avantage à toutes les industries et touchent toutes les branches matérielles de l'activité humaine.

Par ses dispositifs pneumatiques, hydrauliques, électriques, électroniques etc... l'automatique est venue affirmer la mécanisation, dont le rôle était de substituer la machine à l'homme dans l'accomplissement de son travail.

Les conséquences de de l'automatisation revêtent une grande importance aussi bien au point de vue industriel qu'au point de vue social, sans parler des conséquences sociales, voyons quelques conséquences industrielles, brièvement. Par l'introduction de l'automatique, l'industrie moderne connaît de grands progrès et une grande évolution ; évolution au niveau :

- De la précision du travail ;
- de la qualité du travail ;
- de la rapidité donc du rendement du travail ;
- de l'utilisation optimale des machines (temps mort éliminé)
- X- de la réduction de la main d'oeuvre
- de la réduction des installations (Réduction de l'encombrement)

L'automate peut donc remplacer avantageusement l'homme dans sa réalisation de tâches compliquées, dangereuses ou pénibles mais généralement, le grand souci d'automatiser" reste d'ordre économique.

Pour terminer, nous remercions vivement notre professeur d'automatique et en même temps notre promoteur, Monsieur CHAPELIER qui a su à la fois nous guider clairement dans l'étude de notre projet, et nous faire aimer sa matière enseignée.

CHARGEMENT DE HAUT FOURNEAU

I - PROBLEME GENERAL

Un haut fourneau HF (fig.1) reçoit des charges successives de minerai, de coke de fondant par sa partie supérieure les charges sont préparées dans des bennes B ammenées à pied d'oeuvre par des chariots automoteurs CA arrivant par les voies V1 - V2 - V3 - V4 .

Un monte-charge MC assure le transfert des bennes depuis le chariot auto moteur jusqu'au sommet du haut fourneau . Après déchargement, la benne vide est ramenée sur son chariot, et celui-ci la ramène au point de chargement .

On se propose d'étudier la commande de ce chargement de haut fourneau .

II - INSTALLATION

Le monte charge MC roule sur un plan incliné et il est actionné par un treuil commandé par un moteur électrique. Quelle-que soit la solution adoptée dans un tel cas particulier .

On convient pour cette étude, que le moteur électrique est du type assynchrone tri-fasé à double polarité, donnant deux vitesses de fonctionnement et que, par suite, sa commande necessite : un contacteur ((montée lente)) - un contacteur ((montée rapide)) - un contacteur ((descente rapide)) , *un contacteur "descente lente"*

L'ouverture de la benne, au sommet du haut fourneau, est mécanique et sera exclue de l'étude proposée .

Comme notre monte charge MC doit ralentir avant l'arrêt on a prévu des contacts de ((ralentissement)) Rn et Sn encadrant les positions d'arrêt (A1 - A2 - A-3 - A4 et Ao) . Des fins de course de sécurité sont prévues aux extrimités de la rampe .

Chaque chariot porte une plate forme P que l'on peut faire monter ou descendre :

Le crochet C est attaché de façon immuable au monte charge .

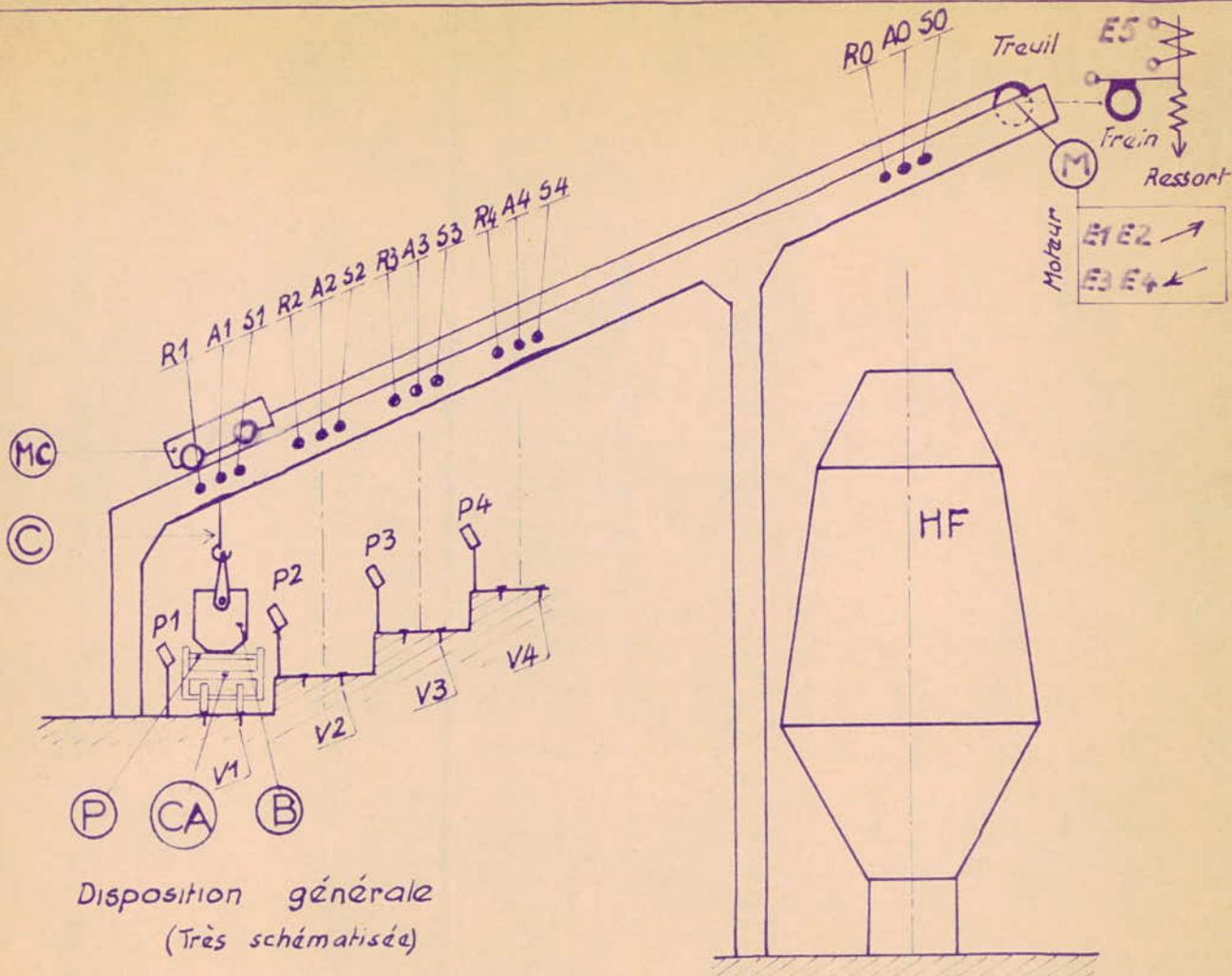
III - EXPLICITATION

La commande est semi-automatique, les différentes sequences automatiques étant commandées successivement et manuellement par appui sur bouton-poussoir .

- 1 - Un chariot CA arrive seul sur la voie n (n variant de 1 à 4) se positionne dans l'axe du crochet .
- 2 - Avant de se positionner le chariot CA a ~~appuyer sur~~ ^{actionné} un contact C3n qui appelle le monte charge, quelque soit la position de celui-ci sur les voies V1, V2, V3 ou V4 il se déplacera jusqu'à la verticale de la voie n avec choix du sens de déplacement, mise en vitesse, ralentissement et arrêt automatique.
- 3 - Une fois le monte charge arrêté, le conducteur peut, à l'aide d'un bouton poussoir BP2n commandant la descente lente, ou d'un 2ème bouton poussoir BP3n commandant la montée lente positionner exactement le crochet en déplaçant légèrement le monte charge MC, la benne est alors accrochée au monte charge .
- 4 - Le conducteur abaisse la plate forme P du chariot CA afin de libérer la benne, en fin de course P agit sur un contact C2n, ce qui autorise le début de la sequence suivante .
- 5 - Le conducteur appui sur un bouton poussoir B4n ; le chariot MC monte alors la rampe et s'arrête au-dessus du haut fourneau ; il reste dans cette position 10 secondes (temps de dechargement) puis ils revient a son point de départ au dessus de la voie n .
- 6 - Le conducteur peut de nouveau agir sur BP2n ou sur BP3n pour amener la benne exactement au-dessus du chariot . Il soulève la plate forme P, ce qui libère le crochet ; le chariot automoteur s'éloigne .

IV - SECURITES

La manoeuvre qui vient d'être definie est celle qui se déroule effectivement quand tout se passe bien ; mais des incidents peuvent se produire, et des sécurités s'imposent .



Disposition générale
(Très schématisée)

Fig 1

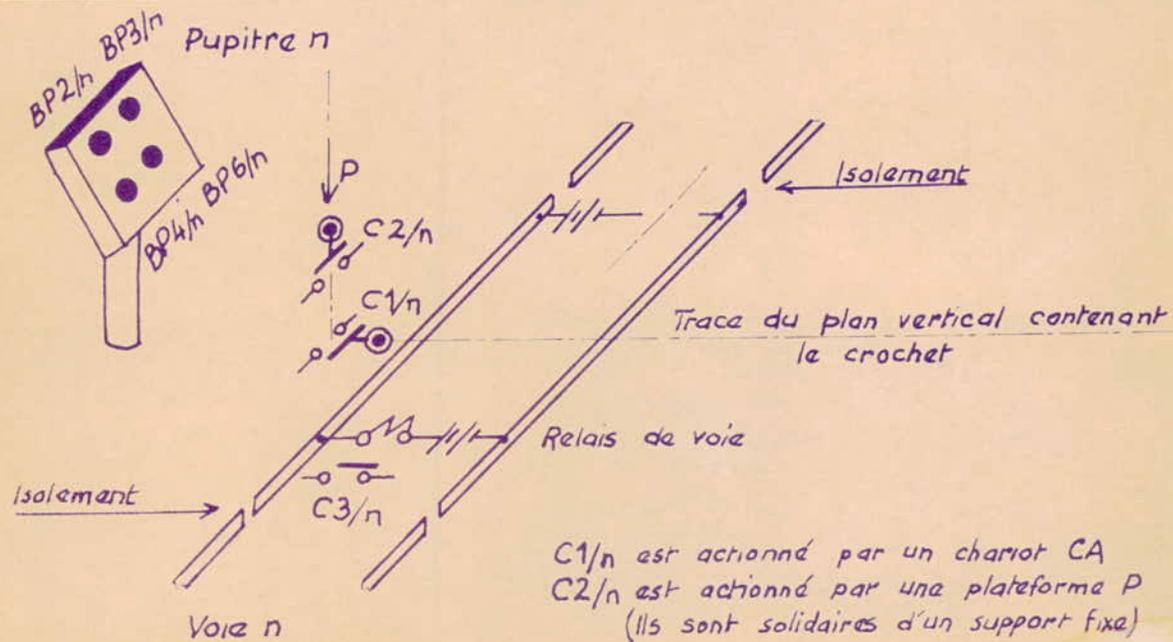


Fig 2

GENERALITES

Les techniques simples de l'automatique relèvent de la logique combinatoire ou de la logique séquentielle .

Les méthodes de résolution de problèmes d'automatique sont nombreuses et variées. Selon que le sujet est combinatoire ou séquentiel une des méthodes est préférable aux autres .

Dans le cadre de notre sujet, qui est lui séquentiel, nous avons opté pour le raisonnement logique .

1 - DISPOSITIFS AUTOMATIQUES MIS EN OEUVRES -

Les seuls dispositifs que nous utilisons sont électriques ou électroniques : Des relais statiques ou transistors travaillant dans des circuits à niveau

2 - LOGIQUE ADOPTÉE : POSITIVE -

Dans le système binaire (0,1), en logique positive;

Le potentiel le plus élevé se note 1

Le potentiel le moins élevé se note 0

Exemple :

logique positive

$V_1 = 12V \longrightarrow 1$	$V_2 = 0 \longrightarrow 0$	$U_1 = 0 \longrightarrow 1$
$V_2 = 0 \longrightarrow 0$		$U_2 = -12V \longrightarrow 0$

3 - RELAIS STATIQUES UTILISES -

Les seuls transistors que nous utilisons sont du type + NPN .

L'étude détaillée de la conception et de la technologie de ces transistors sort du cadre de notre sujet . Nous nous contentons donc de donner le schéma et le fonctionnement élémentaire de tels éléments . Nous irons même plus loin dans la simplicité : Nous considérerons le transistor comme un bloc (A black-box) - qui possède une entrée et une sortie .

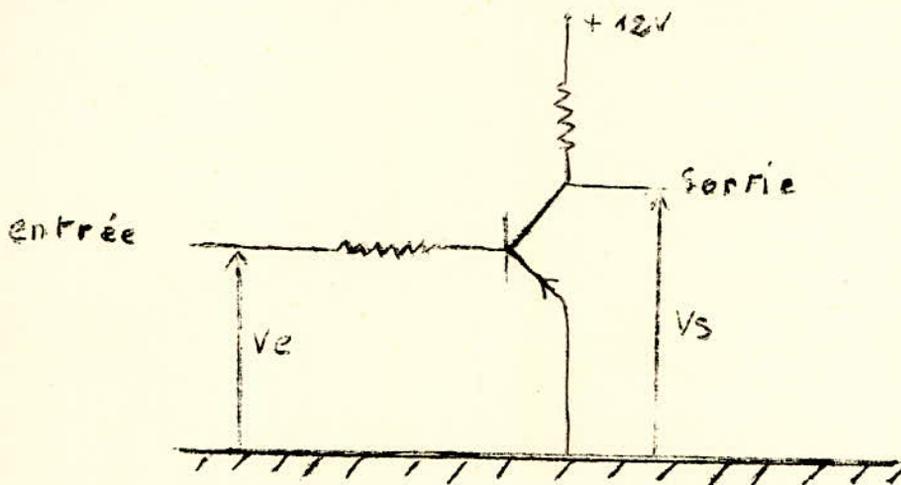
Fort de toutes ses simplifications, le bloc-transistor se présente comme ci-dessous :



Nous garderons d'ailleurs cette notation, ce symbole tout le long de notre étude.

TRANSISTOR EN "TOUT OU RIEN"

Un transistor peut être schématisé comme ci-dessous :



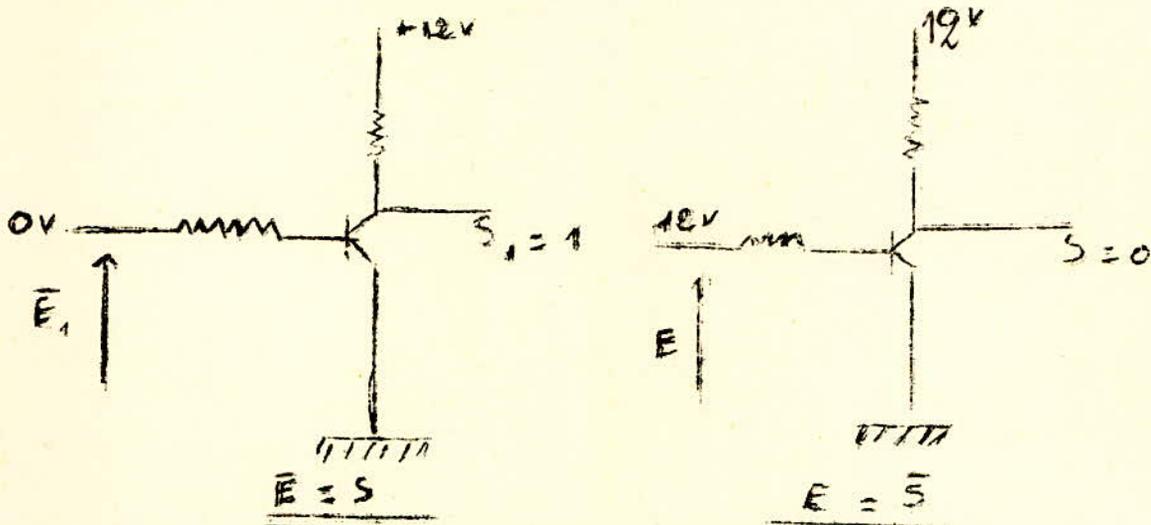
Si on a défini un potentiel nul arbitraire, celui de la masse, le transistor + NPN a les caractéristiques suivantes :

- Si on applique une tension positive à l'entrée, le potentiel à la sortie est nul.
- Si on applique une tension nulle ou négative à l'entrée, la sortie a un potentiel positif.

Ce transistor réalise donc la fonction complément ou le non logique.

ENTRÉE E	SORTIE S
0	1
1	0

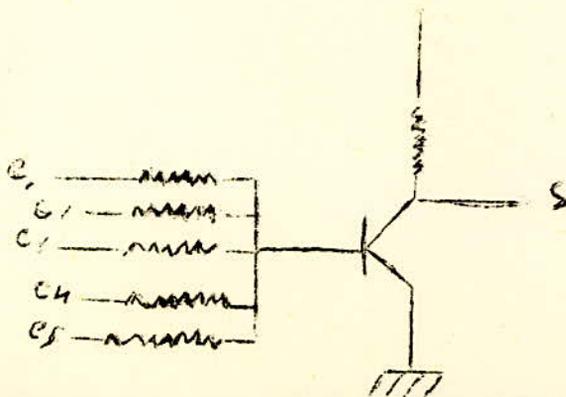
TRANSISTOR FONCTION "NON LOGIQUE" -



L'entrée du transistor NPN est le complément logique de la sortie .

