Cátedra Nissan – UPC

Innovación en la automoción

STOPPP (1989): Sistema de Tall Optim de Peces per a Pneumàtics PIRELLI. *Resumen para la dirección de Pirelli Neumáticos* (*Manresa*).

Albert Corominas Subias, Joaquín Bautista Valhondo

R-04/2009

(Rec. Report STOPPP CB-1989)

Departamento de Organización de Empresas

Universidad Politécnica de Cataluña

Publica:

Universitat Politècnica de Catalunya
www.upc.edu

Edita:

Cátedra Nissan-UPC
www.nissanchair.com
director@nissanchair.com

UPC
UNIVERSITAT POLITÈCNICA DE CATALUNYA

Departament
d'Organització
d'Empreses

E.T.S.E.I.B.
Avda. Diagonal, 647, Planta 7
08028 Barcelona
Tel. (93) 249 64 00
Fax. (93) 333 48 64
Codi E.T.S.E.I. BARNA

Sistema de Tall Optim de Peces per a Pneumàtics Pirelli

(STOPPP)

Març de 1989.

INDEX

I.- **MEMORIA.** 2

1.- PLANTEIG DEL PROBLEMA. 4

2.- MODELS I ALGORISMES PER A L'OPTIMITZACIO DEL TALL D'UN SOL TEIXIT. 8

2.1.- **Programació lineal entera.** 8

2.1.1.- Modelització inicial. 8

2.1.2.- Algorismes i millores en la modelització. 17

2.1.3.- Model millorat. 23

2.2.- **Procediment heurístic basat en la programació dinàmica.** 26

2.3.- **Conclusions pel que fa a l'optimització d'un sol teixit.** 29

3.- OPTIMITZACIO PER AL CONJUNT DE TEIXITS. 30

II.- **DESCRIPCIO DEL SISTEMA INFORMATIC.** 32

1.- INTRODUCCIO. 33

2.- PROCESSOS. 33

3.- BASES DE DADES I FITXERS AUXILIARS. 35

III.- **MANUAL D'UTILITZACIO.** 41

ANNEX: Alguns temps d'execució en les proves realitzades. 44

I.- MEMORIA.

Per al problema de gestió de la producció que es tracta amb el sistema STOPPP no hi havia, en el moment de començar l'estudi, un procediment de resolució disponible que calgués només adaptar i programar. En conseqüència, hom ha hagut d'explorar diverses possibilitats, algunes de les quals no han estat finalment incorporades al sistema. Aquesta memòria descriu, però, amb un cert detall, tant els procediments que finalment ha semblat aconsellable retenir com els que hom ha considerat d'interès perquè ajuden a la comprensió del conjunt o perquè poden ésser útils per a futurs desenvolupaments.

1.- PLANTEIG DEL PROBLEMA.

A la fàbrica PIRELLI de pneumàtics, a Manresa, una de les operacions consisteix a tallar, amb una màquina KAMPFF, unes <u>peces de teixit</u>, de dimensions donades, per obtenir <u>bobines</u> d'unes certes amplades.

La longitud de les bobines sempre és igual a la d'una fracció (1/3, concretament) de la de les peces de què procedeixen, ja que els talls es fan per <u>tirades</u> i, en cada tirada, només hi ha talls longitudinals (els talls transversals es fan únicament per separar una tirada de la següent, llevat, òbviament que la tirada sigui la darrera - tercera - de la peça). Així resulten bobines de la longitud màxima admissible per a les màquines que intervenen en fases posteriors del procés de producció de pneumàtics. Les peces que es carreguen a la KAMPFF no en surten fins que no han estat completament tallades, és a dir, mai no es descarrega de la màquina una fracció de la peça; així doncs, cal fer tres tirades de cada una de les peces carregades, amb l'única excepció possible de la que sigui tallada en darrer lloc (que cada dia pot ésser d'un teixit diferent), de la qual podrà quedar carregada a la màquina una part equivalent a una o dues tirades; aquestes seran dutes a terme en començar el torn del dia laborable següent.

El nombre de teixits no és superior a 6 i, per la seva banda, el nombre d'amples que hom obté d'un cert teixit no és superior a 7 (segons dades del mes de novembre de 1988), però aquests valors podrien augmentar. Les relacions de teixits i d'amples, amb una freqüència no molt elevada però indeterminada, poden experimentar variacions.

En tot cas, cada dia hi ha una relació de teixits i, dintre de cada teixit, d'amples de bobines vigent i un consum diari previst per a cada ample de bobina de cada teixit. Els consums tenen una certa estabilitat (de fet, d'un dia a l'endemà la major part i de vegades tots els consums es mantenen).

En funció del consum i de l'estoc de bobines disponible es pot establir cada dia, per a cada ample de bobina de cada tipus de teixit, és a dir, per a un determinat semielaborat j , unes cotes inferior i superior del nombre de bobines a obtenir en el tall de les peces:

$$l(j) \leq n(j) \leq u(j)$$

Si hom denomina c(j) al consum diari previst i e(j) a l'estoc disponible, aquestes cotes es calculen amb les expressions:

$$l(j) = \alpha c(j) - e(j)$$
$$u(j) = \beta c(j) - e(j)$$

On α i β són paràmetres a determinar per l'usuari i per als quals hom ha adoptat uns valors estàndard de 1'5 i 3, respectivament. La cota inferior ha d'incorporar la creació d'un estoc capaç de fer front als desajustos entre el procés de tall i el de producció de pneumàtics i al risc d'avaries o incidències de qualsevol tipus a la KAMPFF; en conseqüència, ha de variar (anar augmentant)al llarg del cicle setmanal, ja que hi ha menys dies de producció de la KAMPFF que de producció de pneumàtics.

Aquesta variació depèn de circumstàncies molt diverses difícils de formalitzar, per la qual cosa se n'haurà de responsabilitzar l'usuari. A més, convé que aquest tingui possibilitat de modificar els valors calculats de l(j) i u(j), tot i que n'hauria de fer ús amb molta prudència, especialment pel que fa a la cota inferior.

De fet, la cota inferior ha d'esser considerada com una restricció a respectar estrictament, mentre que la de cota superior s'ha de considerar com una restricció "tova", en el sentit que serà respectada sempre i quan no sigui inevitable prescindir-ne. Aquesta circumstància es produirà quan, per la condició d'haver de tallar peces senceres (llevat potser de l'última) hom es vegi obligat a fer un nombre de tirades tan elevat que no sigui compatible amb totes les cotes superiors dels semielaborats del teixit de què es tracti.

Evidentment, el nombre de peces de cada teixit és limitat i, tot i que això a la pràctica no sol condicionar la solució, és una restricció que cal respectar.

En principi, i per a cada teixit, <u>es tracta de determinar, respectant les disponibilitats de peces, quantes cal tallar-ne i de quina manera per obtenir un nombre de bobines admissible (és a dir, entre la cota inferior i la superior, tenint en compte per a aquesta darrera els matisos expressats més amunt) de cada ample i amb el retall relatiu mínim</u>.