TRANSISTOR FONCTION NOR LOGIQUE

Le relais nor est tout simplement un relais NON avec ~~non~~pas une seule entrée mais plusieurs .



La sortie n'est égal à " I " que si toutes les entrées sont nulles :

$$e_1 = e_2 = e_3 = e_4 = 0 \quad S = I$$

Une seule entrée non nulle suffit pour annuler la sortie. La sortie est donc le complément de la somme des entrées. On écrit :

$$S = (e_1 + e_2 + e_3 + e_4)' = \text{NOR} (e_1, e_2, e_3, e_4)$$

En définitive, c'est le même élément qui réalise et la fonction NON et la fonction NOR, seul le nombre d'entrées change.

Nous pouvons parler d'un vecteur d'entrée dont les composantes sont toutes les entrées $e_1, e_2, e_3, e_4 \dots e_n$ en général. La fonction de l'élément NOR est de complémenter la somme des composantes du vecteur d'entrée défini plus haut. Remarquons que si le vecteur est formé d'une seule composante, le NOR réalise la fonction complément.

Désormais le symbole du bloc NOR sera le suivant :



JUSTIFICATION DE L'EMPLOI DES RELAIS STATIQUES

Les relais statiques sont des éléments couramment employés par les constructeurs de systèmes automatiques. En fait, on en use d'une façon presque systématique dans toutes les réalisations automatiques. Ils sont préférés aux contacts et relais classiques pour leurs nombreux avantages.

Avantages des relais statiques

- Pas d'étincelles de rupture, d'où emploi en atmosphère explosive.
- fonctionnement rapide.
- Très faible encombrement.
- Faible consommation.
- Sécurité d'exploitation d'où emploi dans la sidérurgie.
- Étanchéité, d'où protection contre la poussière et la corrosion.
- Longue durée de vie.
- Ne nécessitent pas d'entretien.

- Etanchéité, d'ou protection contre la poussière la corosion
- longue durée de vie
- ne necessitent pas d'entretien
- relais insensibles aux chocs et aux vibrations
- le cout global n'est guère plus élevé qu'avec des relais électro magnétiques .

INCONVENIENTS:

- Risque de fonctionnement intempestif sous l'influence de parasite provenant d'appareils de coupure voisins de type électro-magnétique

remèdes !
 ! dispositifs antiparasites
 ! adoption de tensions plus élevées .
 !

- Température limitée à - 10° C et + 60° C environ .

RESOLUTION DU PROBLEME

Dans ce problème, assez complexe pris globalement, nous pouvons distinguer quatre grandes lignes plus ou moins indépendantes entre-elles :

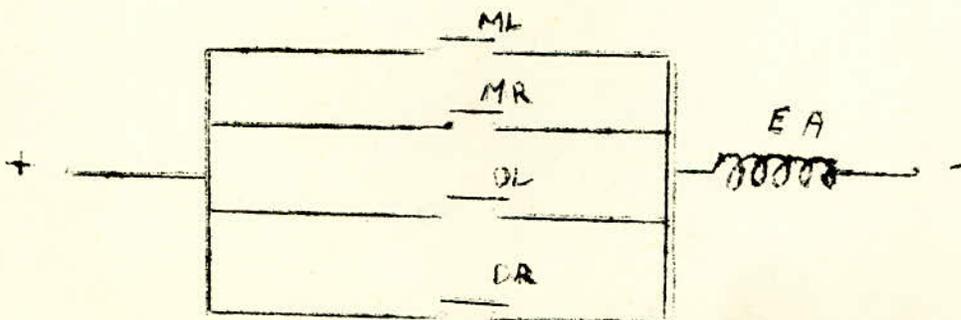
- A/ SECURITES
- B/ APPEL
- C/ ENVOI
- D/ COMMANDE MANUELLE

Cette séparation faite, chaque partie apparait clairement et devient facile à résoudre . Pour avoir la solution globale du système de commande demandé, il ne restera plus qu'à grouper les différentes solutions .

A - SECURITES

N°1 : Le treuil est équipé d'un frein à serrage permanent par ressort ; le desserrage du frein est obtenu au moyen d'un électro-aimant mis sous tension en même temps que le moteur ; Une panne de courant détermine donc l'immobilisation de M C. ? *à faire ?*

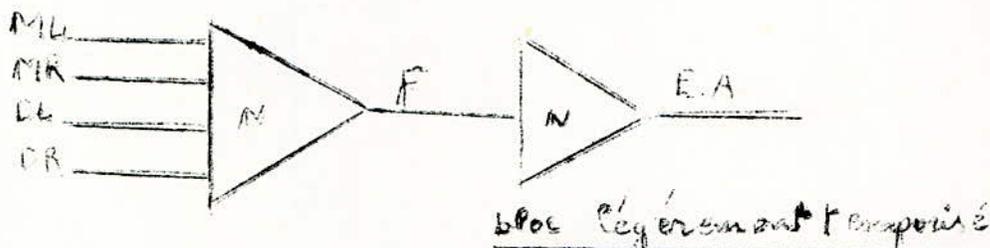
L'alimentation de l'électro-aimant (E.A) se fera donc comme le montre le schéma :



(ML, MR, DL, DR) = contacts secondaires à fermeture des contacteurs correspondants .

Si EA est alimenté, le frein se desserre .

Nous pouvons d'ailleurs utiliser des éléments NOR pour réaliser cette sécurité on aura :



F = 1 → frein serré .

EA = 1 → frein desserré .

SECURITE N°2 - Arrêt volontaire de M C

Si un conducteur voit qu'un incident peut se produire, il dispose d'un bouton poussoir BP6n provoquant l'arrêt brusque de M C .

Remarque : Il était question de mettre un autre bouton commandant non pas l'arrêt mais le ralentissement de M C à l'approche d'un incident éventuel - Cette sécurité a été jugée superflue car en effet, ou bien il y a approche d'incident et il faut arrêter M C, ou bien il n'y en a pas et il est inutile de ralentir le travail en cours - BP6 est donc suffisant pour éviter des incidents par l'arrêt de M C .

SECURITE N°3 -

Lorsqu'un chariot C A arrive à proximité du plan vertical contenant le crochet alors qu'une manœuvre est en cours, un contrôle d'occupation des voies (interrupteur C3n) provoque l'arrêt de M C . Le chariot devra reculer, pour que l'exploitation puisse reprendre .

M C ne peut bouger que si un et un seul des quatre interrupteurs C3n est fermé, ces contacts étant formés par le chariot C A .

D'ou le tableau de KARNAUGH relatif à cette sécurité .

	00	01	11	10
00	0	1	0	1
01	1	0	0	0
11	0	0	0	0
10	1	0	0	0

SECURITE N°4 : PRIORITES ET VEROUILLAGE DE PUPITRES -

Lorsqu'un ordre d'appel a été donné, les autres ordres d'appel sont inopérants. De même, lorsqu'un envoi au H F est ordonné par BP4n, les autres ordres d'envoi sont inopérants . Plus généralement, lorsqu'un pupitre de voie est utilisé, les autres pupitres sont hors service à l'exception de l'ordre d'arrêt volontaire .

SECURITE N°5 : Lorsqu'un mouvement de M C a été interrompu, il doit pouvoir être repris lorsque les causes d'arrêt ont disparu .

en cas de panne électrique

SECURITE N°6 - Lors de l'envoi de M C, si un conducteur remonte la plateforme de C A avant que la benne soit de retour du H F, il y a arrêt de M C. Cette sécurité se fait par le contact C2n actionné par la descente de la plateforme P de C A .

SECURITE N°7 -

CAS OU LA BENNE NE SE VIDE PAS OU SE VIDE MAL DANS H F :

Si une benne se vide mal, ou ne se vide pas du tout, au bout de 10 secondes, la descente commence quand-même ; Dans ce cas, le monte-charge M C entraine le moteur qui fonctionne en génératrice hypersynchrone avec un courant plus élevé que le courant normal .

Le fait qu'il y a descente et courant trop fort provoque l'arrêt du mouvement de descente de M C puis son retour au H F .

Si la vidange n'a pas lieu, une 2^{ème} remontée est automatisée, si la vidange n'a pas lieu encore, à la troisième descente, le mouvement se continue et la benne revient à son point de départ . Le conducteur peut alors soit la renvoyer au H F soit la ramener au poste de chargement .

Ici, ce qui nous renseigne si la benne est vidée ou non et de quelle façon, c'est l'exès de courant qu'il y a par rapport au courant normal quand M C revient avec une benne vide . Nous pouvons donc déterminer un seuil de courant Is pour lequel la sécurité N°7 doit entrer en jeu .

D'autre part, comme il faut répéter la manoeuvre 3 fois de suite, il faut utiliser un compteur .

Nous reviendrons plus tard sur cette sécurité .

Qui nous renseigne
si la benne a été
déchargée ou non ?

Au bout de 3 fois que doit-on faire.

Sécurité N° 3

C₃₄ C₃₃ C₃₂ C₃₁

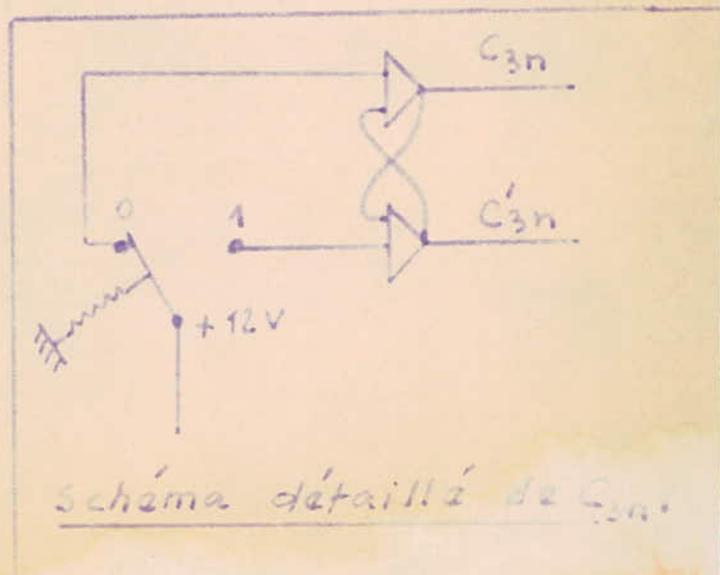
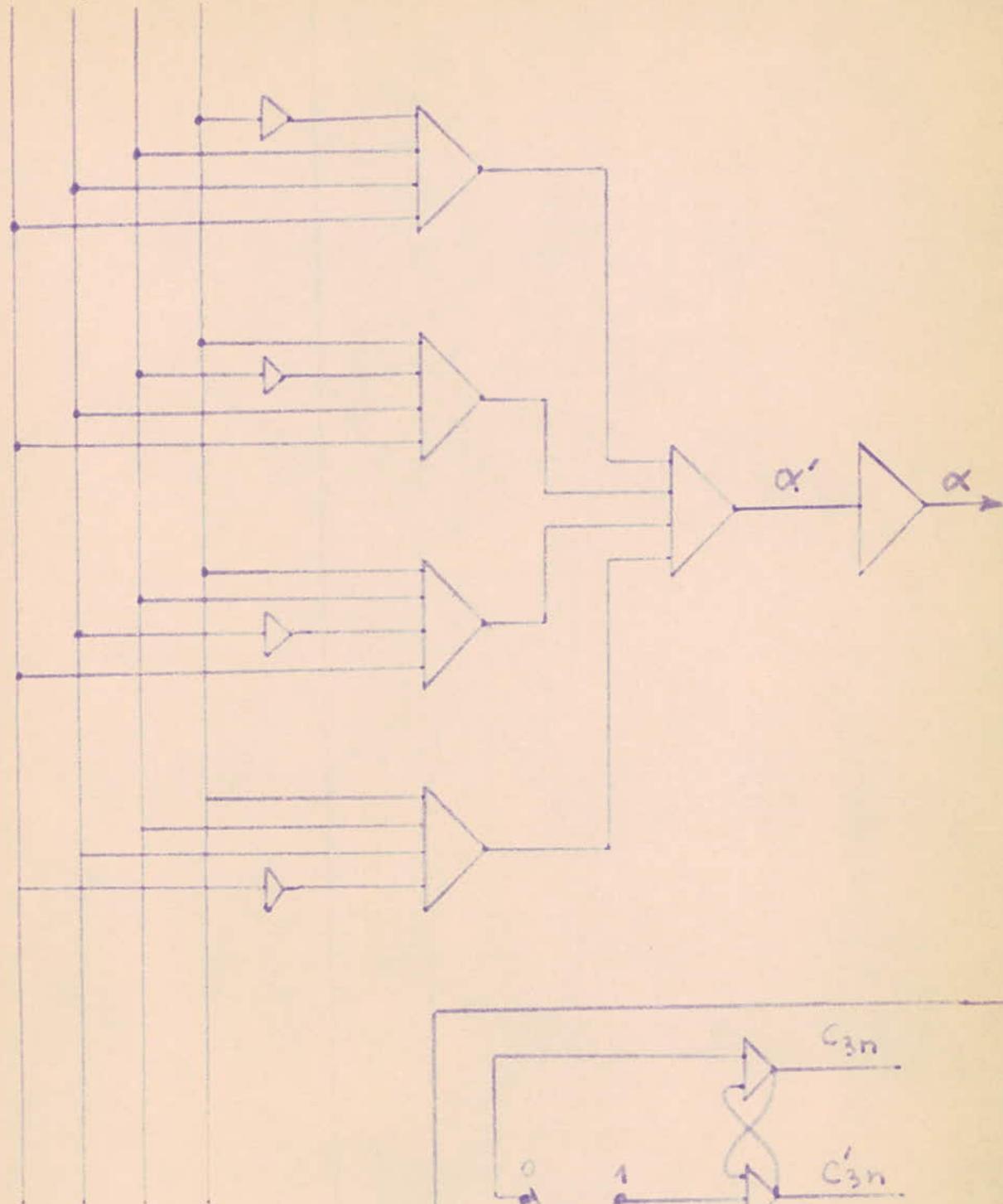
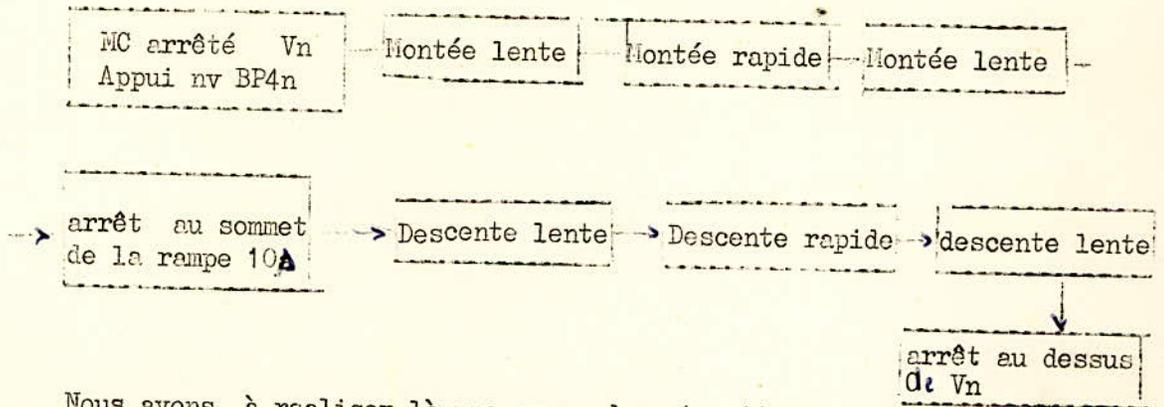


Schéma détaillé de C_{3n}

B - CYCLE D'ENVOI

le cycle d'envoi est fermé- Il commence à partir du départ de MC - d'une voie Vn puisqu'à son retour à la même voie- le MC doit donc - une fois - l'ordre d'envoi donné - monter la rampe (fig 1a), s'arrêter au sommet pendant 10 secondes puis commencer à redescendre la rampe jusqu'à la voie d'où il a été envoyé. Il ^{doit} alors s'arrêter. le changement de vitesse de MC, de déplacement, d'arrêt ~~temporisé~~ au sommet de la rampe pour décharger la benne dans le HF sont des opérations accomplies automatiquement. Donc lors de l'envoi, le conducteur n'a qu'un seul ordre à donner (appui les BP4n) et le MC doit effectuer ~~ce~~ automatiquement tout le cycle d'envoi qui peut se schématiser comme Suit:



Nous avons à réaliser là une commande automatique séquentielle qui va nécessiter l'emploi de mémoires, de temporisateurs.

B1- mémoires UTILISEES A L'ENVOI

Afin de réaliser le cycle précédemment décrit, chaque voie est équipée d'une mémoire- A chaque fois que l'envoi est ordonné, cette mémoire enregistre cet ordre et le conserve tant que le cycle n'a pas pris fin ainsi - donc ces mémoires nous disent à chaque instant si l'envoi est ^{ordonné et} à partir de quelle voie.

ANALYSE DE LA MEMOIRE D'ENVOI

Il s'agit là de déterminer le genre de mémoire ^{appropriée} qu'il faut utiliser ~~par~~ chacune des voies afin de réaliser la fonction désirée. le problème pose comme suit:

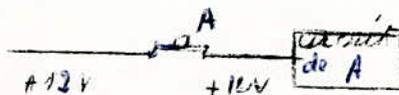
- MC est au-dessus de la voie Vn
 - CA arrive avec une benne pleine ^{sur} la voie Vn
 - Le conducteur accroche la benne à MC et descend la plateforme P.
- Le conducteur peut alors à l'aide du bouton-poussoir BP4n ordonner le début du cycle d'envoi-

ce qui se passe au niveau des contacts est:

-MC, par son poids appuie un bouton-poussoir AN situé la rampe au dessus de la voie-.

La plate forme P en s'abaissant appuie aussi un ^{bouton} poussoir C2n.

An et C2n sont des boutons - poussoir à fermeture Ils déterminent le potentiel des circuits qu'ils commandent:



REMARQUE 1:

Notons que la fin du cycle d'envoi se fait automatiquement sans intervention humaine. L'arrêt de MC ~~sur~~ une voie veut dire l'appui de MC ~~sur~~ le poussoir A de la voie- Cette opération doit éteindre la mémoire- Nous utiliserons donc les poussoirs A à l'extinction des mémoires-

REMARQUE 2:

Nous assignerons la sécurité N°6 à cette mémoire, à savoir que si au cours du cycle d'envoi, le conducteur lève la plateforme P (qui sert à fermer C2n) le MC s'arrête.

EN RESUME LA MEMOIRE EMPLOYEE DOIT:

- Pouvoir être mise en route quand:

C2n= 1 Plateforme abaissée

AN= 1 MC au - dessus de la voie et quand on appuie sur BP4n.=1)

- continuer à fonctionner quand on relache BP4n - ~~s'arrête quand:~~
- s'arrêter quand

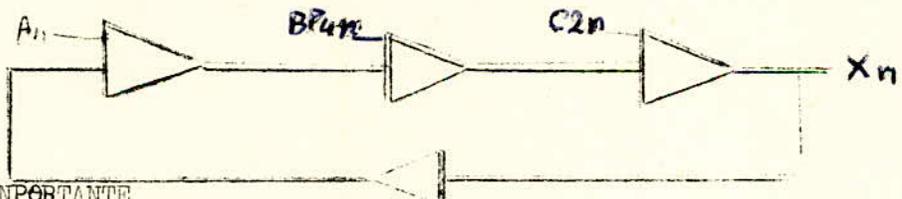
C2n= 0 ou An = 1 et BP4n = 0

cette mémoire est *sequentielle*. Nous en donnons uniquement l'équation:

$$X_n = C_{2n} (BP_{4n} + \bar{A} X_n)$$

Xn = Sortie de la mémoire.

La mémoire électronique correspondante est présentée ci- dessous:



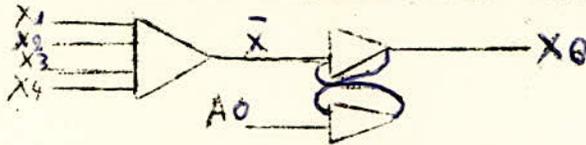
REMARQUE IMPORTANTE.

Pour que la sortie Xn soit conservée et égale à 1 lors de l'envoi, il faut que l'appui sur BP4n soit entretenu jusqu'à ce que MC ait cessé d'appuyer An. Si on *relache* BP4n alors que An est encore égal à 1 la sortie Xn s'annule, et l'ordre d'envoi n'est alors effectif-
pas

MEMOIRE D'ARRIVEE AU DESSUS DE HF.

Quand MC arrive au dessus du haut - fourneau il faut qu'il s'arrête le temps de déchargement de la benne - on donne 10 secondes - Avant d'entreprendre la descente du retour - il faut donc un système qui donne l'information que MC a atteint le sommet de la rampe et qui démarre une temporisation au même instant.

D'autre part, le cycle termine, ce système doit revenir à zéro au-synchronisme des autres mémoires de voies ce système ne sera autre qu'une - bascule RS démarrée par l'appui de MC ^{A0} (voir schéma 1) et arrêtée quand toutes les ^{sorties} ~~notes~~ des mémoires d'envoi sont nulles- Nous aurons le schéma suivant:



A0 est un bouton poussoire du même type que ~~An~~ d'écrit ~~précédemment~~. précédemment.

X0 est la sortie de cette mémoire

le fonctionnement de cette mémoire est consigné dans le tableau suivant:

Posons $NOR(X_1, X_2, X_3, X_4) = \bar{X}$

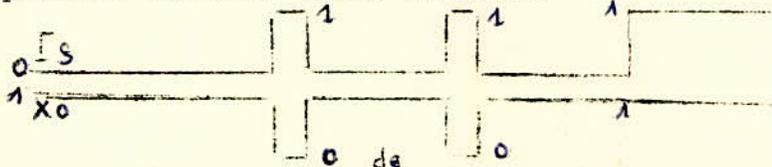
A0	\bar{X}	X0
0	0	0
1	0	1
0	0	1
0	1	0
0	0	0
1	1	0

Nous pouvons maintenant donner le schéma général des mémoires relatives au cycle d'envoi.

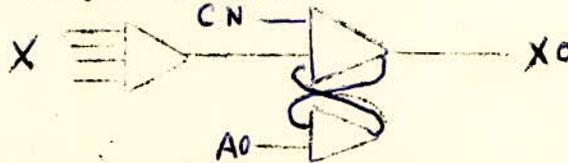
ROLE DE X0 DANS LA SERURITE N° 7

quand la benne ne se vide pas ou se vide mal dans le HP, au bout de - 10 s MC ébauche la descente- La sécurité N° 7 consiste à tenter 3 fois de suite à arrêter ce mouvement de descente- A la 3^e tentative, MC descend, benne vide ou non. Dans ce genre d'incident, le moteur qui entraîne MC se comporte comme une génératrice hypersynchrone et plus le poids de la benne est grand - plus le courant débité par la génératrice est fort. Nous pouvons donc fixer un courant de seuil Is pour lequel le dispositif de la sécurité N° 7 doit fonctionner.

Ce dispositif est muni d'un compteur de niveau pour compter le nombre tentatives opérées. Notons que si $X_0 = 0$, la descente de MC n'est pas permise. La sécurité N°7 consistera donc à annuler X_0 pour empêcher la descente de MC et ce pendant 3 fois au maximum. Quand $X_0 = 0$, le temporisateur de 10s est mis à zéro, MC s'inhibe et le courant débité par la génératrice s'annule. On aura à peu près la dépendance suivante entre I_s et X_0 .

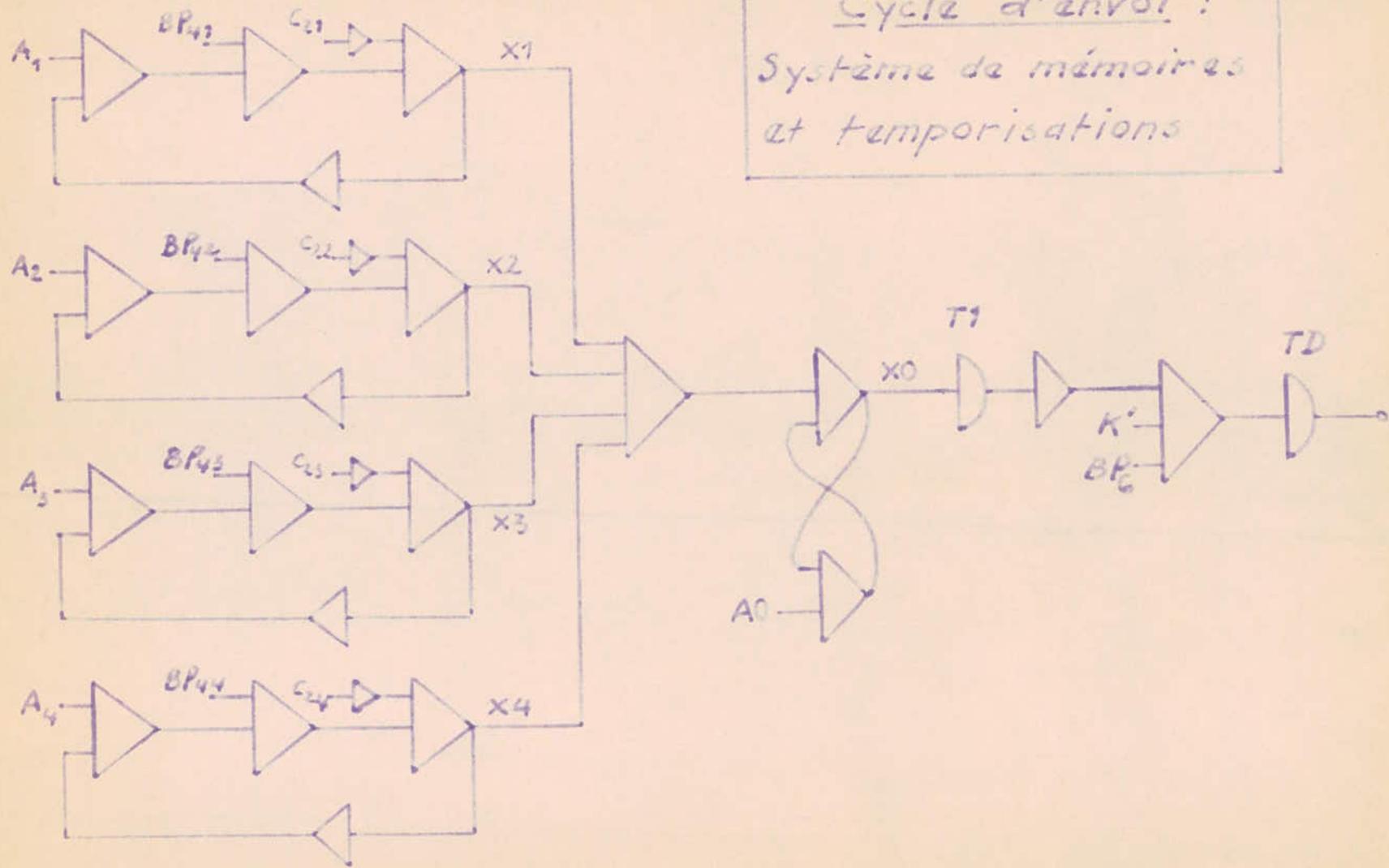


La mémoire X_0 se présentera la façon suivante:



C.N= Compteur de niveau. En outre, le compteur doit être remis au zéro à chaque fois que le cycle d'envoi prend fin- cette remise au zéro peut être demandé aux sorties des mémoires d'envoi.

Cycle d'envoi :
Système de mémoires
et temporisations



B2 ETUDE DU CYCLE D'ENVOI

Dans la commande de chargement du haut fourneau, le moteur qui entraîne Mc est commandé par quatre contacteurs permettant d'obtenir les mouvements suivants de MC.

- Contacteur "montée lente"... abréviation : ML
- Contacteur "montée rapide"... abréviation : MR
- Contacteur "descente lente"... abréviation : DL
- Contacteur "descente rapide"... abréviation : DR

On écrit $ML = 1$ quand le moteur est alimenté par ML.

Le mouvement de MC doit pouvoir être accéléré, ralenti, arrêté selon un processus défini par une bonne exploitation.

Le ralentissement, l'accélération l'arrêt sont obtenus automatiquement

- A l'obtention du ralentissement nous avons choisi des contacts.
- A l'obtention de l'accélération nous utilisons un temporisateur-
- L'arrêt se fait par les boutons poussoir A. situés sur la rampe au dessus de chaque voie et appuyés par le passage de MC.

Le schéma général du système de chargement (fig 1) montre bien qu'au dessus de chaque voie Vn, sur la rampe, figure un contact An encadré de deux contacts Rn et Sn, Rn et Sn sont ce que nous appelons les contacts de ralentissement. Ce sont des contacts à 2 positions de stabilité et basculables par le passage de MC.

DONNONS EN TOUT DE SUITE UNE CONVENTION D'APPELLATION

Quand MC descend la rampe, Rn et Sn sont basculés vers le bas, Nous dirons dans ce cas que $Rn = 1$ et $Sn = 1$.

Quand ils sont basculés vers le haut nous prendrons leur complément \bar{R}_n et \bar{S}_n . La même convention s'applique au contact R0 situé au sommet de la rampe.

ESSAYONS MAINTENANT DE REALISER TOUS LES MOUVEMENTS QUI COMPOSENT LE CYCLE D'ENVOI.

Dans ce qui suit apparaitront 3 variables relatives aux temporisations -celles-ci seront étudiées toutes seules par la suite -Notons seulement que nous utilisons 3 temporisateurs:

- Un temporisateur d'accélération \longrightarrow variable T
- Un temporisateur de descente d'envoi \longrightarrow TD
- Un temporisateur vidange benne \longrightarrow T1

Les temporisations qui ont fonctionné se notent T, TD, T1.
Elles sont complétées dans le cas contraires.

1) MONTEE LENTE

Lors de l'envoi nous avons la montée lente:

- Avant que la temporisation d'accélération n'ait fonctionné (T')
- Quand MC bascule RO vers le haut
- Si l'envoi est ordonné par BP4n (Donc si $X_n = 1$)
- Si MC n'est pas encore au-dessus de HF ($X_0 = 0$)
- Si la sécurité N° 2 n'interdit pas le mouvement ($BP6n = 0$)
- Si la Sécurité N° 3 n'interdit pas le mouvement ($\alpha = 1$)

Ainsi pour une voie N on aura l'équation de la montée lente:

$$ML_n = \alpha BP'6 X_0' X_n (T' + RO')$$

La montée lente pour les 4 voies, qui peut se généraliser d'ailleurs à n voies, n étant quelconque, s'écrit donc:

$$ML = \alpha BP'6 X_0' (X_1 + X_2 + X_3 + X_4) (T' + RO')$$

2°) MONTEE RAPIDE

Quand la ~~temp~~parisation aura fonctionné, la montée lente s'annule Il faut que l'on passe à la montée rapide- C'est l'accélération.

La montée lente sera tout simplement couverte par la montée rapide On aura donc la montée rapide si:

- Si la ~~temp~~parisation à fonctionné.
- Si la montée lente est nulle
- Si les sécurités N° 2 et N° 3 sont réalisées.
- Si la sécurité N°6 est réalisée donc si au moins $X \neq 0$

Ceci se traduit par l'équation logique:

$$MR = \alpha_{BP'6} \cdot ML' \cdot T(X_1 + X_2 + X_3 + X_4)$$

NB: Quand MC bascule RO vers le haut ML reprendra la valeur 1 et MR s'annule.

3°) DESCENTE LENTE.

On accède à DL si:

Les sécurités (2) et (3) permettent le mouvement de MC.

- Si MC atteint le sommet de la rampe (Donc $X_0 = 1$)
 - Si la ~~temp~~parisation T1 a fonctionné.
 - Si la ~~temp~~parisation TD n'a pas encore fonctionnée
- ou :
- Si la ~~temp~~parisation TD à fonctionné et
 - Si la sécurité N° 5 est assurée
 - Quand MC bascule vers le bas Sn correspondant à la voie où $X_n = 1$.

D'où la relation logique pour la voie Vn.

$$DL_n = \alpha_{BP'6} X_0 (TD' \cdot T1 + X1 \cdot S1 \cdot TD)$$

La généralisation peut se faire à n voies.

Pour 4 voies l'équation de la descente lente est donc.

$$DL = \text{BP}'6 \times 0 \left[TD' \cdot T1 + (X151 + X252 + X353 + X454) TD \right]$$

4°) DESCENTE RAPIDE.

Comme précédemment MR couvrait seulement ML, là aussi DR couvre DL.

On y accède quand:

- TD a fonctionné
- DL s'annule
- Sécurité 2, 3, 5 réalisées.

Ceci s'écrit:

$$DR = \text{BP}'6 \cdot DL' TD(X1 + X2 + X3 + X4)$$

Ici, nous pouvons apporter une simplification de l'écriture. Lors de l'étude des temporisations nous verrons les implications obligatoires suivantes:

$$TD = 1 \implies T1 = 0 \implies X0 = 1 \implies X1 + X2 + X3 + X4 = 1$$

$$TD = 0 \iff T1 = 0 \iff X0 = 0 \iff X1 + X2 + X3 + X4 = 0$$

La relation de la descente rapide devient donc.

$$DR = \text{BP}'6 \cdot DL' TD.$$

REMARQUE.

La combinaison des sécurités 3 et 6 ne permet pas de mouvement de MC si plusieurs sorties X sont égales à 1.

$$\text{En effet } Xn = 1 \implies C2n = 1 \implies C3n = 1$$

Si plusieurs Xn sont égaux à 1 plusieurs C3n sont égaux à 1 aussi, d'où l'immobilisation de MC (sécurité N° 6)

REMARQUE 2.

En considérant les implications entre TD, T1 et X0, on peut aussi simplifier l'équation de DL. En effet les deux termes de parenthèse ont ^{est} en facteur l'un T1 et l'autre TD.

Ces deux variables ne sont égales à 1 que ^{si} X0 = 1, et s'annulent dès que X0 s'annule.

L'expression simplifiée de DL est donc:

$$DL = \alpha BP'6 [T1 \cdot TD' + TD(X_1S_1 + X_2S_2 + X_3S_3 + X_4S_4)]$$

TABLEAU DES FORMULES D'ENVOI.