Tanmateix el problema és més complex. Si es considera fix el nombre de bobines de cada tipus que hom vol obtenir, es tracta de minimitzar el retall o, el que és equivalent, el material utilitzat per a fer la producció. Però si es dóna, com s'ha dit, uns valors mínims i màxims per a la producció de cada semielaborat, es pot fer menys retall, ja que el problema no és tan restringit, a costa de produir més de l'estrictament necessari; és a dir, l'optimització del retall tendirà a produir un increment dels estocs de bobines. Les bobines obtingudes, més enllà de les indispensables, quedaran immobilitzades durant un temps més o menys llarg, funció de la quantia de l'excés i del consum de bobines d'aquell tipus. Per tant, aquest és un aspecte que cal tenir en compte en el planteig del problema, en el ben entès que la consideració de totes les seves implicacions exigiria un punt de vista més global sobre la logística del procés que desborda l'àmbit del treball que se'ns encomanà.

Hom pot calcular una solució òptima per a cada teixit, sense tenir en compte els altres. D'entrada aquest enfocament es gairebé obligat perquè proposar-se, en un sol pas, l'optimització conjunta condueix a models de dimensions tals que resulten intractables amb els mitjans de càlcul disponibles. Però no es pot ignorar que l'optimització independent pot donar solucions no factibles, perquè la solució no compleixi la condició que només la darrera peça pot no ésser tallada completament o perquè no sigui realitzable en el temps disponible. Cal, doncs, trobar la combinació de solucions (una solució per a cada teixit) òptima entre les que respecten aquestes restriccions globals (en el ben entés que la solució per a un teixit respecta les restriccions pròpies d'aquell teixit).

Tal com s'ha dit, hi ha un cicle setmanal i aquest fóra l'horitzó més natural per al planteig del problema. D'una banda, però, això donaria models d'unes dimensions excessives; d'una altra, les dades no són completament estables i, de fet, és molt probable que en el curs d'una setmana hi hagi modificacions d'un o de diversos consums i altres incidències, per la qual cosa l'esforç de resoldre models de grans dimensions seria sovint debades. En definitiva, l'aproximació de considerar com a horitzó un dia sembla plenament justificada.

És evident que hi ha dades que poden procedir d'altres sistemes informàtics però STOPPP s'ha concebut fent abstracció d'aquests lligams. Tanmateix, conté tota la informació necessària (els codis dels semielaborats) perquè es pugui abordar sense dificultats la integració dels diversos sistemes informàtics, ara existents o futurs, implicats en el problema.

2.- MODELS I ALGORISMES PER A L'OPTIMITZACIO DEL TALL D'UN SOL TEIXIT.

2.1.- **Programació lineal entera.**

2.1.1.- Modelització inicial.

La primera via que ha estat explorada per a la resolució del problema és la programació lineal entera, tant perquè és el procedimient més tradicional per a problemes d'aquest tipus com perquè ens va ésser suggerit en el contactes inicials amb PIRELLI.

L' optimització del retall, en el context descrit en el punt anterior, és una variant del problema de "trim" unidimensional, una aplicació clàssica de la programació lineal.

En l'enfocament tradicional, hom establiria, per a cada tipus de peça, una relació d'esquemes de tall (o maneres de tallar la peça: combinacions amb repetició dels diversos amples que siguin compatibles amb l'amplada total de la peça) de la qual, per comparacions binàries, hom eliminaria els esquemes dominats (tals que n'hi ha almenys un altre que, per a una longitud donada, permet obtenir un nombre igual o superior de bobines de cada ample); cada esquema no dominat origina una variable que representa la longitud que es tallarà segons l'esquema i que, en el problema present, seria el nombre de tirades a fer segons l'esquema que correspongui.

En el cas de PIRELLI el nombre d'esquemes de tall és molt elevat (centenars o milers) i les variables són enteres (tal com s'indica en el paràgraf anterior) cosa que fa molt dubtosa la viabilitat d'aquest enfocament.

Els models a considerar es basen en considerar una numeració de les tirades i definir unes variables enteres x(t,j) corresponents al nombre de bobines d'ample a(j) que cal tallar de la tirada t (per tal de no complicar la notació no s'inclou cap índex de teixit, el qual no és estrictament necessari, ja que es considera, de moment, el problema d'un sol teixit, sigui el que sigui, amb independència dels altres).

El nombre de tirades, T, per a un tipus de teixit donat, haurà d'estar comprès entre un valor mínim i un valor màxim que hom pot calcular a partir de les l(j) i u(j) dels semielaborats corresponents al teixit i tenint en compte, per al valor mínim, si de cas, les tirades carregades a la màquina (de la darrera peça del dia anterior) i, per al valor màxim, que almenys hi hagi una solució en què no quedin tirades pendents de tallar i, per descomptat, el nombre de peces disponibles d'aquell teixit.

Per a cada valor de T hom pot plantejar un programa lineal enter (PLE) com el següent:

$$[\mathrm{MIN}]\ z = \frac{1}{T}\left\{C \sum_t r(t) + \sum_j h_j\,[n(j)-l(j)]\right\} \qquad (1.1)$$

$$n(j) = \sum_t x(t,j) \qquad j=1,\ldots,J \qquad (1.2)$$

$$\sum_j a(j)x(t,j) + r(t) = A \qquad t=1,\ldots,T \qquad (1.3)$$

$$l(j) \le n(j) \le u(j) \qquad j=1,\ldots,J \qquad (1.4)$$

$$r(t) \le \min_j a(j) - 1 \qquad t=1,\ldots,T \qquad (1.5)$$

$$x(t,j) \le \mathrm{INT}[A/a(j)] = q(j) \qquad t=1,\ldots,T;\ j=1,\ldots,J \qquad (1.6)$$

on totes les variables [n(j), x(t,j), r(t)] són enteres no negatives i els sumatoris segon t són des de 1 a T i els sumatoris segons j, de 1 a J (nombre d'amples de bobina).

La notació que fins aquí no ha estat feta explícita és:

C cost del retall per unitat d'amplada

n(j)	nombre de bobines produïdes d'ample a(j)
r(t)	amplada del retall de la tirada t
A	amplada de la peça
INT(x)	és la funció "major enter $\leq$ x", tal com en el llenguatge BASIC
h_j [n(j)-l(j)]	cost associat a l'excés de producció en relació al mínim l(j)

El cost associat al procés és el del retall més el de l'estoc no indispensable; el que interessa minimitzar és el cost relatiu a la quantitat de producte obtingut o l'aproximació consistent en el cost relatiu al nombre de tirades realitzades. Com que en el model que ara es comenta el nombre de tirades és fix, la solució obtinguda seria la mateixa tant si es minimitza el cost absolut com el relatiu, però és més clar i facilita la comparació amb d'altres models adoptar com a funció objectiu el cost relatiu, tal com s'ha fet a (1.1). El cost de l'estoc s'hi expressa com una suma de funcions (una per a cada ample de bobina) corresponents als cost d'emmagatzemar un nombre de bobines superior al mínim estrictament indispensable, l(j). Una aproximació al càlcul d'aquest cost és considerar que l'excés s(j) = n(j) - l(j) es consumirà durant els propers s(j)/c(j) dies, en els quals hi haurà un estoc mitjà excedentari s(j)/2; aleshores, el cost seria:

$$K(j)\ \frac{s(j)^2}{2c(j)}$$

amb:

$$K(j) = \theta Ca(j)$$

i $\theta = (1+i)^{1/365} - 1$ (essent *i*, en aquesta expressió, la taxa d'interès anual). Una idea de la importància relativa de les dues parts de la funció objectiu la dóna el fet que per a i = 0'20 (que és una taxa més aviat superior a la real), θ = 0'0005. En tot cas, aquesta part de la funció objectiu té un caràcter no lineal i el seu tractament obliga a introduir més variables i restriccions en el model. Aquesta qüestió es discuteix més endavant, després de la interpretació, que es fa seguidament, de les restriccions incloses en la formulació de més amunt.