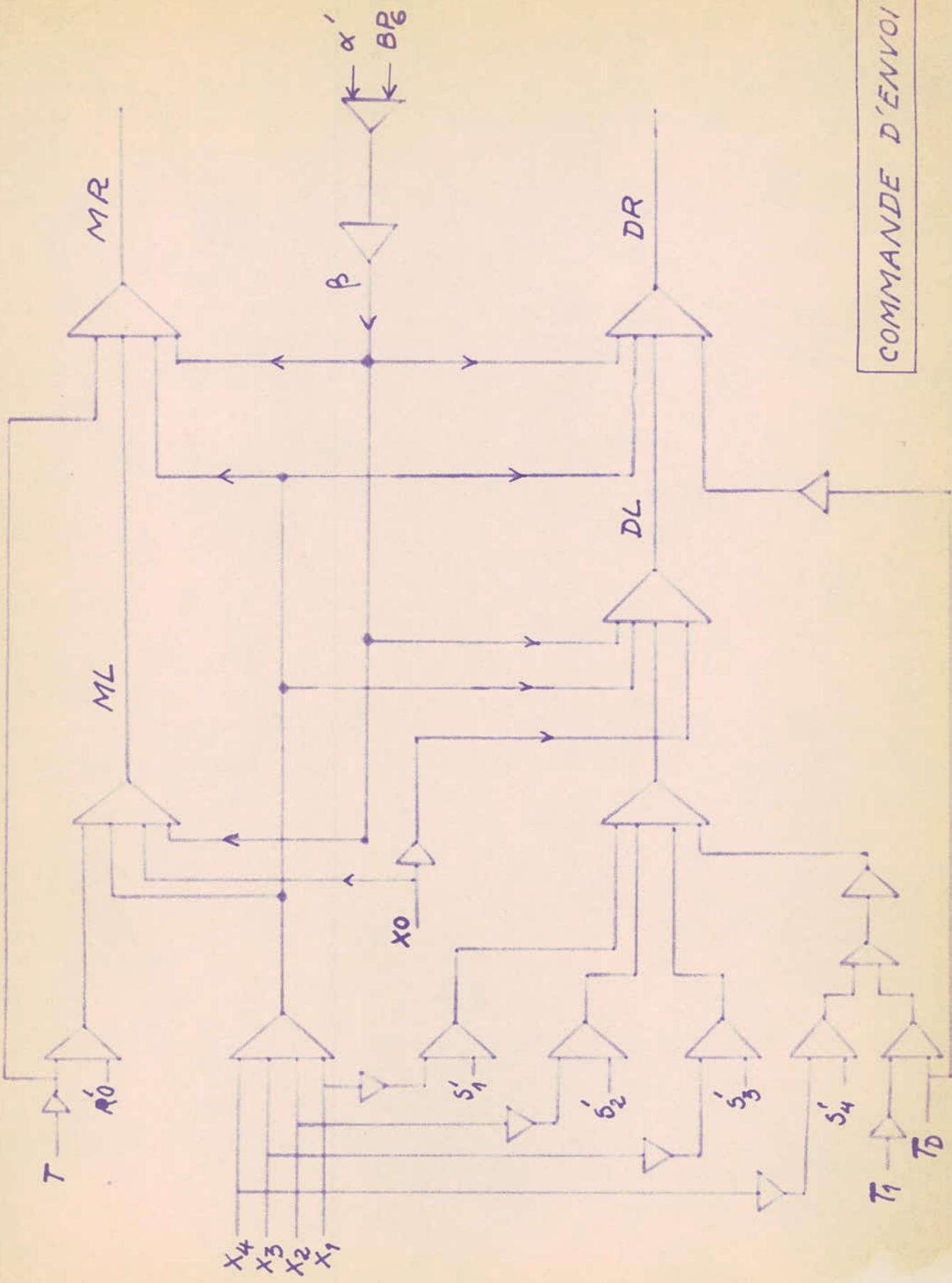
$$ML = \alpha BP'6 X0' (X_1 + X_2 + X_3 + X_4) (T' + R0')$$

$$MR = \alpha BP'6 ML' T (X_1 + X_2 + X_3 + X_4)$$

$$DL = \alpha BP'6 [T1 TD' + TD (X_1S_1 + X_2S_2 + X_3S_3 + X_4S_4)]$$

$$DR = \alpha BP'6 DL' \cdot TD$$

Les circuits en logigrammes de ces fonctions sont données à la page suivante



COMMANDE D'ENVOI

C- CYCLE D'APPEL

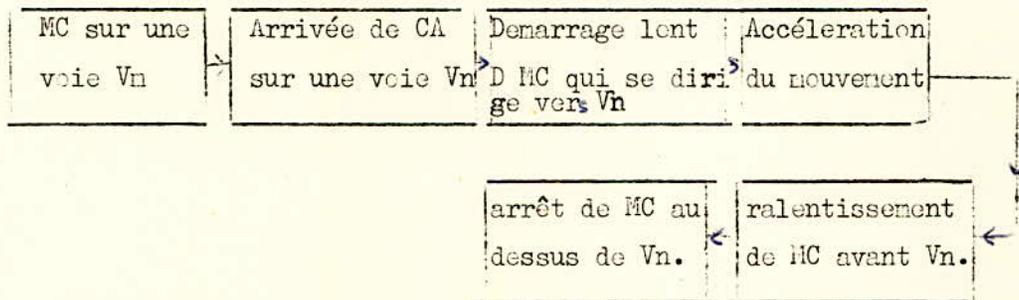
Il peut arriver, et généralement c'est ce qui se passe que, quand une benne arrivé par le chariot automateur, le MC se trouve sur ^{une} voie autre que celle où arrive la benne- avant d'ordonner le cycle d'envoi on doit donc appeler MC au dessus de la benne. Cette opération d'appel ~~élevait~~ au départ être faite par un ouvrier - appui sur un bouton pouvoir BP_{1n} -.

Nous avons rendu cette phase d'appel entièrement automatique: l'ordre n'étant plus donné par le conducteur mais par l'arrivée du chariot automateur lui-même au dessus de la voie Vn.

AVANTAGES :

- Gain de temps ^{dans} l'opération d'appel (suppression du temps mort)
- simplification du travail du conducteur (suppression d'un bouton de commande BP_{1n}).

Le cycle d'appel peut se schématiser par ce qui suit.



Le cycle d'appel est donc un cycle ouvert. Il consiste du départ de MC ~~sur~~ une voie Vn où il était à l'arrêt jusqu'à son prochain arrêt à la voie Vn d'où il est appelé. Le sens et la vitesse du déplacement de MC se font de façon automatique, ainsi que l'arrêt.

Pour que le choix du sens de déplacement se fasse automatiquement, il nous faut des dispositifs qui donnent l'information de la position de MC sur la rampe au moment de l'appel. Ces dispositifs sont des mémoires électroniques appelons les mémoires d'appel.

C1- MEMOIRES D'APPEL.

La position de MC se définit relativement à une voie Vn. Ainsi par rapport à Vn, MC se trouve à chaque instant ou plus bas ou plus haut. Nous placerons donc une mémoire dans chaque voie, et cette mémoire aura pour rôle d'enregistrer les passages successifs de MC d'un côté ou de l'autre de cette voie.

La mémoire d'appel a pour fonction, en quelque sorte, de surveiller les mouvements de MC.

ETUDE DE CETTE MEMOIRE.

Chaque voie est dotée d'une mémoire. Toutes ces mémoires sont semblables. Il nous suffit donc de faire l'analyse fonctionnelle pour une seule voie.

CONSIDERONS LA VOIE Vn ET LES CONTACTS Rn ET Sn:

Rn et Sn étant basculés par les passages de MC, il suffit de considérer la combinaison de leur configuration (basculés vers le bas et vers le haut) pour s'assurer de la position de MC vis à vis de la voie Vn.

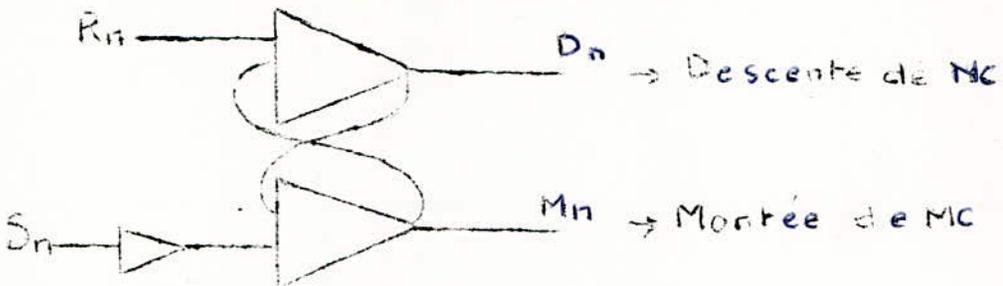
On a ainsi toutes les combinaisons possibles suivantes:

$R_n = 1 \iff MC \text{ plus bas que } V_n$
$S_n = 0 \iff MC \text{ plus haut que } V_n$
$R_n = 0 \text{ et } S_n = 1 \iff MC \text{ sur la voie } V_n$

L'appel à partir de Vn doit donc entraîner:

- La montée de MC dans le premier cas $R_n = 1$
- La descente de MC dans le deuxième cas $S_n = 0$
- L'immobilité de MC dans le troisième cas $R_n = 0$ et $S_n = 1$

La mémoire électronique choisie est une double bascule RS dont les entrées sont R_n et S_n et dont les sorties sont les ordres du sens de déplacement de MC selon sa position par rapport à V_n .



$D_n = 1$	MC appelé à la descente
$M_n = 1$	MC appelé à la montée

Les sorties D_n et M_n sont parfaitement ~~symétriques~~.

- . Elles sont jamais toutes les deux égales à 1
- . Elles sont généralement complémentaires
- . Elles sont toutes deux nulles dans le cas, et seulement dans ce cas, où $R_n = 1$ et $S_n = 0$.

Mais ce cas, en réalité, ne se présente jamais. En effet, cette combinaison ($R_n = 1$ et $S_n = 0$) est inaccessible.

On aura donc toujours $M_n = D_n$

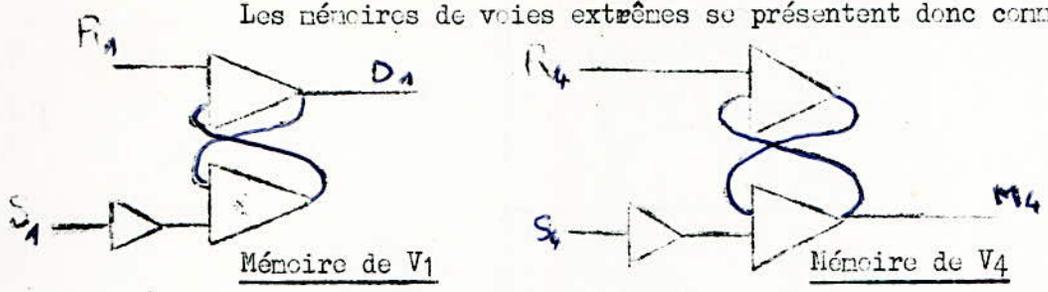
REMARQUE SUR LES MEMOIRES DES VOIES EXTREMES V_1 et V_4 .

Au moment où on procède à l'appel de MC, celui-ci se trouve : ~~...~~ nécessairement une voie située entre V_1 et V_4 ou en l'une de ces voies.

a) Si on se place sur la voie V_4 , on voit MC toujours plus bas que V_4 ou en V_4 . Et dans ce cas MC ne peut être appelé qu'à la montée. Il n'est donc pas nécessaire d'avoir la sortie D_4 . On la supprime

b) Si on se place sur la voie V_1 , on voit toujours MC au dessus de cette voie ou sur cette voie. Dans ce cas, on voit que MC n'est jamais appelé à la montée à partir de V_1 . La sortie ^{MC} est donc inutile. On la supprime.

Les mémoires de voies extrêmes se présentent donc comme suit:



REMARQUE.

La sortie D_1 doit toujours être conservée et égale à 1, ou c'est R_1 qui sert à annuler cette sortie- On peut donc mettre un "1" permanent en D_1 et supprimer R_1 .

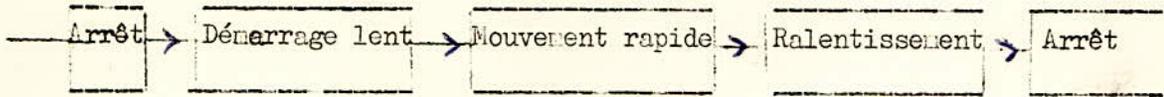
Mais S_1 ne doit pas être supprimé. Il sert comme contact de ralentissement lors de la descente de MC vers V_1 .

CONCLUSION.

- Le contact R_1 est supprimé
- La mémoire de V_1 est supprimée, remplacé par la sortie $D_1 = 1$ permanente.

C2- ETUDE DU CYCLE D'APPEL.

L'appel se compose donc des phrases suivantes:



EN MONTEE ON AURA:

Arrêt → montée lente → montée rapide → montée lente → Arrêt.

EN DESCENTE ON AURA

Arrêt → descente lente → Descente rapide → Descente lente → arrêt.

on aura donc à réaliser les 4 mouvements relatifs aux 4 contacteurs qui commandent le moteur d'entraînement de MC=

- montée lente ML
- Montée rapide MR
- Descente lente DL
- Descente rapide (DR)

a) Montée lente (ML)

Quand Mc est appelé à la montée d'une voie Vn il faut qu'il soit situé en aval de Vn (soit Mn= 1). La montée lente apparaît 2 fois durant le cycle de montée:

- Audémarrage, durant le fonctionnement de la temporisation T
- Avant d'atteindre Vn- (Ralentissement déterminé par Rn= 0)
- Cet appel se fait par CA qui ferme le contact C3n
- L'arrêt est obtenu à l'arrivée de MC sur Vn (donc quand An=1)
- Il faut en outre que les sécurités 2et 3 n'indisent pas le mouvement.

Ainsi la montée lente vers la voie Vn peut s'exprimer par la relation logique:

$$ML_n = \alpha \text{ BP6 } An' \text{ MN.C3n } (T+Rn)$$

Nous pouvons généraliser cette commande à n voies.

POUR 4 VOIES NOUS AURONS:

$$ML = \alpha BP_6 \left[(A_2' M_2 C_{32} (T+R_2) + A_3' M_3 C_{33} (T+R_3) + A_4' M_4 C_{34} (T+R_4)) \right]$$

Notons que dans les parenthèses les termes en R_i et M_i n'apparaissent pas. la voie V_i ne peut donc pas et ne doit pas appeler MC à la montée.

b) LA MONTEE RAPIDE.

La montée rapide est définie comme étant la suite logique, un état qui découle directement de la montée lente. On y accède quand les conditions suivantes sont satisfaites:

- Temporisation T ayant fonctionné (donc T=1)
- ML quitté.
- sécurités 2 et 3 permettant le mouvement de MC.
- Montée toujours demandée par l'arrivée de CA (C_{3n} = 1 et M_n =1)

Pour une voie V_n on aura donc l'équation logique regissant ce mouvement :

$$MR_n = \alpha BP_6 \cdot ML \cdot T \cdot C_{3n} \cdot M_n$$

et pour les 4voies on aura;

$$MR = \alpha BP_6 \cdot ML \cdot T (C_{32} M_2 + C_{33} M_3 + C_{34} M_4)$$

c) DESCENTE LE NTE

.L'appel de MC à la descente vers une voie V_n suppose la présence de celui-ci à une voie supérieur à V_n. Donc D_n = 1

. La descente lente apparait deux fois dans le cycle de descente.

-Avant le fonctionnement de la temporisation d'accélération T

-Avant d'atteindre V_n au moment où MC bascule S_n vers le bas.

.L'ordre d'appel se fait par l'arrivée de CA sur la voie V_n (C_{3n} =1

.L'arrêt de MC est obtenu quand MC est au-dessus de Vn (Donc (An=1))
.Les sécurités 2 et 3 doivent permettre ce mouvement de MC.

Ce raisonnement logique conduit à l'expression suivante:

$$DL_n = \alpha BP'_6 A'_n C_{3n} D_n (T' + S_n) \quad \text{Equation logique pour une voie Vn.}$$

La généralisation peut se faire à n voies, et pour les 4 voies que nous avons l'équation devient:

$$DL = \alpha BP'_6 (A'_1 D_1 C_{31} (T' + S_1) + A'_2 D_2 C_{32} (T' + S_2) + A'_3 D_3 C_{33} (T' + S_3))$$

REMARQUE :

Notons que les variables relatives à la voie V4 n'apparaissent pas dans cette équation. Ceci résulte du fait que de V4 ne peut appeler MC qu'à la montée.

d) DESCENTE RAPIDE

on accède à la descente rapide, suite logique de la descente lente, quand les conditions suivantes sont remplies:

- La phase de descente lente est terminée
- La temporisation d'accélération à fonctionné
- Les sécurités 2 et 3 permettent la mobilité de MC
- MC est toujours appelé à la descente (donc si $C_{3n} = 1$ et $D_n = 1$).

L'écriture logique de conditions relativement à la voie Vn est la suivante :

$$DR_n = \alpha BP'_6 DL'T C_{3n} D_n$$

et pour les 4 voies on a la relation:

$$DR = \alpha BP'_6 DL'T (C_{31} D_1 + C_{32} D_2 + C_{33} D_3)$$

EQUATION DE TOUS LES CONTACTEUR

$$\begin{aligned}
 ML &= \alpha BP'6 \left(\Lambda_2' M_2 C_{32} (T' + R_2') + \Lambda_3' M_3 C_{33} (T' + R_3') + \Lambda_4' M_4 C_{34} (T' + R_4') \right) \\
 MR &= \alpha BP'6 \cdot ML' T (C_{32} M_2 + C_{33} M_3 + C_{34} M_4) \\
 DL &= \alpha BP'6 \left(\Lambda_1' D_1 C_{31} (T' + S_1) + \Lambda_2' D_2 C_{32} (T' + S_2) + \Lambda_3' D_3 C_{33} (T' + S_3) \right) \\
 DR &= \alpha BP'6 \cdot DL' T (C_{31} D_1 + C_{32} D_2 + C_{33} D_3)
 \end{aligned}$$

REMARQUE TRES IMPORTANTE.

Nous voulons que l'appel reste dans réponse tant qu'un cycle d'envoi est en cours - Il faut donc créer une discrimination entre ces deux commandes - Or nous savons que les mémoires d'envoi X1, X2, X3, X4, Nous donnent les renseignements désirés en effet on a:

$$\begin{aligned}
 X_1 + X_2 + X_3 + X_4 = 1 &\Rightarrow \text{cycle d'envoi en cours} \\
 X_1 + X_2 + X_3 + X_4 = 0 &\Rightarrow \text{cycle d'envoi terminé}
 \end{aligned}$$

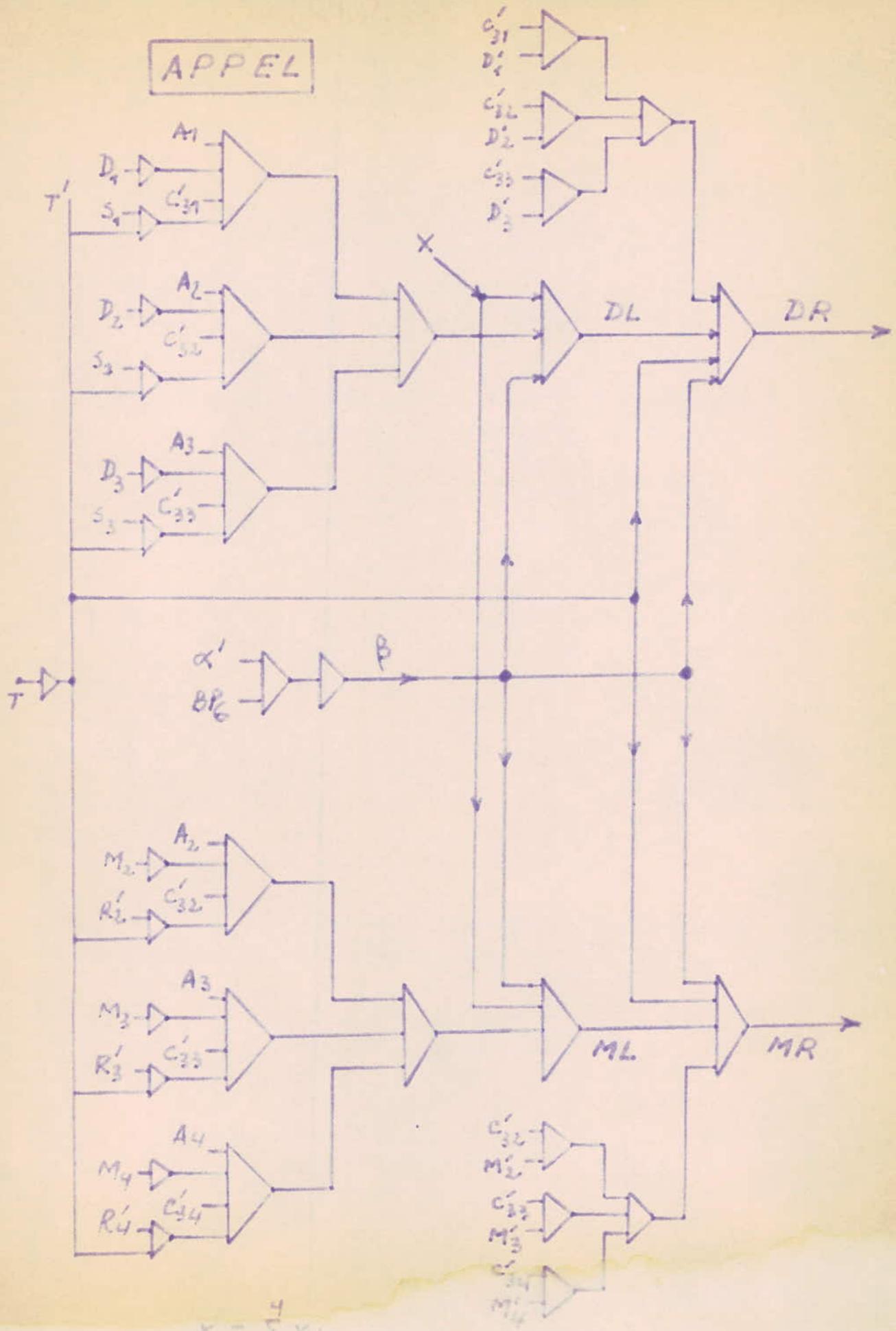
Convenons que X1 X2 X3 X4 sont les composantes d'un seul vecteur

Appelé X-

Par la suite, nous pouvons dire que l'appel n'est opérant que quand X=0 (ou X1 + X2 + X3 + X4 = 0), d'où:

$$\begin{aligned}
 ML &= \alpha BP'6 X' \left(\Lambda_2' M_2 C_{32} (T' + R_2') + \Lambda_3' M_3 C_{33} (T' + R_3') + \Lambda_4' M_4 C_{34} (T' + R_4') \right) \\
 MR &= \alpha BP'6 X' ML' T (C_{32} M_2 + C_{33} M_3 + C_{34} M_4) \\
 DL &= \alpha BP'6 X' \left(\Lambda_1' D_1 C_{31} (T' + S_1) + \Lambda_2' D_2 C_{32} (T' + S_2) + \Lambda_3' D_3 C_{33} (T' + S_3) \right) \\
 DR &= \alpha BP'6 X' DL' T (C_{31} D_1 + C_{32} D_2 + C_{33} D_3)
 \end{aligned}$$

APPEL



$$X = \sum_{i=1}^4 x_i$$

- 3 -

D- TEMPORISATIONS

Nous avons parlé de 3 temporisations lors du cycle d'envoi:

- Temporisation d'accélération
- Temporisation de vidange de la benne
- Temporisation à la descente de MC lors de l'envoi.

1°) TEMPORISATION D'ACCELERATION

Tout ~~de~~ démarrage de MC doit être doux afin de minimiser les vibrations mécaniques et assurer ainsi une durée de vie plus longue à l'installation. D'autre part, au démarrage, le moteur d'entraînement appelle un courant assez fort et d'autant plus fort que le démarrage est rapide.

D'autre part, il ne faut pas que l'exploitation souffre d'une grande lenteur dans l'accomplissement du travail. D'où la nécessité d'accélérer le mouvement.

Dans ce but, un seul temporisateur est utilisé aussi bien pour l'accélération de MC à l'appel qu'à l'envoi, à l'exception ~~ce~~ pendant de la descente de MC quand il est de retour du haut - fourneau.

DEMARRAGE DE LA TEMPORISATION.

En général, la temporisation doit démarrer en même temps que MC.

- . En envoi le démarrage de MC est déterminé par $(X_1 + X_2 + X_3 + X_4)$
- . En appel le démarrage de MC est déterminé par C_{3n} (arrivée de CA)

REMISE AU ZERO DE LA TEMPORISATION.

La temporisation doit se remettre à zéro immédiatement après un arrêt de MC et quelque soit la nature et la cause de cet arrêt.

- . MC est arrêté quand $(X_1 + X_2 + X_3 + X_4 = 0)$ à la fin du cycle d'envoi
- . A l'appel MC s'arrête quand il arrive à la voie qui l'appelle donc pour $C_{3n} = 1$ et $A_n = 1$.
- . MC s'arrête quand une sécurité fonctionne (sécurités 2 et 3)
- . Enfin la temporisation doit s'annuler quand MC s'arrête au dessus de HF donc quand $X_0 = 1$.

tes
Tous ces conditions s'écrivent:

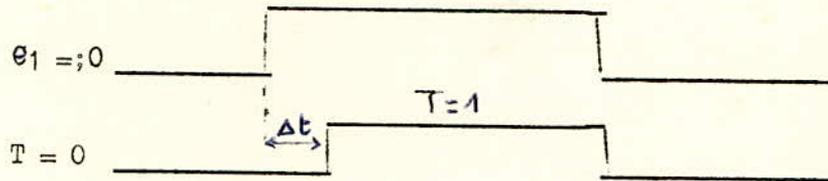
$$e_1 = \times BP'6X0'(X_1 + X_2 + X_3 + X_4 + A'1C31 + A'2C32 + A'3C33 + A'4C34)$$

e_1 est un niveau électrique nécessaire au démarrage du temporisateur.

$e_1 = 1 \Rightarrow$ Fonctionnement du temporisateur avec un retard ΔT

$e_1 = 0 \Rightarrow$ Arrêt du temporisateur au synchronisme de e_1

ou



La temporisation fonctionne donc au front montant de e_1 , avec un retard ΔT . Sa remise à zéro se fait au front descendant de e_1 .

Le schéma électrique du circuit de temporisation est donnée à la page suivante. Le temporisateur est donné selon la représentation des établissements Delle.

CONCLUSION

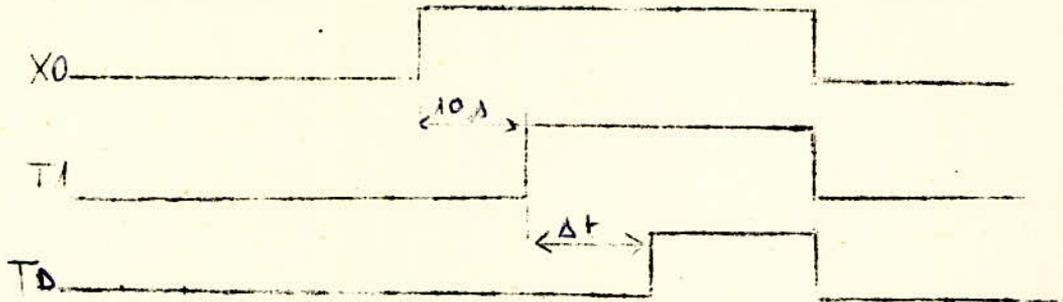
Avec le dispositif de temporisation adopté, le mouvement qui suit un arrêt quelconque de MC, normal ou incidentel, est un mouvement . . . lent

2°) TEMPORISATION DE VIDANGE T1, ET DE DESCENTE D'ENVOI TD.

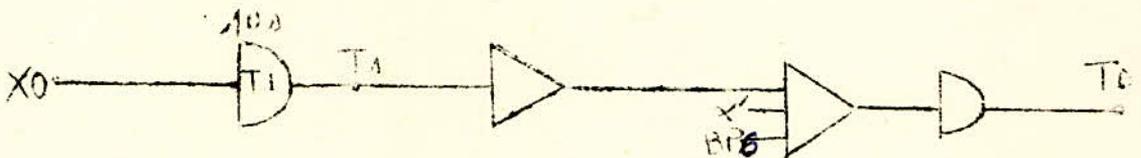
Là aussi les temporisateurs utilisés sont à niveau et du même genre que celui d'accélération.

T1 fonctionne au front montant de X0 avec retard de 10 secondes TD fonctionne au front montant de T1 avec retard ΔT . TD est la temporisation qui accélère le mouvement de descente de MC de retour du HF.

Les deux temporisations reviennent à zéro en même temps que X0, à son front descendant conformément au schéma ci - dessous.

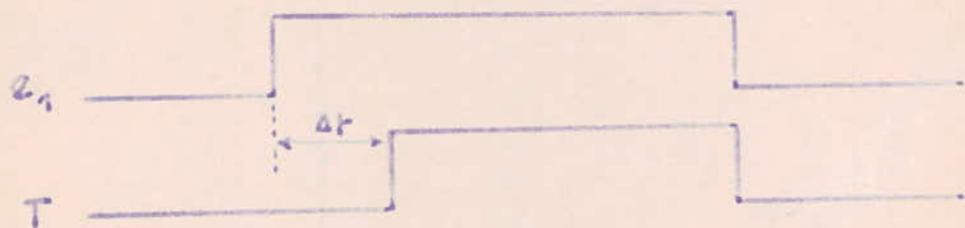
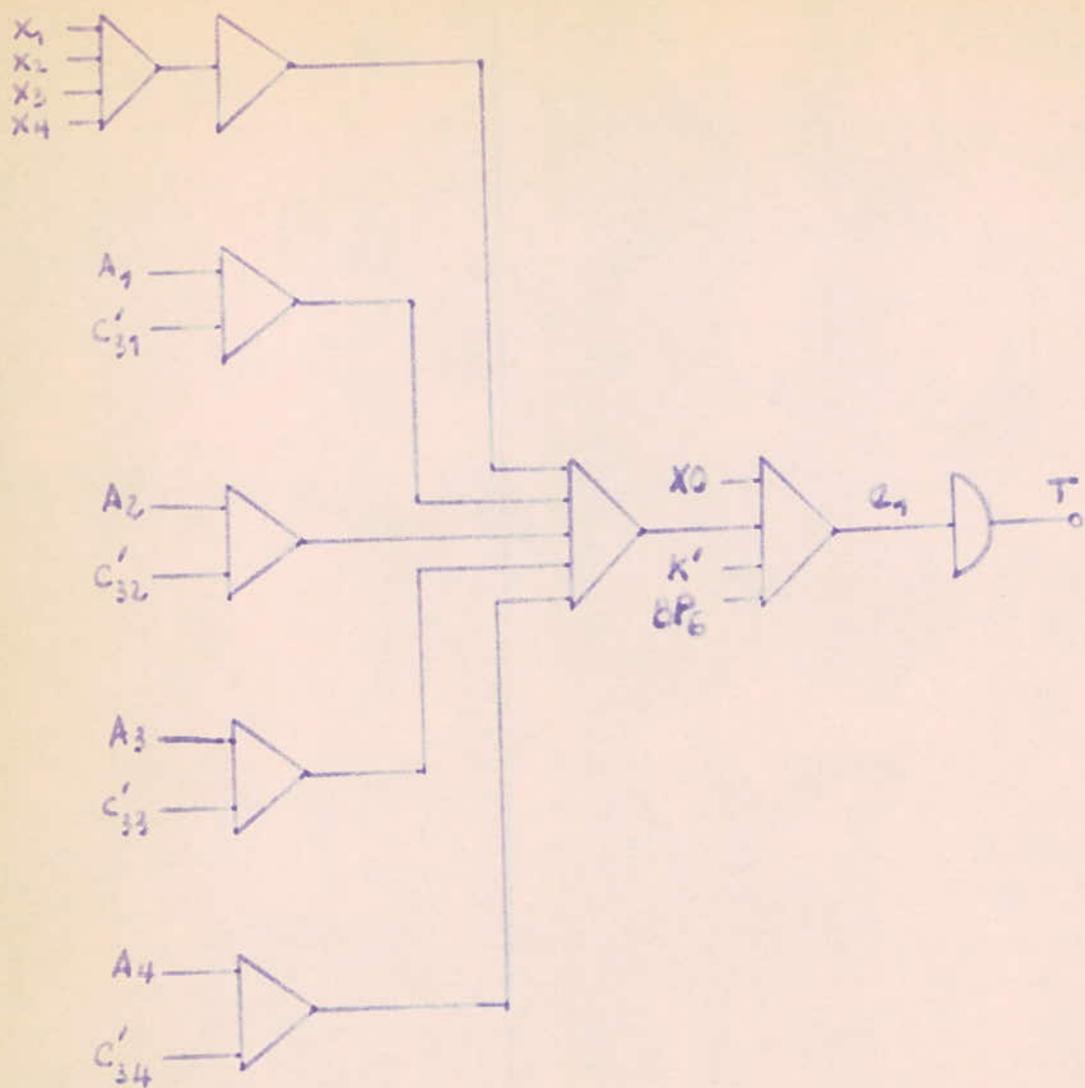


Si on utilise la représentation d'elle pour les temporisateurs on aura le schéma de ces temporisations :



REMARQUE.

Les sécurités 2 et 3 quand elles fonctionnent annulent immédiatement TD. Quand ces sécurités s'arrêtent la temporisation TD redémarre et donne accès à une descente lente d'abord.



Temporisation d'accélération

COMMANDE MANUELLE

I - UTILITE DE LA COMMANDE MANUELLE :

La commande manuelle sert à bien positionner le crochet de M C afin de pouvoir l'accrocher à la benne. On sait que c'est en descendant la plate forme P du chariot C A que la benne est libérée pour pouvoir passer à la séquence d'envoi .

C'est donc une opération de tâtonnement que l'on effectue à l'aide des boutons poussoirs B2n ou B3n .

Ces boutons poussoirs permettent de mouvoir M C par envoi d'un niveau .