Les restriccions (1.2) vinculen les variables x(t,j) amb el nombre total de bobines de cada ample; les (1.3) expressen que la suma dels amples de les bobines tallades més el del retall són iguals a l'amplada de la peça; les (1.4) imposen les cotes inferior i superior del nombre total de bobines de cada ample; les (1.5) estableixen les cotes superiors de l'amplada dels retalls de cada tirada, inferior a l'ample mínim de les bobines (aquest planteig correspon a la idea que mai no es deixarà com a retall una bobina d'una amplada tal que doni la possibilitat d'obtenir una o diverses bobines d'algun o alguns dels amples que figuren a la llista corresponent a cada tipus de teixit); finalment, les (1.6), fan explícites les cotes superiors de les variables x(t,j), que són implícites a les restriccions (1.3).

Una formulació alternativa consisteix a suprimir les restriccions (1.2) i les variables n(j), substituint-les pel sumatori, segons t, de x(t, j). Aquesta segona formulació té menys variables però el nombre de restriccions no de cota és superior, ja que les restriccions de cota (1.4) esdevenen aleshores restriccions no de cota; d'una altra banda, la presentació dels resultats requereix una mica més d'elaboració, però aquest és un inconvenient de molt poca envergadura. Semblava preferible, per tant, la primera formulació, cosa que, a més, va ésser confirmada amb proves.

Tal com s'ha dit més amunt, el tractament del cost dels estocs, obliga, a causa de la seva no linealitat, a introduir més variables i restriccions. En el tractament es farà ús del valor $\tau(j)$ (menor enter $\geq$ el quocient INT[u(j) - l(j)]/c(j), que correspon al nombre de dies que caldrà per consumir l'excés de producció en relació a l'indispensable); es pot escriure:

$$n(j) - l(j) = \sum_k v(j,k)$$

on les variables v(j,k) representen el consum corresponent al dia k-èsim comptat a partir de la data i el sumatori s'estén des de 1 a $\tau(j)$; evidentment $0 \leq v(j,k) \leq c(j)\ \forall j,k$. Aleshores:

$$h_j\ [n(j) - l(j)] = \theta Ca(j) \sum_k kv(j,k)$$

Les variables v(j,k) poden ésser considerades com a reals o enteres: en qualsevol cas els seus valors a la solució òptima seran enters, a causa de la relació que tenen amb les n(j) i del caràcter enter d'aquestes. Amb el paquet informàtic que ha estat emprat per a l'optimització d'aquests models, la comparació entre imposar o no el caràcter enter de les v(j,k) ha resultat favorable a la primera d'aquestes opcions.

En el cas que l(j) sigui negatiu (correspon a l'existència d'un estoc excessiu, fins i tot si no hi ha producció de més bobines) el planteig també és vàlid, però es compta un cost que ja ha estat comptat en dies anteriors (cosa que, de tota manera, no té cap transcendència en la solució) i el valor d'algunes variables pot estar predeterminat, per la qual cosa són supèrflues: si l(j) < 0 només cal introduir al programa les variables v(j,k) amb k > que INT[-l(j)/c(j)] i la primera d'aquestes variables tindrà com a cota inferior el residu d'aquest quocient.

De fet, el nombre de tirades no és conegut a priori, per la qual cosa, i per a un sol teixit, caldria resoldre successivament programes matemàtics d'aquests tipus per a tots els valors de T compresos entre una cota inferior, m, i una de màxima, M, que són fàcilment calculables, tal com ja s'ha apuntat més amunt.

A cada programa matemàtic se li hauria de subministrar el valor òptim de la funció objectiu obtingut amb el programa anterior, perquè les solucions que no el milloressin no caldria que fossin considerades.

Hom pot plantejar també el model següent, que permet de determinar alhora el nombre de tirades i la manera de tallar-les, tot optimitzant el cost relatiu al nombre de tirades:

$$[MIN]\ \delta \tag{2.1}$$

$$\sum_j a(j)x(t,j) + r(t) = A \qquad t=1,\dots,m \tag{2.2}$$

$$\sum_j a(j)x(t,j) + r(t) = Ay(t) \qquad t=m+1,\dots,M \tag{2.3}$$

$$l(j) \le n(j) \le u(j) \qquad j=1,\dots,J \tag{2.4}$$

$$r(t) \le \min_j a(j) - 1 \qquad t=1,\dots,M \tag{2.5}$$

$$x(t,j) \le q(j) \qquad \begin{array}{l} t=1,\dots,M \\ j=1,\dots,J \end{array} \tag{2.6}$$

$$\sigma = C \sum_t r(t) + \sum_j h_j [n(j)-l(j)] \tag{2.7}$$

$$\frac{1}{t-1}\sigma \le \delta + By(t) \qquad t=m+1,\dots,M \tag{2.8}$$

$$\frac{\sigma}{M} \le \delta \tag{2.9}$$

$$y(t+1) \le y(t) \qquad t=m+1,\dots,M-1 \tag{2.10}$$

on totes les variables són enteres no negatives, amb l'excepció de δ i σ; les $y(t)$, en particular, són binàries $[0 \le y(t) \le 1]$.

L'objectiu és minimitzar la variable δ que representa el cost de retall i excés d'estoc relatiu al cost del material corresponent a les tirades realitzades.

Les variables $y(t)$ estan associades a cada una de les tirades per damunt del mínim m; la variable val 1 si la tirada es fa i 0 en cas contrari.

Les restriccions (2.2) i (2.3) corresponen respectivament, a les tirades que certament caldrà fer i aquelles que el programa ha de determinar si es fan o no. En aquestes darreres, si la variable $y(t)$ val 0 totes les altres de les restricció es veuen obligades a ésser també nul.les, però si val 1 aleshores la restricció funciona com les (2.5). Si l'última peça del dia no pot ésser del teixit de què es tracta, el nombre de tirades no pot ésser qualsevol (exactament ha d'ésser el nombre de tirades carregades a la KAMPFF al començament del torn, que es designarà per b, o aquest nombre més un múltiple de 3); en aquest cas, per tant, s'hauria d'afegir una restricció tal com:

$$m + \Sigma\, y(t) = b + 3w$$

essent w una variable entera i no negativa, amb una cota superior fàcilment calculable.

Les (2.4), (2.5) i (2.6) no requereixen cap explicació perquè són anàlogues a les que apareixen en els models comentats anteriorment.

La (2.7) no és estrictament necessària (perquè podria substituir-se en tot el PLE per l'expressió que la defineix) però ajuda a fer més entenedor el model; defineix el cost que constitueix el numerador del quocient que determina δ.

Les (2.8) i la (2.9), que han d'ésser considerades conjuntament i tenint en compte les (2.10), vinculen el valor de δ al de σ a través de les $y(t)$. Efectivament, les (2.10) impedeixen que hom plantegi fer una tirada si no es planteja de fer l'anterior, de manera que els valors admissibles per als components del vector Y són només del tipus "seqüència d'uns, potser buida, seguida d'una seqüència de zeros, potser buida". Aleshores, les restriccions (2.8) que tinguin una $y(t)=1$ queden inoperants, perquè sempre es compleix que:

$$\frac{1}{t-1}\,\sigma \leq \delta + B \qquad\qquad t=m+1,\dots,M$$

si B és un valor prou gran (per exemple B = 2A és, segurament, suficient per a qualsevol joc de dades real).

Aquest darrer model s'inclou però únicament pel fet d'haver estat plantejat en ocasió de l'estudi del sistema STOPPP, però no és aplicable al problema de PIRELLI perquè resol només el cas d'un sol teixit i per a resoldre els diversos teixits, com es veurà amb detall més endavant, no n'hi ha prou amb la solució que correspon al nombre de tirades òptim per a cada teixit considerat amb independència dels altres sinó que cal la solució per a cada un dels valors de T compresos entre m i M. D'una altra banda, tot i que les proves realitzades no han estat prou nombroses per a ésser totalment concloents, el temps de resolució d'aquest model, si bé seria inferior al de resolució per separat dels M-m+1 models corresponents als diversos nombres de tirades possibles, és superior al temps necessari per a resoldre'ls successivament, per a valors creixents de T, fent ús en cada programa del valor òptim de l'anterior.

2.1.2.- Algorismes i millores en la modelització.

En el punt anterior ja han estat comentades dues possibles variants en la modelització, de poca importància, que van ésser descartades per consideracions teòriques senzilles confirmades experimentalment.

Els models plantejats fins aquí són programes lineals enters o mixtes. Hi ha nombrosos paquets per a resoldre'ls, però les dimensions dels PL no fan necessària la utilització dels més potents. Per tant, les proves de resolució dels models han estat realitzades amb el paquet MILP88/MILP87, que és econòmic i té bon rendiment i s'ha utilitzat àmpliament en el Departament; el seu principal inconvenient, l' entrada de dades, el compensava el bon coneixement que hom en posseïa.

Aquest paquet, com la majoria de paquets comercials, resol els PLE i els PLM amb algorismes del tipus del de Land i Doig, basats en un esquema de branch-and-bound en què el càlcul de la cota es fa a través de la resolució d'un PL.

Tenint en compte això, hom ha considerat dos tipus de millores en els models:

a.- Millores en la formulació de les restriccions.

En la programació entera hi ha diversos jocs de coeficients d'una restricció que delimiten el mateix conjunt de solucions possibles. Entre ells són preferibles els que millor s'ajusten a aquest conjunt, és a dir, que inclouen un menor conjunt de solucions no enteres.

La selecció del joc de coeficients òptim no és, en general, senzilla; les tècniques descrites al treball de Bradley et al. (G.H.Bradley; P.L.Hammer; L.Wolsey.- "Coefficient reduction for inequalities in 0-1 variables". Mathematical Programming 7(1974), pp. 263-282) desemboquen en la resolució de programes lineals enters i la seva utilització podria ésser interessant si el problema a resoldre tingués una estructura fixa (cosa que permetria resoldre d'una vegada per totes el PLE corresponent a l'optimització dels coeficients de la restricció), però no és aquest el cas i, d'una altra banda, per al tipus de problema que concretament es tractava de resoldre, es podia fer ús d'un procediment més senzill, perquè de fet les úniques restriccions en què es planteja la qüestió són les que expressen la igualtat entre l'ample total utilitzable i l'utilitzat per a les bobines més el retall.

Una vegada calculat (a partir de l'ample nominal i de les toleràncies) l'ample amb què es pot comptar per al tall (A), es pot calcular quin és l'ample màxim assolible (A'), donats els amples dels semielaborats, a(j), i les cotes màximes per a la seva producció, u(j). El problema es pot plantejar així:

$$[\mathrm{MAX}]\ A' = \sum_j a(j)x(j)$$

$$\sum_j a(j)x(j) \leq A$$

amb les x(j) enteres i tals que $0 \leq x(j) \leq \text{mín}\ [u(j), q(j)]$.

Es tracta, doncs, del problema d'optimització combinatòria conegut com a problema de la motxilla ("knapsack problem", KP) i, més concretament del seu cas particular en què els coeficients de la funció objectiu són els mateixos que els de la restricció i que es coneix com el "subset sum problem".

Aquest problema es pot resoldre de molt diverses maneres; la que s'ha adoptat és un procediment de programació dinàmica en què cada etapa correspon a un semielaborat i en què l'estat és l'ample disponible una vegada cobertes les etapes anteriors a la considerada. L'equació de recurrència es pot escriure així (amb x(j) enter):

$$f^*_{j+1}(r) = \max_{0 \leq x(j) \leq \min[u(j), q(j)]} \{ f^*_j[r+a(j)x(j)] + a(j)x(j) \}$$

amb $f^*_0(A)=0$ i $f^*_0(r)=-\infty$ (per a $r \neq A$).

El valor que cerquem és $A' = \max f^*_J(r)$; la r corresponent a aquest òptim, a més, és el retall inevitable per a l'amplada mitjana utilitzable, és a dir, A-A' (al qual cal afegir la meitat de la tolerància de fabricació de la peça per obtenir el retall mitjà inevitable, que es designarà per la lletra d).

En definitiva, es tracta de calcular un camí màxim en un graf polietàpic sense circuits.

Una vegada determinat A', hom substituirà A per aquest valor en el segon membre de les restriccions.

Encara es pot millorar la formulació d'aquestes, però, adoptant com a unitat per a la mesura de les amplades implicades en cada problema el màxim comú divisor de les a(j), que serà també divisor de A'.

Les proves han confirmat l'eficàcia d'aquesta senzilla millora en la formulació de les restriccions.

Una millora diferent, menys intuitiva i més difícil de justificar a priori, però que també ha estat contrastada experimentalment és la que es descriu a continuació.

El fet que l'amplària del retall sigui sempre inferior a la del semielaborat de menor amplada (sigui aquest j'), determina una cota inferior del nombre de bobines obtingudes d'una tirada (el nombre màxim assolible de bobines del semielaborat de més amplada, sigui aquest j"). Una cota superior és, evidentment, q(j'). Aleshores:

$$q(j'') \leq \sum_{j} x(t,j) \leq q(j')$$

i si hom designa per g(t) el sumatori:

$$q(j'') \leq g(t) \leq q(j')$$

o, fent $g(t) = q(j'') + g'(t)$:

$$0 \leq g'(t) \leq q(j') - q(j'')$$

Ara bé, essent j' un semielaborat d'ample mínim, es pot escriure:

$$a(j) = a(j') + a'(j) \text{ amb } a'(j) \geq 0 \quad \forall j$$

i, doncs:

$$\Sigma a(j)x(t,j) = \Sigma[a(j')+a'(j)]x(t,j) = a(j')\Sigma x(t,j)+\Sigma a'(j)x(t,j) =$$

$$= a(j')g(t)+\Sigma a'(j)x(t,j) = a(j')[g'(t)+q(j'')]+\Sigma a'(j)x(t,j) =$$

$$= a(j')g'(t)+\Sigma a'(j)x(j,t)+a(j')q(j'')$$

amb la qual cosa hom pot escriure les restriccions com segueix:

$$a(j')g'(t) + \Sigma a'(j)x(j,t) = A' - a(j')q(j'')$$

b.- <u>Discriminació entre solucions equivalents</u>.