D'autre part, toujours dans le cadre de la commande manuelle on a limité le mouvement de M C à la zone comprise entre les contacts R_n et S_n . Ceci est bien suffisant car les chariots C A arrivent sur des rails situés au dessous des boutons d'arrêt An . S'il arrive que le crochet du monte-charge soit arrêté assez loin de la benne, la distance entre le crochet et la benne reste toutefois faible devant l'amplitude de déplacement de M C en commande manuelle .

(Amplitude de déplacement entre R_n et S_n)

- REALISATION DE CETTE COMMANDE :

La commande manuelle de la voie M s'obtient si les conditions suivantes sont satisfaites .

a - Il faut que M C soit au-dessus de Vn donc qu'on ait la combinaison R_n et S_n des contacts environnants .

b - Il faut appuyer sur BP2n ou (exclusif) sur BP3n .

c - Il faut prévoir les sécurités suivantes :

1 - Quand M C est en mouvement et effectué la séquence d'appel ou d'envoi il faut que BP2n et BP3n n'aient pas d'action qui puissent perturber ce mouvement .

2 - D'autre part quand le M C est sur la voie n, il faut que les BP2n et BP3n des autres voies soient inopérants .

Remarque 1 : ces sécurités sont prévues dans le cas où un conducteur par inattention vient à appuyer sur BP2n ou BP3n inutilement .

Remarque 2 : Dans le cas d'un mouvement rapide on sait que $T = 1$.

C'est à dire qu'on doit faire en sorte que lorsque $T = 1$ la commande manuelle est inopérante.

Toutes ces conditions nous amènent à écrire pour la voie n .

$$\begin{aligned} ! \quad D L M &= R_n \text{ et } S_n \text{ et } B_{p2n} \text{ et } T \\ ! \quad M L M &= R_n \text{ et } S_n \text{ et } B_{p3n} \text{ et } T \\ ! \end{aligned}$$

d'où l'équation généralisée à n voies

$$\begin{aligned} D L M &= T (R_1 S_1 B_{p21} + S_2 R_2 B_{p22} + R_3 S_3 B_{p23} + R_4 S_4 B_{p24}) \\ M L M &= T (R_1 S_1 B_{p31} + R_2 S_2 B_{p32} + R_3 S_3 B_{p33} + S_4 B_{p34} \cdot R_4) \end{aligned}$$

- Remarque : $T = 0$ qu'après l'arrêt du monte charge M C donc ce n'est qu'après cet arrêt qu'on peut utiliser la commande manuelle .

- Logigramme page suivante

EQUATIONS GENERALES DES CONTACTEURS :

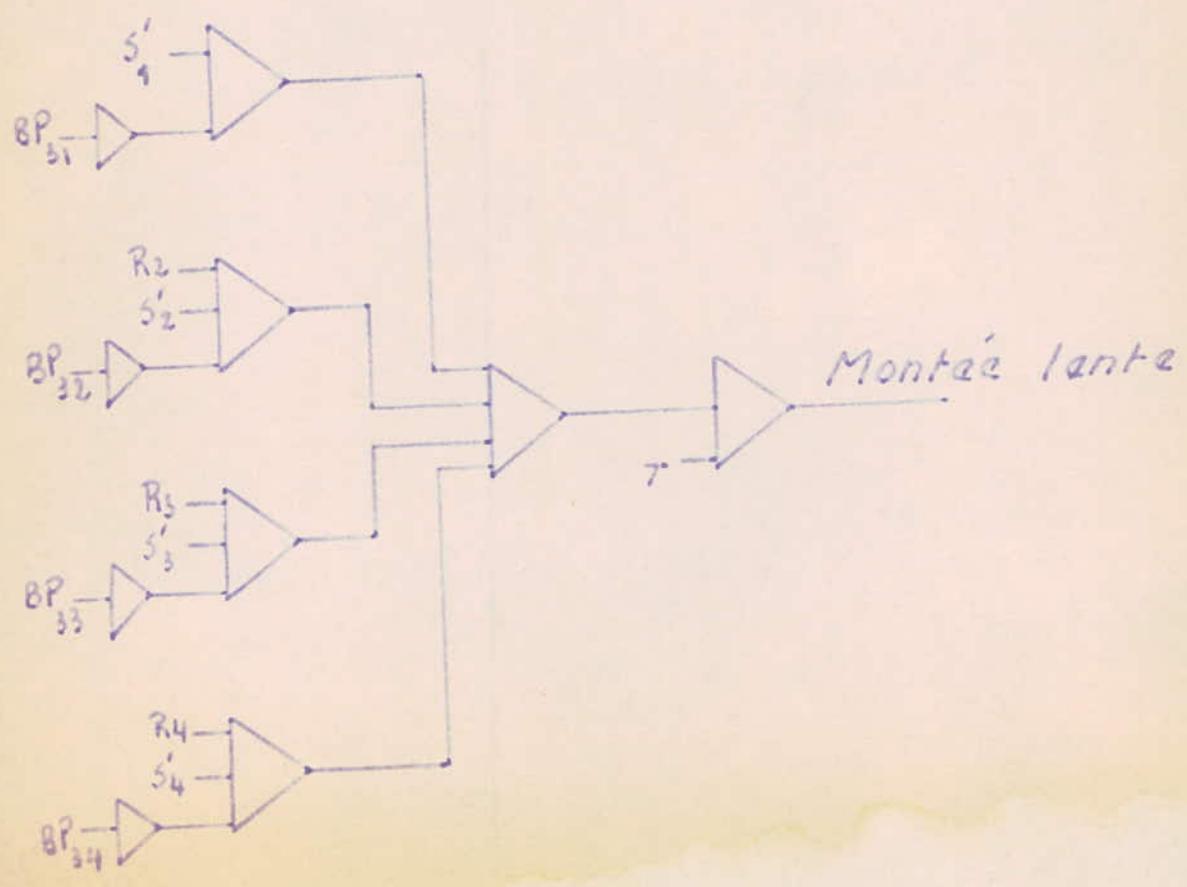
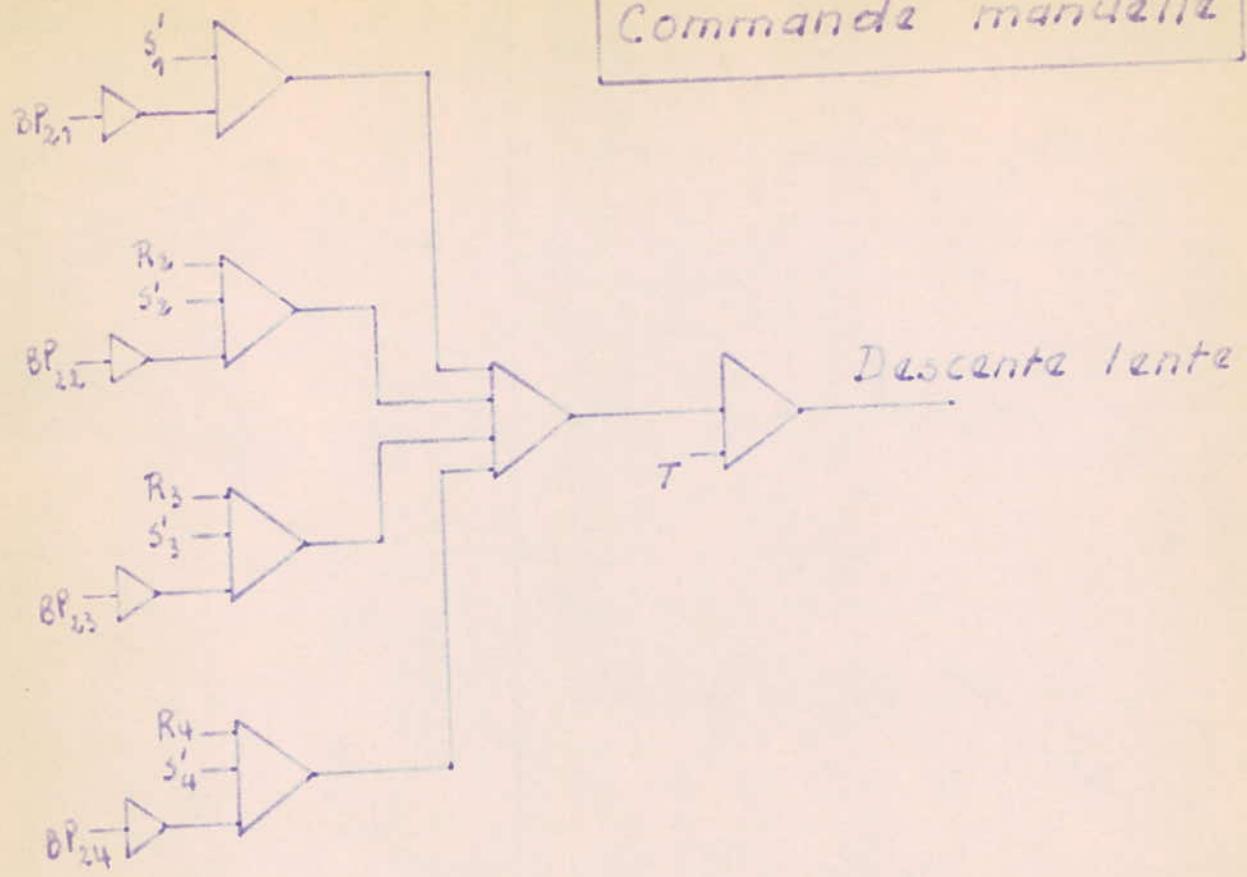
Jusqu'à là nous avons raisonné sur 3 grandes parties :

- Cycle d'envoi
- Cycle d'appel
- Commande manuelle

Dans les cycles d'envoi et d'appel nous avons considérés 4 mouvements de M C :

- Montée lente
- Montée rapide
- Descente lente

Commande manuelle



- Descente rapide

Dans la commande manuelle nous avons considéré deux mouvements de M C

- Montée lente

- Descente lente

En réalité, un mouvement donné est réalisé par le contacteur correspondant ~~que~~ que ce mouvement soit ordonné par l'envoi, par l'appel ou par la commande manuelle.

Chaque contacteur réalise tous les mouvements qui portent son nom . On aura donc :

$$\begin{array}{l} \text{M L (Contacteur)} = \text{M L (envoi)} + \text{M L (appel)} + \text{M L (commande manuelle)} \\ \text{M R (Contacteur)} = \text{M R (envoi)} + \text{M R (appel)} \\ \text{D L (Contacteur)} = \text{D L (envoi)} + \text{D L (appel)} + \text{D L (commande manuelle)} \\ \text{D R (Contacteur)} = \text{D R (envoi)} + \text{D R (Appel)} . \end{array}$$

D'ou les équations des contacteurs :

Données à la page suivante.

$$ML = K.BP'_6.XO' \left[X(T'+R_0') + X' \left[A'_2 M_2 C_{32} (T'+R'_2) + A'_3 M_3 C_{33} (T'+R'_3) + A'_4 M_4 C_{34} (T'+R'_4) \right] \right] \\ + T' (R'_1 S_1 BP_{31} + R'_2 S_2 BP_{32} + R'_3 S_3 BP_{33} + R'_4 S_4 BP_{34})$$

$$DL = K.BP'_6 \left[T_D T'_D + T_D (X_1 S_1 + X_2 S_2 + X_3 S_3 + X_4 S_4) + X' \left[A'_1 D_1 C_{31} (T'+S_1) + A'_2 D_2 C_{32} (T'+S_2) + A'_3 D_3 C_{33} (T'+S_3) \right] \right] \\ + T' (R'_1 S_1 BP_{21} + R'_2 S_2 BP_{22} + R'_3 S_3 BP_{23} + R'_4 S_4 BP_{24})$$

$$MR = K.BP'_6.ML'.T (X + C_{32} M_2 + C_{33} M_3 + C_{34} M_4)$$

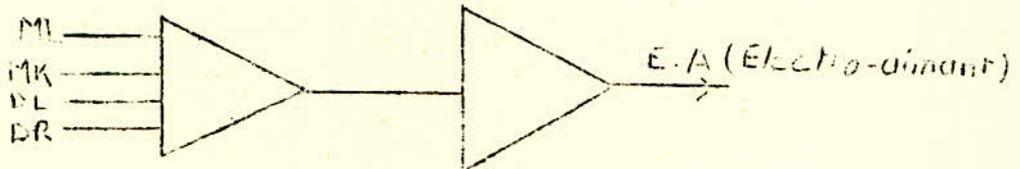
$$DR = K.BP'_6.DL' \left[T_D + X'.T. (C_{31} D_1 + C_{32} D_2 + C_{33} D_3) \right]$$

EQUATIONS FINALES DES CONTACTEURS

FONCTION FREIN :

Une panne de courant détermine l'arrêt et l'immobilisation de M C . En général, à chaque fois que M C s'arrête, quelle qu'en soit la cause, le frein se serre et immobilise M C . Donc le frein entre en action quand aucun des contacteurs qui commandent la marche du moteur d'entraînement n'est fermé .

Le frein lui-même est desserré par un électro-aimant alimenté quand le moteur est alimenté . D'ou le schéma du circuit de l'électro-aimant suivant :



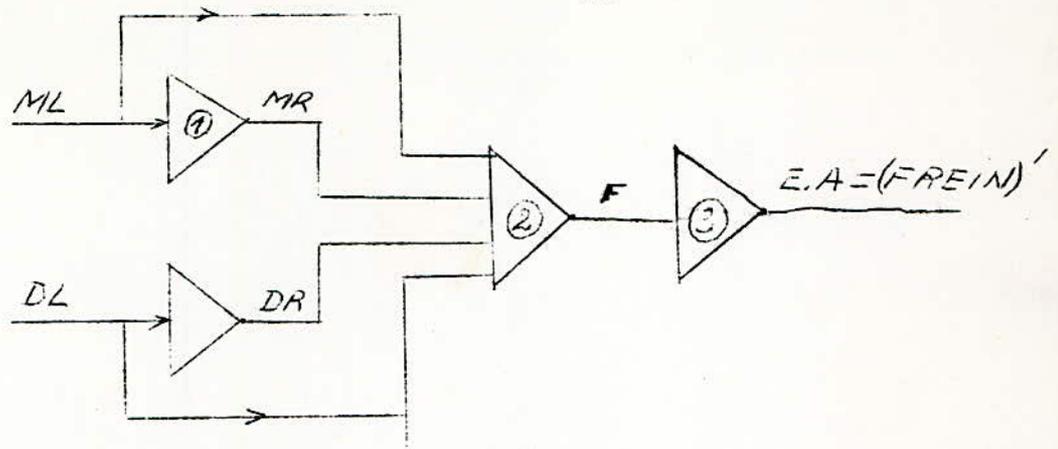
$$E . A = M L + M R + D L + D R$$

E . A	FREIN
1	DESSERRE
0	SERRÉ

Il suffit donc que l'une des entrées M L , M R , D L , D R , soit égale à 1 pour que le frein se desserre et c'est dans ce cas seulement qu'il se desserre

Remarque à propos du frein :

Nous avons déjà parlé d'une légère temporisation du frein . Pour justifier cette temporisation considérons le schéma du frein :



Comme le montre cette figure ,au moment de l'accélération de MC, c'est à dire à l'instant précis où l'on passe de ML à MR (Ou de DL à DR) on a $ML = 0$. Or ML est la même entrée pour le bloc (1) et le bloc (2) . Théoriquement ces deux blocs réagiront en même temps ,on aura donc simultanément "1" à la sortie du bloc (1) et "1" à la sortie du bloc (2) . ce "1" du bloc (2) ,instantané théoriquement ,aura pour rôle d'amener la sortie du bloc (3) , donc de provoquer l'action de freinage . Cette action est d'ailleurs tout de suite annulée car l'entrée MR =1 arrive tout de suite après, met la sortie de (2) à "0" et celle de (3) à "1" et le frein se desserre .

(On n'a pas représenté toutes les entrées de D_L et DR)

Observons ce qui se passe quand à la suite d'une accélération on passe de M L à M R (ou de D L à D R) .

$$M L \Rightarrow \begin{cases} M R = 1 \\ F = 1 \end{cases}$$

Ces deux "1" apparaissent simultanément si les blocs 1 et 2 réagissent à la même vitesse .

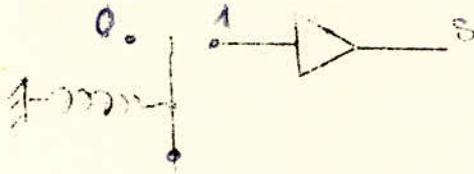
$$F = 1 \longrightarrow E A = 0 \text{ d'ou l'action de freinage}$$

$$M R = 1 \longrightarrow F = 0 \longrightarrow E A = 1 \text{ d'ou disparition du frein .}$$

Pendant la transition $ML \rightarrow MR$ l'électro aimant E A est désalimenté pendant un court instant mais la pratique montre que la réaction des transistors, sans inertie, est bien plus rapide que l'action de l'électro-aimant dont l'inertie est considérable. L'action ~~du frein~~ n'existe donc pratiquement pas. A ceci ajoutons que MC, à la suite de ML a acquis une énergie cinétique assez importante pour ne pas sentir un freinage fugitif de très courte durée , si freinage il y a cependant.

REBONDISSEMENT DES CONTACTS : SOURCE D'ALEAS .