El fet de numerar les tirades origina diverses solucions equivalents, pel que fa als criteris incorporats al model. Tant és tallar d'una certa manera la tirada t i d'una altra la t' com permutar els esquemes de tall d'una i altra. Això implica que l'algorisme de branch-and-bound explori diverses branques equivalents però que corresponen a solucions formalment diferents.

És convenient, per tant, discriminar entre aquestes solucions equivalents i una forma senzilla de fer-ho (en la qual n'hi ha prou amb T-1 restriccions addicionals), que ha donat resultats excel.lents en les proves realitzades, consisteix a considerar cada conjunt de variables x(t, j) (j=1,...,J) com un vector i admetre només aquelles solucions en què aquests vectors estiguin ordenats lexicogràficament. Si k(j) són les cotes superiors de x(t, j), aquesta condició es pot imposar amb les restriccions:

$$\sum_j x(t,j) \prod_{l=j+1}^{J} [q(l)+1] \geq \sum_j x(t+1,j) \prod_{l=j+1}^{J} [q(l)+1] \qquad t=1,\ldots,T-1$$

(amb els sumatoris estesos des de 1 a J i amb el productori de J+1 a J igual a 1).

Els coeficients d'aquestes restriccions depenen de l'ordre, en principi arbitrari, establert per als diferents amples de les bobines. El millor és, per tant, ordenar-los de forma creixent, ja que això dóna uns seqüència de les q(j) decreixent monòtonament i, per consegüent, coeficients de valors més baixos.

A la vegada, la incorporació d'aquestes restriccions permet d'obtenir solucions ordenades de tal manera que poden correspondre a la seqüència real del procés de tall del teixit (les tirades amb el mateix esquema de tall són consecutives).

2.1.3.- Model millorat.

D'acord amb totes les consideracions efectuades, hom pot plantejar, per a l'optimització del cost total amb T tirades d'un teixit determinat, el programa lineal enter següent:

$$[\mathrm{MIN}]\ z = \frac{C}{T} \{ \sum_i r(i) + \theta \sum_j a(j) \sum_k k v(j,k) \} + Cd \qquad (3.1)$$

$$n(j) = \sum_t x(t,j) \qquad j=1,...,J \qquad (3.2)$$

$$a(j')g'(t) + \sum_j a'(j)x(j,t) = A' - a(j')q(j") \qquad t=1,...,T \qquad (3.3)$$

$$\sum_j x(t,j) - g'(t) = q(j") \qquad t=1,...,T \qquad (3.4)$$

$$n(j) - l(j) = \sum_k v(j,k) \qquad j=1,...,J \qquad (3.5)$$

$$\sum_j x(t,j) \prod_{l=j+1}^{J} [q(l)+1] \geq \sum_j x(t+1,j) \prod_{l=j+1}^{J} [q(l)+1] \qquad t=1,...,T-1 \qquad (3.6)$$

$$l(j) \leq n(j) \leq u(j) \qquad j=1,...,J \qquad (3.7)$$

$$r(t) \leq \min_j a(j) - 1 = a(j') - 1 \qquad t=1,...,T \qquad (3.8)$$

$$x(t,j) \leq q(j) \qquad t=1,...,T \quad j=1,...,J \qquad (3.9)$$

$$0 \leq g'(t) \leq q(j') - q(j") \qquad t=1,...,T \qquad (3.10)$$

$$0 \leq v(j,k) \leq \min[c(j), u(j)-l(j)-(k-1)c(j)] \qquad j=1,...,J$$

$$\max\{0, \mathrm{INT}[-l(j)/c(j)]\} < k \leq \tau(j)$$

$$-l(j)-\mathrm{INT}[-l(j)/c(j)]c(j) \leq v(j,k')$$

(per a $l(j)<0$ i essent k'el primer valor de la seqüència corresponent)

(3.11)

Amb la mateixa notació que hom ha anat introduint al llarg del text .

Es tracta, per a cada valor de T, d'un programa lineal enter, les dimensions del qual depenen dels paràmetres del problema però que, per al cas de PIRELLI, són força reduïdes (el nombre de restriccions no de cota és igual a 3T+2J-1, que a la pràctica no arribarà ni de bon tros a un centenar).

Tanmateix, els temps de resolució, amb un ordinador tipus PC i amb el paquet MILP són de vegades força elevats (tot i que molt inferiors als corresponents a la formulació inicial del model). De fet, si hom resol successivament els models que corresponen a valors creixents de T i fa ús, en cada un, del valor òptim anterior, és molt freqüent que l'algorisme, en un temps molt breu, indiqui que no hi ha solucions millors que les obtingudes per a un nombre de tirades inferior. Però aquesta informació no és suficient; per a l'optimització en el conjunt de tots els teixits cal una relació de solucions òptimes per als diversos nombres de tirades possibles per a cada teixit.

Aquesta dificultat s'ha resolt amb un procediment heurístic basat en la programació dinàmica (i que hom denominarà, en aquest context, heurística incremental), el qual, donada una solució per a T-1 tirades en construeix una altra per a T tirades: és el valor d'aquesta solució el que s'ha de passar a l'algorisme de PLE i si aquest no en troba de millor, es reté la obtinguda heurísticament, que és òptima.

L'heurística incremental parteix d'una observació força òbvia: si hom disposa d'una bona solució per a T-1 tirades en pot obtenir fàcilment una per a T tirades tot mantenint per a les T-1 primeres els esquemes de talls corresponents a la solució disponible i determinant un bon esquema de tall per a la tirada addicional T.

Es tracta aleshores de resoldre un problema per a una sola tirada i amb els valors de les cotes inferiors i superiors de producció de cada semielaborat modificades per a tenir en compte la producció corresponent a les T-1 primeres tirades, n(j), la qual, a més, haurà d'intervenir en el càlcul del cost de l'estoc. Les cotes inferiors seran nul.les, perquè la solució per a T-1 és possible i les superiors tindran un valor que hom designarà per u'(j). Així doncs, es tracta d'optimitzar la tirada T, havent fixat la forma de realitzar les T-1 anteriors:

$$[\mathrm{MIN}]\ z = r + \sum_j h\,[x(j)+n(j)-l(j)]$$

$$\sum_j a(j)x(j) + r = A'$$

amb x(j) enters i tals que $0 \le x(j) \le u'(j)$.

Programa matemàtic que és equivalent al que segueix:

$$[\mathrm{MIN}]\ z = A' - \sum_j a(j)x(j) + \sum_j h_j\,[x(j)+n(j)-l(j)]$$

$$\sum_j a(j)x(j) \le A'$$

O, finalment, fent $a(j)x(j)+h_j\,[x(j)+n(j)-l(j)] = h'_j[x(j)]$, a:

$$[MAX]\ z = -A' + \sum_j h'_j[x(j)]$$

$$\sum a(j)x(j) \leq A'$$

Es tracta d'un problema similar al de la motxilla, si bé amb funció objectiu no lineal, que es pot resoldre per un procediment de programació dinàmica també similar al descrit per al KP:

$$f^*_{j+1}(r) = \max_{0 \leq x(j) \leq \text{mín}[u'(j),q(j)]} \{ f^*_j[r+a(j)x(j)]+h'[x(j)]\}$$

amb $f^*_0(A)=0$ i $f^*_0(r)=-\infty$ (per a $r \neq A$).