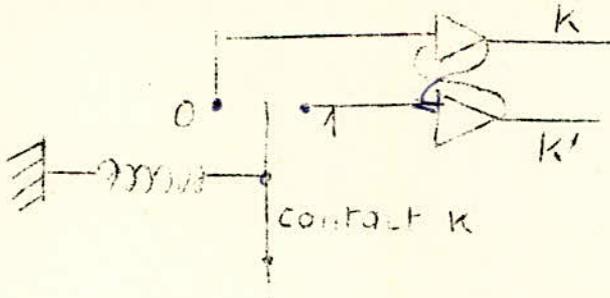
=====



Le contact ci-dessus, en se fermant (position I), ne reste pas collé, il rebondit. Ce rebondissement peut se répéter plusieurs fois de suite. Ceci revient à dire que l'on met successivement des "1" et des "0" à l'entrée du transistor. La sortie S prend alternativement les valeurs "1" et "0" nuisible au fonctionnement du transistor et partant, du système tout entier.

Remède : Le remède consiste à ce que le système ignore les rebondissements des contacts. Il faut que dès que le contact est sur une position, la sortie reste constante malgré les rebondissements.

Un système très simple consiste à monter des mémoires RS sur chaque contact comme l'indique le schémas ci-dessous.

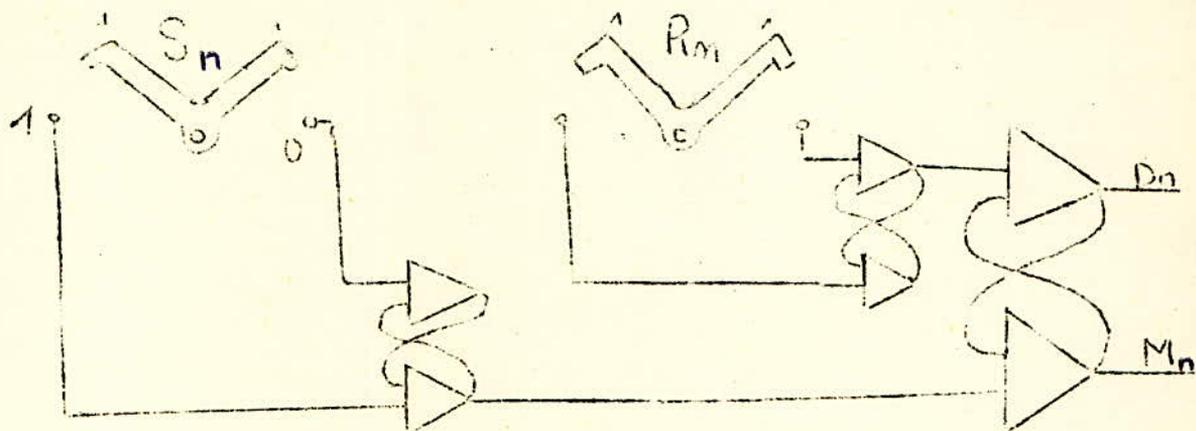


Dès que le contact K a touché la borne 1, les sorties $K = 1$ et $K' = 0$ sont conservées malgré les rebondissements.

De la même façon ; dès que le contact a touché la borne 0 on a : $K = 0$ et $K' = 1$ qui sont conservées.

Ainsi tous les contacts C_{3n} sont munies de mémoires RS conformément au schémas précédents.

Les contacts R_n et S_n , de même technologie de construction se présentent



R_n et S'_n entrant dans la mémoire d'appel

REMARQUE : Les boutons-poussoir, non sujets au rebondissement, ne sont pas munis de tels systèmes de mémoires. Il en est ainsi pour les boutons C_{2n} qui sont fermés par un appui lent de la plateforme P, les contacts d'arrêt A_n qui restent appuyés tant que MC est sur la voie V_n correspondante, et tous les boutons d'ordre volontaires de commande de MC.

A P L

L'A P L est le fruit des travaux de l'Américain K.E. IVERSON. A P L est l'abréviation de "A PROGRAMMING LANGUAGE" ou langage sans programmation. C'est un langage scientifique qui ne nécessite ni bande magnétique ni cartes perforées. Il y a communication directe entre l'homme et la machine d'où le nom de "Langage conversationnel". A une instruction donnée la machine répond immédiatement. Ce caractère de réponse immédiate a un double mérite:

- Gain de temps-machine;
- Facilité d'utilisation même par des gens à peine initiés à ce langage.

Ainsi, scientifiques avancés ou amateurs occasionnels sans possession d'une expérience avancée, peuvent travailler d'une façon satisfaisante en APL.

A une instruction donnée, la forme de la réponse renseigne l'utilisateur de la justesse de son instruction. La machine instruit donc la personne qui l'utilise en lui indiquant les fautes qu'elle a pu commettre avec précision. Elle lui permet ainsi de se corriger, de s'améliorer: en A P L, la machine est donc un véritable guide, un instructeur.

COMMENT EST NE L'A P L ?

Le père de l'APL est K.E. IVERSON. Pour des raisons de commodité personnelle; Iverson usait souvent de symboles dans ses travaux; Sans doute ces symboles sont-ils de sa propre création. Iverson a ainsi totalisé une certaine somme de symboles qui trans-

posés à la machine ont donné naissance à l'APL. C'est de cette façon que l'APL a fait son entrée parmi les autres langages déjà existants

CARACTERISTIQUES PRINCIPALES DE L'APL.

Des qualités sérieuses ont permis à l'APL une évolution très rapide: l'APL est en train de gagner une place de choix parmi les autres langages. C'est un langage conversationnel à vocation scientifique qui se distingue par :

- Sa simplicité
- Sa rapidité à exécuter les instructions et donner la réponse;
- Sa puissance = Possibilité de résoudre des problèmes très variés et parfois très compliqués.

Notons cependant qu'il est regrettable qu'une seule personne puisse travailler à la fois sur le pupitre de l'ordinateur, en APL.

En conclusion, si l'on veut faire un parallèle avec le FORTRAN, seul autre langage scientifique auquel nous sommes initiés, nous pouvons dire que si l'APL ne peut prétendre remplacer le FORTRAN langage de base, du moins mérite-t-il d'occuper une place aussi importante.

Il serait vraiment souhaitable qu'aux années à venir APL soit enseigné à l'ECOLE NATIONALE POLYTECHNIQUE au même titre que FORTRAN. Notons que dans les disciplines à caractère mathématique bien prononcé, l'APL est indiscutablement plus avantageux que le FORTRAN.

APL

C'est l'exemple de l'automatique ou n'a pas de pareil.

LE LANGUAGE A P L :

- L'ordinateur travaille sur deux grandeurs:
 - Les constantes (tous les numériques).
 - Les variables ,groupement d'un nom et d'une valeur (Ex:A←46).
- Les variables sont des grandeurs mises en mémoire.

OPERATION ET SIGNES OPERATOIRES :

- Ce qui est frappant en A P L est le nombre de signes utilisés. Ceci explique pourquoi il y a plus d'opérations primitives en A P L qu'en FORTRAN.C' est le cas par exemple des opérateurs logiques "OU", "ET", "NON", "NOR", et "NAND" qui ne sont primitifs qu'en A P L.

7 en APL

-LES DEUX MODES OPERATOIRES :

- La machine a deux modes d'opération:
 - a) Le mode d'exécution (Instrument^{ction} immédiatement exécutée)
 - b) Le mode de définition; là l'ordinateur n'exécute pas l'instruction qu'on entre ;mais la stoke comme une partie du programme total à entrer.
- N.B: Ordinairement la machine est dans le mode d'exécution. Elle ne passe au mode de définition que quand on le lui demande.

SIMULATION EN A P L:

Dans notre projet qui consiste en la commande automatique du chargement d'un haut-fourneau, nous avons utilisé l'ordinateur comme simulateur et ce, en A P L.

- Les équations qui régissent notre système sont des équations logiques, et comme les opérations logiques sont primitives en A P L, il nous ^a été très aisé de les vérifier. D'autre part notre dispositif automatique doit être fabriqué avec des relais statiques "NOR"

LE "NOR" n'existe pas à proprement parler comme fonction primitive- Mais sa fabrication est facile, il s'agit bien sûr du NOR en général c'est à dire qui peut avoir une ou plusieurs entrées. Il est d'intérêt primordial de considérer l'ensemble de ces entrées comme étant les composantes d'un vecteur.

Nous allons montrer l'avantage à utiliser autant que possible des vecteurs et soulignerons la souplesse avec laquelle ils sont traités à la machine. Nous disons tout de suite qu'avec cette artifice de vecteurs l'écriture se trouve sérieusement simplifiée et le gain de temps est appréciable.

-LES VECTEURS: (CONTRACTION, CATENATION.)

Un vecteur se note en A P L

$V \leftarrow A, B, C, D; \dots$

Ou bien en laissant des blancs entre les composantes A;B;C;D...

Nous savons aussi qu'en logique nous n'avons que la somme, le produit ou la négation de plusieurs variables - Ces variables sont par exemple celles-ci-dessus (A, B, C, D) LES opérations sont mises à profit par l'utilisation de vecteurs.

a) CATENATION:

-L'opération qui consiste à entrer les variables A, B, C, D; par exemple, comme composantes d'un même vecteur V s'appelle Caténation.

On écrit comme ci-dessous $V \leftarrow A, B, C, D.$

Il faut séparer les différentes composantes par des virgules.

b) CONTRACTION.

En algèbre classique on peut ramasser une suite de grandeurs dans une formule appropriée très courte.

Exemple: $f = V_1 + V_2 + V_3 + V_4 + \dots + V_n$

Cette écriture peut se condenser à $f = \sum_{i=1}^n V_i$

Si on considère que $V_1, V_2, V_3, \dots, V_n$ sont les composantes d'un même vecteur V , la contraction ci-dessus se note en APL $F \leftarrow +/V$

De la même façon si $H = X_1 \cdot X_2 \cdot X_3 \dots X_n$ on aura $H = \prod X_i$

Si les X_i sont les composantes d'un même vecteur X on aura en APL:

$$H \leftarrow \times/X$$

En logique on retrouve la même forme d'écriture sauf qu'au lieu de signes mettre les signes (+) et (-) on met les logiques "OU" (noté \vee) ou "ET" (noté \wedge)

On aura donc : v / V pour la somme logique

\wedge / V pour le produit logique ou intersection.

Montrons l'avantage de l'utilisation des vecteurs:

Soit une fonction $F = A \cdot B \cdot C \cdot D$ ou en écriture APL $F \leftarrow A \wedge B \wedge C \wedge D$

Mais si A, B, C, D sont les composantes d'un vecteur V , cette écriture se trouve sérieusement simplifiée et le résultat en est un gain de temps-machine appréciable. L'écriture se réduit à $F \leftarrow \wedge / V$

De la même façon v / V est équivalent à $A \vee B \vee C \vee D$

ECRITURE DU "NOR" logique

$$F = \text{NOR}(A, B, C, D) = A' \cdot B' \cdot C' \cdot D' = (A + B + C + D)'$$

En APL on écrit $F \leftarrow \neg(A \vee B \vee C \vee D)$ ou $F \leftarrow \neg \vee / V$

Le signe \neg est celui de la négation logique.

Notre dispositif automatique est réalisé en relais statiques NOR

le plus souvent à plusieurs entrées. Le vecteur comme astuce d'écriture nous a apporté la plus grande aide en apportant ses simplifications.

AUTRES OPERATIONS SUR LES VECTEURS

Soit à écrire $F = X1.Y1 + X2.Y2 + X3.Y3 + X4.Y4 + \dots.Xn.Yn$

$$X \leftarrow X1, X2, X3, X4, \dots.Xn$$

$$Y \leftarrow Y1, Y2, Y3, Y4, \dots.Yn$$

MULTIPLICATION DE DEUX VECTEURS X, Y

$X \wedge Y$ est un vecteur W tel que :

$$W \leftarrow X1 \wedge Y1, X2 \wedge Y2, X3 \wedge Y3, X4 \wedge Y4, \dots.Xn \wedge Yn$$

Nous voyons tout de suite que la fonction F donnée ci-dessus peut s'écrire $F \leftarrow v / W$ ce qui est équivalent à l'écriture

$$F \leftarrow v / X \wedge Y$$

SOMME DE DEUX VECTEURS X, Y

Dans le même esprit que ci-dessus on aura :

$X v Y \leftarrow V$ a pour résultat un vecteur V tel que

$$V \leftarrow X1 v Y1, X2 v Y2, X3 v Y3, X4 v Y4, \dots.Xn v Yn$$

Nous voyons tout de suite que pour écrire une fonction H telle que

$$H = (X1 + Y1)(X2 + Y2)(X3 + Y3)(X4 + Y4) \dots (Xn + Yn)$$

En APL on peut écrire:

$H \leftarrow \wedge / V$ et comme V s'écrit $X v Y$ on aura donc

$$H \leftarrow \wedge / X v Y$$

On remarque que les formules sont vraiment ramassées et par conséquent rendues plus simples. Donc avec cette astuce de l'utilisation des vecteurs on gagne de l'espace dans les mémoires de l'ordinateur.

Autre exemple

Soit une fonction $F = X1.Y1.X2.Y2.X3.Y3 \dots.Xn.Yn$

ou une fonction $G = X1 + Y1 + X2 + Y2 + X3 + Y3 + X4 + Y4 + \dots$

On aura en écriture APL :

— / —
— v —

$F \leftarrow \wedge / X \wedge Y$ correspondance $F = X1.Y1.X2.Y2.X3.Y3.....Xn.Yn$

$G \leftarrow v / X v Y$ correspondance $G = X1 + Y1 + X2 + Y2 +Xn + Yn$

COMPLEMENT ET NOR D'UN VECTEUR

Le complément d'un vecteur en APL est un vecteur dont les composantes sont respectivement les compléments des composantes du vecteur donné.

Exemple: $X \leftarrow X1 X2 X3 X4 ...$

$\sim X \leftarrow \sim X1, \sim X2, \sim X3, \sim X4$

exemple $X \leftarrow 0 1 1 0 0 1$

$\sim X \leftarrow 1 0 0 1 1 0$

Nous remarquons que dans les opérations produit, somme, complémentarisation de vecteurs ce sont les composantes qui sont concernées. On fait la somme, le produit, le complément en respectant l'ordre des composantes.

Remarque: On ne peut faire la somme ou le produit de deux vecteurs que s'ils sont de même longueur c'est à dire s'ils ont le même nombre de composantes.

Exemple : $X \leftarrow 0 1 1 0 1 0$

$Y \leftarrow 0 1 0 1 1 0$

$X v Y \leftarrow 0 1 1 1 1 0$

$X \wedge Y \leftarrow 0 1 0 0 1 0$

Si Host tel que $H \leftarrow 0 1 0 0$

$X v H$

réponse: LENGTH ERROR (l'opération n'est pas possible)

Notons aussi que pour toutes ces opérations le résultat est toujours un vecteur.

Par contre le résultat, la sortie obtenue quand on un vecteur X dans un transistor NOR est une valeur simple, un digit. C'est pour

cette raison que nous avons la contraction des vecteurs

NOR X est équivalent à V / X

Exemple : X ← I 0 0 I

NOR X ← 0

H ← 0 0 0 0

NOR H

I

Remarque: NOR H n'est égal à I que quand toutes les composantes de H sont nulles.

Conclusion : Nous venons de voir avec quelle souplesse la machine traite les vecteurs. Par des astuces simples des combinaisons faciles on peut obtenir une grande variété d'opérations , que la machine effectue dans un minimum de temps et d'espace. Ce gain de temps-machine et d'espace dans les mémoires est une chose très importante et à ce niveau, l'APL est largement plus avantageux que le FORTRAN .



===== CONCLUSION =====

= == § ==

L'écriture en vecteurs simplifie le travail de calcul et la notation du NOR ; les avantages qui en découlent sont :

==Un gain de temps

==Une SIMULATION du dispositif très viable car par l'usage du NOR simulé ; c'est la partie élémentaire du système qui est simulée. Avec une telle simulation nous sommes très proches de la réalité.

REMARQUE IMPORTANTE =

L'ordinateur étant fait avec des éléments synchrones et notre système avec des éléments asynchrones, les aléas que nous pouvons avoir ne peuvent être détectés lors de la simulation.