2.2.-**Procediment heurístic basat en la programació dinàmica.**

Normalment, l'heurística incremental, una vegada s'ha trobat una primera solució possible mitjançant la programació lineal entera, dona molts bons resultats i amb ella s'aconsegueix l'objectiu de tenir solucions òptimes per a qualsevol nombre de tirades en temps de càlcul relativament breus.

Subsisteix, però, la necessitat d'obtenir una primera solució possible, per al nombre mínim de tirades. Si aquest nombre es relativament elevat. el temps de càlcul de l'algorisme de PLE pot ésser llarg.

Es planteja, doncs, la conveniència de disposar d'un procediment per a obtenir solucions possibles de qualitat de manera ràpida.

L'algorisme que hom ha dissenyat a tal efecte i que, en aquest context, es designa per <u>heurística global</u>, té punts de contacte amb l'heurística incremental descrita en el punt anterior. Fixat el paràmetre T, nombre de tirades, l'heurística global consisteix, de fet, en T iteracions en cada una de les quals s'aplica, bàsicament, l'heurística incremental, amb les peculiaritats que hom descriu a continuació.

La diferència fonamental entre el problema que resol l'heurística incremental i el que correspon a l'heurística global és que, en el primer cas, ja es coneix una solució possible que es tracta únicament de completar amb una tirada més, mentre que l'heurística global ha de construir una solució possible (es tracta, fonamentalment, d'obtenir almenys l(j) bobines de cada semielaborat).

Per tal de forçar l'entrada a la solució de les bobines que manquen per a arribar al mínim, l'equació de recurrència del programa dinàmic es modifica de la forma següent:

$$f^*_{j+1}(r) = \max_{0 \le x(j) \le \min[u'(j),q(j)]} \{ f^*_j [r+a(j)x(j)]+h'[x(j)]+h''[x(j)]\}$$

on h"[x(j)]=0 quan l'(j)=0 i, quan l'(j)>0 :

$$h''[x(j)] = \sum_{i=1}^{\max[l'(j),x(j)]} G[l'(j)-i+1]^{\mu}\, a(j)^{\mu'}$$

on G és un valor gran (per donar més valor a la funció objectiu a les bobines indespensables per a arribar al mínim que a qualsevol altra) i μ i μ' són paràmetres (que poden estar compresos entre 0 i 1) amb els quals hom pot donar més o menys importància al "dèficit" del semielaborat o al seu ample.

La presència d'aquests paràmetres defineix de fet una família d'heurístiques i dóna moltes possibilitats, en funció del temps i de la potència de càlcul disponibles; per exemple hom pot provar sistemàticament diversos valors del parell (μ,μ') i retenir la millor solució obtinguda o fins i tot considerar el valor obtingut amb l'heurística com una funció dels dos paràmetres i aplicar un mètode directe d'optimització (tipus Nelder i Mead, per exemple) en relació a les variables (μ,μ').

Si només es pot treballar amb un valor únic dels paràmetres, una elecció raonable és $\mu=\mu'=0$, però els valors que han estat incorporats a STOPPP com a estàndards són $\mu=1$ i $\mu'=0$.

Aquest esquema de programació dinàmica s'aplica, doncs, a les tirades $1,2,\ldots,T$.

En cada una d'elles es calcula si és possible o no obtenir una solució i, en el primer cas, si hi ha o no <u>marge</u>; és a dir, si el teixit corresponent a les tirades encara no calculades és o no suficient per a tallar les bobines indispensables encara no assignades a tirades anteriors i, en cas afirmatiu, si és just per a les indispensables o deixa marge per a alguna no indispensable.

Si hi ha marge, una vegada aplicada la programació dinàmica amb l'equació de recurrència que abans s'ha descrit, s'adopta com a solució, per a la tirada de què es tracti, la que optimitza la part de la funció objectiu no afectada pel factor G (en definitiva, la que optimitza el cost del retall més el de l'estoc i que amb els valor que realment es donen a la pràctica es també la que optimitza el retall); el raonament subjacent és que el que es decideixi per a una tirada no podrà ésser reparat en tirades posteriors i que, per tant, s'ha de deixar per tan endavant com sigui possible incòrrer en costos de retall i estoc. Direm que en aquest cas s'aplica el criteri I.

Si no hi ha marge, però, el que cal és col.locar les bobines indispensables i per tant l'optimització s'ha de referir a tota la funció objectiu, incloent, per tant, la part afectada pel factor G. Direm que aleshores s'aplica el criteri II.

En l'aplicació de l'algorisme hi haurà doncs, una seqüència de tirades, potser buida, en què s'aplicarà el criteri I, seguida d'una altra, potser buida, en què s'aplicarà el criteri II.

L'algorisme pot completar les T tirades i obtenir una solució, però també pot ser que en una tirada intermèdia es detecti que, amb l'assignació de bobines feta per a les tirades anteriors, no hi ha solució possible. Una causa possible és que s'hagi demorat massa l'aplicació del criteri II, per a la qual cosa es tornarà enrere, tot aplicant el criteri II a la darrera tirada en què s'havia aplicat el criteri I i mantenint aleshores el criteri II fins al final o fins a detectar que no hi ha solució possible, en el qual cas es procedirà com s'acaba de descriure.

L'algorisme acaba quan troba la solució en T tirades o quan no li és possible trobar-la malgrat que apliqui el criteri II des de la primera tirada.

2.3.- **Conclusions pel que fa a l'optimització d'un sol teixit.**

L'heurística descrita en el punt 2.2 és ràpida i en totes les proves realitzades ha donat molts bons resultats (de fet, en tots els casos en què s'ha trobat l'òptim amb la programació lineal entera l'heurística global ha trobat també la mateixa solució o una altra d'equivalent).

En conseqüència, tenint en compte els temps de vegades elevats i difícils de preveure que exigeix la PLE i que aquesta tècnica exigiria a més l'adquisició d'un paquet de software per part de PIRELLI, s'ha adoptat com a procediment de càlcul, per a cada un dels nombres de tirades possibles (excepte per al mínim en què només s'aplica l'heurística global), aplicar l'heurística global i l'heurística incremental (a partir de la solució corresponent a un nombre de tirades inferior en una unitat) i retenir la millor de les dues solucions així obtingudes.

3.- OPTIMITZACIO PER AL CONJUNT DE TEIXITS.

Fins aquí s'ha considerat l'optimització del tall de cada teixit amb independència dels altres. Aquesta independència realment no existeix, perquè només un teixit pot ésser l'últim (és l'únic en què hi ha la possibilitat de no completar les tirades d'una peça carregada a la màquina) i perquè hi ha una limitació de capacitat (temps) que vincula tots els tipus de teixit.

Una vegada realitzada l'optimització per a tots els teixits, hom tindrà un conjunt de solucions caracteritzades pel nombre de tirades i per a cada una de les quals es coneix el cost i és fàcilment calculable el valor de la producció, el nombre de càrregues i descàrregues de peces i també el nombre de canvis d'esquema de tall (per a això es fa una ordenació lexicogràfica dels vectors que representen la manera de tallar cada tirada i es compta en quants casos un esquema de tall és diferent de l'anterior, incloent també en el recompte la primera tirada).

Amb aquestes informacions es fàcil comprovar si una combinació formada per una solució per a cada teixit és factible (no més d'un teixit ha d'estar obligat a ésser l'ultim i el temps disponible no ha d'ésser inferior a la suma dels que es necessiten per a carregar i descarregar peces, canviar els esquemes de tall i fer les tirades) i, si ho és, calcular-ne el cost relatiu al valor de la producció (i d'altres informacions que puguin interessar com el cost o el pes del retall total, etc.).

Afortunadament, per als nombres de teixits i per als nombres de solucions per a cada teixit amb què s'haurà de treballar a la pràctica, el nombre de combinacions no és molt elevat i és perfectament factible trobar la solució global òptima (entre les que hom pot formar amb les solucions obtingudes per a cada teixit) amb un procediment enumeratiu, tal com el que s'ha incorporat a la fase final de STOPPP, el qual dóna com a resultat un llistat amb les instruccions concretes per als operaris de la KAMPFF.

II.- DESCRIPCIO DEL SISTEMA INFORMATIC.

1.- INTRODUCCION.

El sistema STOPPP consta esencialmente de ocho procesos (ver figura), algunos de ellos están destinados a la gestión de datos, otros a la preparación y presentación de la información y otros a la realización de cálculos. Todos ellos se han implementado en el programa STOPPP.EXE con fuente programada en lenguaje QUICK-4.

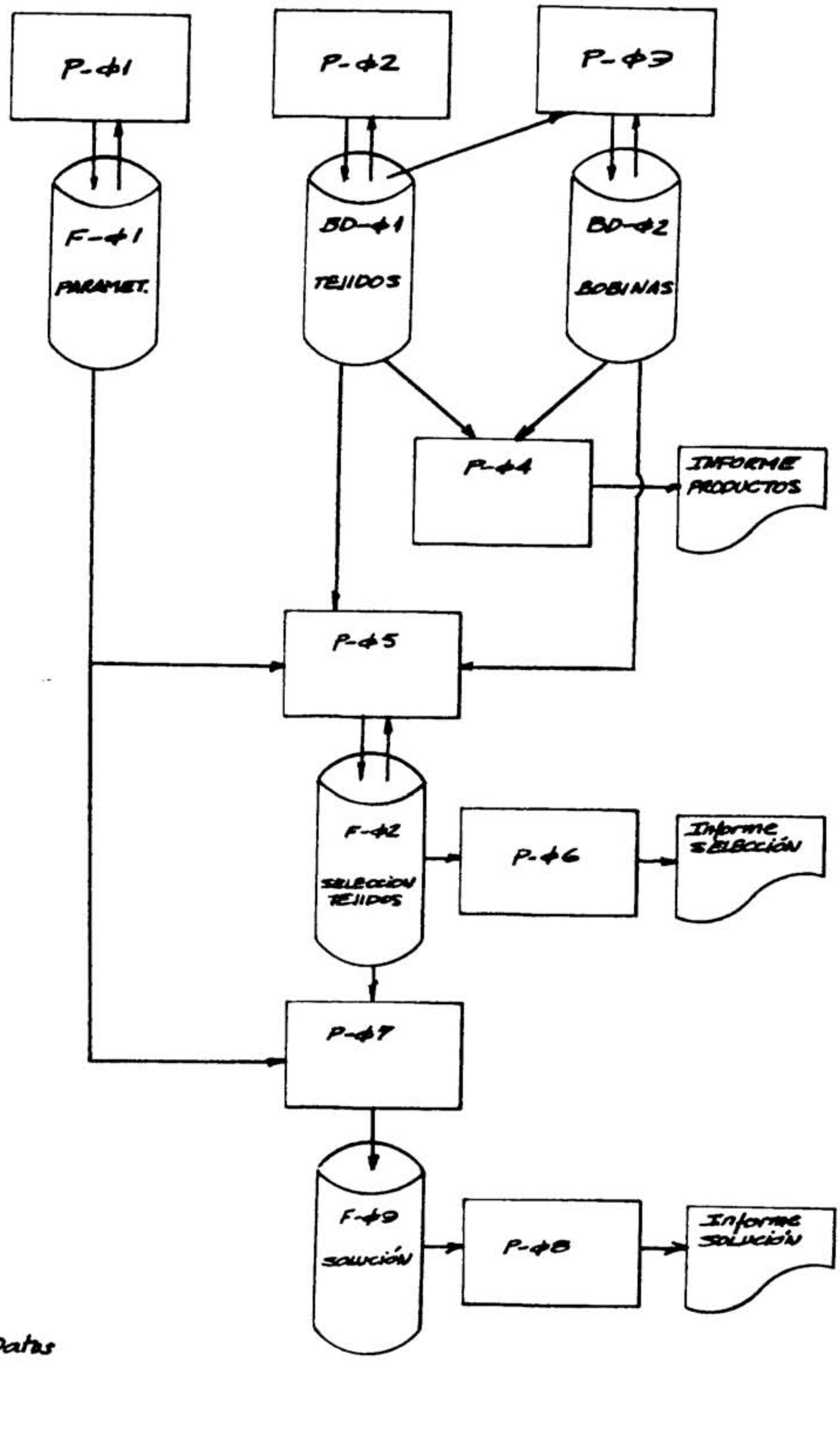
A continuación se describen brevemente cada uno de los procesos, la composición de las bases de datos requeridas por el sistema, y, la estructura de los ficheros auxiliares que de alguna forma se tratan.

2.- PROCESOS DEL SISTEMA.

2.1.- **P-01.**

Tiene la función de mantener actualizados y presentar los valores de los parámetros generales del sistema: mínimo y máximo número de días entre los que se pretende consumir las cantidades producidas, tiempo disponible de producción, tiempos de carga y descarga de las piezas de tejidos, tiempo por cambios de esquema de corte, la tasa de interés anual para tener presente el coste de posesión del stock y el factor de peso global de los tejidos.

Los valores de los parámetros anteriormente mencionados se leerán y salvarán automáticamente en disco cada vez que el sistema los requiera para su utilización , o sean modificados por el usuario.



P _ Procesos
F _ Ficheros
BD _ Base de Datos

2.2.- **P-02.**

Tiene la función de mantener actualizada la base de datos de tejidos. Permite dar de alta un nuevo tejido, dar de baja un tejido existente, y, modificar los datos referentes a los tejidos: longitud de la pieza, ancho de la pieza y error admitido, tiempo necesario para realizar una tirada y el coste por tirada y unidad de ancho.

Se admite hasta un máximo de 15 tejidos con diferente nombre.

2.3.- **P-03.**

Tiene la función de mantener actualizada la base de datos de bobinas. Permite la introducción de los anchos de bobina de los diferentes tejidos (hasta un máximo de 15 anchos de bobina por tejido) y las referencias (códigos de semielaborados) de estos anchos.

2.4.- **P-04.**

El presente proceso está destinado a la visualización y listado de los productos que figuran en las bases de datos de tejidos y bobinas, por tanto será el que permitirá conocer el estado actual del catálogo de productos.

2.5.- **P-05.**

Permite realizar una selección de bobinas para ser tenidas en cuenta en la programación de la producción .

La selección de bobinas implica unos consumos de las mismas positivos y unos mínimos y máximos de producción que se calculan, en primer término, con los datos de consumo, existencias y número de días entre los que se prevé consumir lo producido.

2.6.- **P-06.**

Permite la visualización y listado de la última selección salvada.