#####!#####

1971



VTOUT[0]			
V TOUT			
[1] RC[1]-0			
[2] X+BP4 MEM2 A			
[3] M+R MEMA-S			
[4] D+M			
[5] E+AB C			
[6] X0+AO MEM1 NOR X			
[7] M[1]-0			
[8] D[4]+0			
[9] J+XASATD			
[10] F+(CADASA+A)V(CADA+A)ANOR T			
[11] G+(MACA(-A)A(-R))V(MACA+A)ANOR T			
[12] H-CAM			
[13] I-CAD			
[14] NL+ $\text{NOR } E, BP6, X0, \text{NOR}(\text{NOR}(\text{NOR } X), \text{NOR}(\text{NOR } T), \text{NOR } R0), \text{NOR } X, \text{NOR } G$			
[15] MR+ $\text{NOR } E, BP6, NL, (\text{NOR } T), \text{NOR } X, H$			
[16] DL+ $\text{NOR } E, BP6, \text{NOR } J, (\text{NOR } TD, \text{NOR } T1), \text{NOR } X, \text{NOR } F$			
[17] DR+ $\text{NOR } E, BP6, DL, \text{NOR } TD, \text{NOR } X, (\text{NOR } T), \text{NOR } I$			
[18] W+NL, MR, DL, DR			
V			
[19] V			
C			
0 1 0 0			
M			
0 0 0 0			
D			
1 1 0 0			
VTOUT[30]			
[3] M+R MEMA-S			
[3] M+R MEMA-S			
[4] D+(-S) MEMAR			
[5] V			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
D			
1 1 0 0			
M			
0 1 1 1			
ERASE D M			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
D			
1 1 0 0			
M			
0 1 1 1			
V MEMA[0]			
V Z+M MEMA A			
[1] Z+AV+MVL			
[2] L+Z			
V			
[3] V			
L			
0 1 1 1			
M+0 0 1 1			
A			
0 1 0 0			
Z+M MEMA A			
Z			
0 0 1 1			
Z+(-A) MEMA M			
Z			
1 1 0 0			
T			
0			
T1+0			
T2+0			
AO			
0			
A			
0 1 0 0			
X			
0 0 0 0			
X0			
0			
R			
0 0 0 0			
R+0 0 1 1			
S+0 1 1 1			
BP4			
0 0 0 0			
C2+0 0 0 0			
C+0 0 0 1			
AB C			
0			
TOUT			
W			
1 0 0 0			
A+0 0 0 0			
TOUT			
W			
1 0 0 0			
T+1			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
S+0 0 1 1			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
R+0 0 0 1			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
A+0 0 1 0			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
A+0 0 0 0			
W+TOUT			
VALUE ERROR			
W+TOUT			
A			
W			
0 1 0 0			
S+0 0 0 1			
TOUT+W			
SYNTAX ERROR			
TOUT+W			
A			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
R+0 0 0 0			
TOUT			
W			
1 0 0 0			
A+0 0 0 1			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
'IL FAUT DONC QUE T=0 AYANT QUE MR=1			
SYNTAX ERROR			
'IL FAUT DONC QUE T=0 AYANT QUE MR=1			
A			
T=0			
TOUT			
W			
0 0 0 0			
D			
1 0 0 0			
M			
0 0 0 1			
ERASE D M			
TOUT			
W			
0 0 0 0			
M			
0 0 0 1			
D			
1 0 0 0			
C			
0 0 0 1			
C2+0 0 0 1			
T			
0			
BP4+0 0 1 1			
A			
0 0 0 1			
TOUT			
W			
1 0 0 0			
T+1			
TOUT			
A+0 0 0 0			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
BP40 0 0 0			
SYNTAX ERROR			
BP40 0 0 0			
A			
BP4+0 0 0 0			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
R			
0 0 0 0			
S			
0 0 0 1			
S+0 0 0 0			
TOUT			
W			
0 1 0 0			
RO+0			
TOUT			
W			
1 0 0 0			
A+			
V			
0+1			
T+0			
TOUT			
W			
0 0 0 0			
T1+1			
X0			
1			
TOUT			
W			
0 0 1 0			
A			
0 0 0 0			
AO+0			
TOUT			
W			
0 0 1 0			
T2+1			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
RO+1			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
S+0 0 0 1			
TOUT			
W			
0 0 1 0			
A+0 0 0 1			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
X			
0 0 0 0			
X0			
0			
T2+0			
T1+0			
TOUT			
W			
0 0 0 0			
C2+0 0 0 0			
C+0 0 0 0			
TOUT			
W			
0 0 0 0			
C+0 1 0 0			
TOUT			
W			
0 0 1 0			
D			
1 1 0 0			
M			
0 0 0 0			
A+0 0 0 0			
TOUT			
W			
0 0 1 0			
T+1			
TOUT			
W			
0 0 0 1			
R+0 0 0 1			



CYCLE D'ENVOI

-ENVOI A PARTIR DE V2

C
0 1 0 0
C2
0 1 0 0
A=0 1 0 0
BP4=0 1 0 0
T=0
TD=0
T1=0
R0=+
V
1
A0=0
S=0 1 1 1
BP6
0
X0=0
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
X0
1
BP4=0 0 0 0
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
X0
0
BP4=0 1 0 0
-ENVOI
1 0 0 0
1 0 0 0
A=0 0 0 0
-ENVOI
1 0 0 0
1 0 0 0
BP4=0 0 0 0
-ENVOI
1 0 0 0
1 0 0 0
T=1
-ENVOI
0 1 0 0
0 1 0 0
S=0 0 1 1
-ENVOI
0 1 0 0
0 1 0 0
S=0 0 0 1
-ENVOI
0 1 0 0
0 1 0 0
S=0 0 0 0
-ENVOI
0 1 0 0
0 1 0 0
R0=0
-ENVOI
1 0 0 0
1 0 0 0
A0=1
T=0
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
X0
1
T1=1
-ENVOI
0 0 1 0
0 0 1 0
A0=0
-ENVOI
0 0 1 0
0 0 1 0
TD=1
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
R0=1
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
S0=0 0 0 1
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
BP6=1
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
BP6=0
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
BP6=1
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
TD=0
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
BP6=0
-ENVOI
0 0 1 0
0 0 1 0
TD=1
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
S=0 0 1 1
-ENVOI
0 0 0 1
0 0 0 1
S=0 1 1 1
-ENVOI
0 0 1 0
0 0 1 0
A=0 1 0 0
-ENVOI
0 0 0 0
0 0 0 0
X
0 0 0 0
X0
0

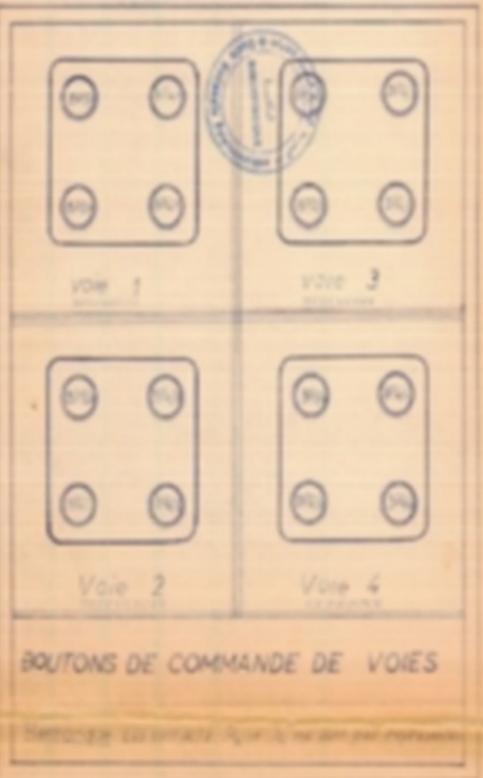


LE CYCLE EST AINSI VERIFIE AVEC LES INCIDENTS DE TRAVAIL

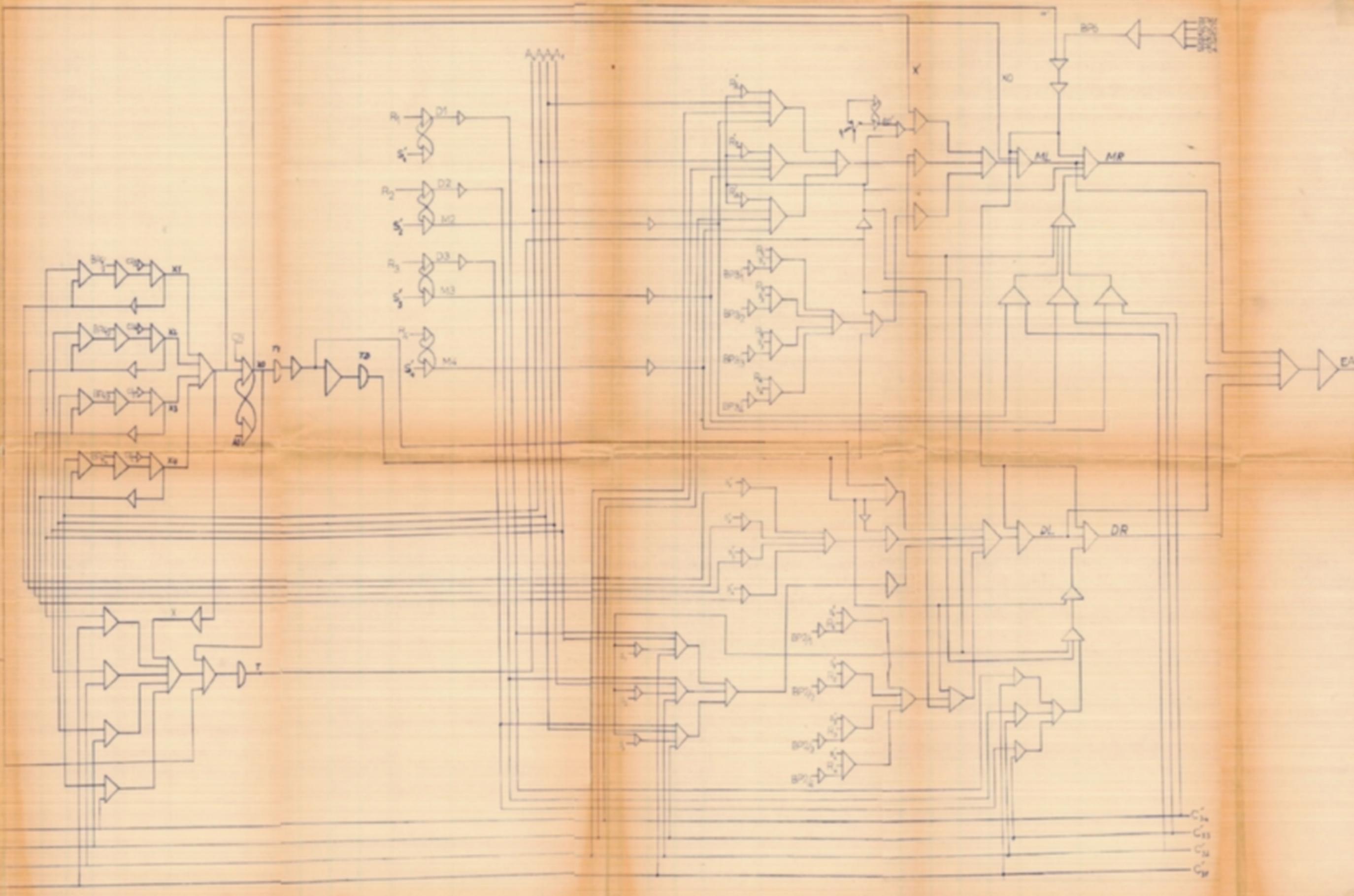
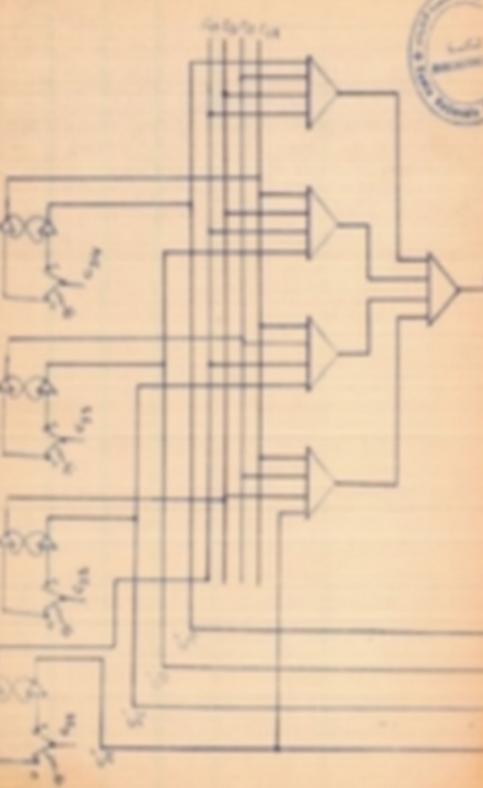
LOUALI-S et LOURDIANE. M. 1971 G. Electrique

Plan de commande, voir page 207

Commande Automatique Schéma Général



CELESTY MI



$$\nabla Z \leftarrow ABC$$



$$[1] G \leftarrow F \leftarrow E \leftarrow D \leftarrow C$$

$$[2] D[1] \leftarrow \neg D[1]$$

$$[3] E[2] \leftarrow \neg E[2]$$

$$[4] F[3] \leftarrow \neg F[3]$$

$$[5] G[4] \leftarrow \neg G[4]$$

$$[6] Z \leftarrow \text{NOR}(\text{NOR } D), (\text{NOR } E), (\text{NOR } F), \text{NOR } G$$

$$[7] \nabla$$

$$C \leftarrow 0000$$

$$ABC$$

1

$$C \leftarrow 1000$$

$$ABC$$

0

$$C \leftarrow 0100$$

$$ABC$$

0

$$C \leftarrow 0110$$

$$ABC$$

1

$$C \leftarrow 0001$$

$$ABC$$

0

$$C \leftarrow 1110$$

$$ABC$$

1

$$(ABC) = \alpha'$$

MEMOIRE D'ENVOI

(Pour une seule voie)

$\nabla X \leftarrow M \text{ MEMB } A$

[1] $C2 \leftarrow \sim C2$

[2] $X \leftarrow \text{NOR } C2, \text{NOR } M, \text{NOR } A$

[3] ∇

$A \leftarrow 1 \ 1$

$M \leftarrow 0$

$C2 \leftarrow 1$

0 $M \text{ MEMB } A$

$A \leftarrow 1 \ 1$

$C2 \leftarrow 1$

1 $M \leftarrow 1$

$M \text{ MEMB } A$

1 $A \leftarrow 0 \ 1$

$C2 \leftarrow 1$

1 $M \text{ MEMB } A$

$C2 \leftarrow 1$

$A \leftarrow 0 \ 0$

$M \text{ MEMB } A$

1 $M \leftarrow 0$

$C2 \leftarrow 1$

1 $M \text{ MEMB } A$

$C2 \leftarrow 1$

$A \leftarrow 0 \ 1$

0 $M \text{ MEMB } A$

$A \leftarrow 1 \ 0$

$C2 \leftarrow 1$

$M \leftarrow 0$

0 $M \text{ MEMB } A$

10 A

$M \leftarrow 1$

$C2 \leftarrow 1$

1 $M \text{ MEMB } A$



MEMOIRES d'ENVOI de
toutes les Voies

$\nabla X \leftarrow BP4 \text{ MEM2 } A$

[1] $X \leftarrow \neg(\neg C2) \vee \neg M \vee \neg A \vee B$

[2] $B \leftarrow \neg X$

[3] ∇

$C2 \leftarrow 1000$

$M \leftarrow 1000$

$A \leftarrow 1000$

$B \leftarrow 1111$

M MEM2 A

1000

$B \leftarrow 0111$

$A \leftarrow 0000$

M MEM2 A

1000

$M \leftarrow 0000$

M MEM2 A

1000

$A \leftarrow 1000$

M MEM2 A

0000

$M \leftarrow 1000$

$C2 \leftarrow 0000$

$A \leftarrow 0000$

M MEM2 A

0000

A

0000

$C2 \leftarrow 1000$

$M \leftarrow 1000$

M MEM2 A

1000

$A \leftarrow 0010$

M MEM2 A

1000



M est le bouton BP4
A : le contact "ARRET"

$\nabla P \leftarrow TEMP$

- [1] $X \leftarrow v/x$
- [2] $A \leftarrow \sim A$
- [3] $E \leftarrow C \wedge A$
- [4] $P \leftarrow NDR X0, BP6, (AB C), NDRE, X$
- [5] ∇

$X \leftarrow 1\ 0\ 0\ 0$

$A \leftarrow 1\ 0\ 0\ 0$

$C \leftarrow 1\ 0\ 0\ 0$

$X0 \leftarrow 0$

$BP6 \leftarrow 0$

AB C

0

TEMP

1

$BP6 \leftarrow 1$

TEMP

0

$X0 \leftarrow 1$

BP6

1

TEMP

0

$C \leftarrow 1\ 0\ 0\ 1$

AB C

1

TEMP

0

$X0 \leftarrow 0$

BP6 0

AB C

1

TEMP

0

$C \leftarrow 1\ 0\ 0\ 0$

AB C

0

TEMP

1

$X \leftarrow 0\ 0\ 0\ 0$

TEMP

0



MEMOIRE D'APPEL

$\nabla Z \leftarrow M \text{ MEMAA}$

[1] $Z \leftarrow \sim A \vee N M V L$

[2] $L \leftarrow N Z$

[3] ∇

$R \leftarrow 1111$

$S \leftarrow 1111$

$M \leftarrow R \text{ MEMA NS}$

M

1111

$D \leftarrow N M$

$D \leftarrow$

0000

$S \leftarrow 0011$

R 0011

$M \leftarrow R \text{ MEMA NS}$

M

0011

$D \leftarrow N M$

D

1100

MEMOIRE D'APPEL $\nabla Z \leftarrow M \text{ MEMAA}$ [1] $Z \leftarrow \sim A \vee N M \vee L$ [2] $L \leftarrow \cup Z$ [3] ∇ $R \leftarrow 1111$ $S \leftarrow 1111$ $M \leftarrow R \text{ MEMA NS}$ M

1111

 $D \leftarrow N M$ $D \leftarrow$

0000

 $S \leftarrow 0011$ $R \quad 0011$ $M \leftarrow R \text{ MEMA NS}$ M

0011

 $D \leftarrow N M$ D

1100