2.7.- **P-07.**

El presente proceso es claramente el objeto fundamental del sistema. Es el que obtiene, a partir de la última selección de bobinas salvada y a partir de los valores disponibles de los parámetros del sistema, una solución global posible y de menor coste relativo en la mayoria de los casos (el empleo de un procedimiento heurístico no garantiza que no exista, ocasionalmente, una mejor solución).

2.8.- **P-08.**

Permite visualizar y listar la solución que da el sistema al problema planteado.

3.- BASES DE DATOS Y FICHEROS AUXILIARES.

3.1.- **F-01.**

Fichero de acceso secuencial (STOPPP.PAR) en formato ASCII que contiene la información de los parámetros generales del sistema considerados en primera instancia. Nada más arrancar el sistema se procede a la lectura de este fichero, si posteriormente se realiza alguna modificación, el sistema actualizará de nuevo el fichero tras la confirmación de usuario.

3.2.- **BD-01.**

Fichero de acceso directo (TEJIDO.DBF) en formato ASCII que contiene la información de los tejidos.

Los atributos asignados al tejido son los siguientes :

- Nombre del Tejido A(8)
- Longitud de la pieza N(4)
- Ancho de la pieza N(4)
- Error del ancho de la Pieza N(2)
- Coste de una tirada por unidad de ancho N(4)
- Tiempo de una tirada N(4)

El sistema admite un máximo de 15 tejidos.

3.3.- **BD-02.**

Fichero de acceso directo (BOBINA.DBF) en formato ASCII que contiene la información de las Bobinas de los tejidos.

Los atributos asignados a la bobina son los siguientes :

- Nombre del tejido A(8)
- Ancho de bobina N(4)
- Código de semielaborado N(4)

El sistema admite un máximo de 15 bobinas por tejido.

3.4.- **F-02.**

Fichero de acceso directo y secuencial (SELECCIO.DAT) en formato ASCII que contiene la información de la última selección de bobinas realizada para ser tenida en cuenta en el programa de producción.

Los campos considerados en el presente fichero responden a los siguientes conceptos :

- Número de orden del Tejido N(2)
- Número de orden de la Bobina N(2)
- Ancho de la bobina N(4)
- Consumo de la bobina N(4)
- Stock de la bobina N(4)
- Número máximo de bobinas por tirada N(4) (*)

(*) El número máximo de bobinas por tirada , de cada registro del presente fichero, corresponde al entero por defecto del resultado de la división entre el ancho utilizable del tejido y el ancho de la bobina.

3.5.- **F-03.**

El proceso de obtención de la solución óptima se realiza en dos fases, a saber :

- Una primera fase en la que se buscan , valoran y secuencian tejido por tejido todas las soluciones posibles entre un número mínimo de tiradas y un número máximo de tiradas acordes con los límites de producción establecidos.
- Una segunda fase en la que se combinan y valoran las soluciones parciales anteriores para obtener una solución global posible y de menor coste relativo.

En la primera de estas fases se generán los tres ficheros de trabajo siguientes :

- Un fichero de acceso directo (PRODUC01.DAT) en formato ASCII que contiene los siguientes campos :

- Número de orden del tejido N(4)
- Número de tiradas horizonte N(4)
- Número de orden de la tirada N(4)
- Ancho utilizable reducido del tejido N(4)
- Retal de la tirada reducido N(4)
- M.C.D. asociado al tejido N(4)
- Coste reducido de posesión de stock N(4)

El ancho utilizable del tejido y el retal generado en una tirada están divididos por el máximo común divisor del ancho utilizable del tejido y los anchos de bobina ,activos por selección, del tejido en cuestión, de ahí los nombres de "reducido".

El coste de posesión de stock está dividido por el m.c.d. asociado al tejido y por el coste de un fragmento de tejido de anchura unitaria y largada de una tirada, de ahí que se le dé el nombre de "reducido".

- Un fichero de acceso directo (PRODUCO2.DAT) en formato ASCII que contiene los siguientes campos :

- Número de orden del tejido N(4)
- Número de tiradas horizonte N(4)
- Número de orden de la tirada N(4)
- Número de orden de la bobina N(4)
- Ancho reducido de la bobina N(4)
- Producción de la bobina en la tirada N(4)
- Pendiente por producir para alcanzar el mínimo N(4)

- Pendiente por producir para alcanzar el máximo N(4)

El ancho de la bobina está dividido por el m.c.d. asociado al tejido, de ahí que se le de el nombre de "reducido".

- Un fichero de acceso directo (SOLTEJ.DAT) en formato ASCII, la información contenida hace referencia al conjunto de soluciones parciales halladas en la primera fase, la estructura de la información es la que sigue:
  - Número de orden del tejido N(4)
  - Número de tiradas de la solución parcial N(4)
  - Coste por tirada de la solución parcial N(4)
  - Tiempo requerido asociado a la solución parcial N(4)
  - Retal total asociado a la solución parcial N(4)

Este último fichero de trabajo es el que permite hallar la solución global factible y de mínimo coste relativo.

3.6.- **Ficheros de informes.**

El sistema STOPPP también genera 4 ficheros adicionales de informes cuya estructura puede visualizarse a través de las opciones correspondientes. Se han generado en formato ASCII para que puedan ser tratados por cualquier procesador de textos si se considerara conveniente añadir y/o eliminar información de ellos, así como si se desearan incluir en cualquier otro documento.

Los ficheros en cuestión son :

- TEJIDO.INF : Contiene el catálogo de productos.
- SELECCIO.INF : Contiene la última selección de programación salvada.
- SOLTEJ.INF : Contiene la última solución hallada por el

sistema

- SOLRES.INF : Contiene información sobre la valoración de la última solución hallada por el sistema.

III.- MANUAL D'UTILITZACIO.

Se pretendió desde el primer momento que la utilización del sistema STOPPP fuera lo más sencilla posible, y por ello los menús y mensajes que aparecen a lo largo de una sesión de utilización creemos que resultan casi autoexplicativos. No obstante en una sesión normal de trabajo será necesario llevar un cierto orden de ejecución de los diferentes procesos, que fueran necesarios, con el fín de no repetir algunas operaciones y evitar errores.

Algunas de las opciones permitidas por el sistema se realizarán muy de tanto en tanto, tales como:

- La actualización de los parámetros del sistema.
- La actualización de las bases de datos correspondientes a Tejidos y Bobinas.

De todas formas se recomienda comprobar periódicamente los datos referentes a las anteriores opciones, ya que ellos serán la base de los cálculos que se realicen con posterioridad.

Otras opciones del sistema deberán utilizarse cada vez que se desee realizar una sesión. A estas opciones se hace referencia a continuación.

Selección de Tejidos

El usuario puede optar, en primera instancia, por visualizar la selección que se realizó en la sesión anterior , podría ser que los consumos mostrados fueran o no convenientes, y proceder en consecuencia en el paso (0).

(0) Cargar los consumos de la sesión anterior, o pasar directamente a la modificación de consumos si aquéllos no resultaran

interesantes.

(1) Introducir el mínimo número de días a fabricar (el máximo número de días permanecerá invariante, salvo que el usuario haya optado por la modificación de parámetros del sistema y posteriormente haya confirmado que son correctos).

(2) Seleccionar cualquier tejido deseado de los que aparezcan en pantalla, o finalizar el proceso de selección (ir a (5)).

(3) Una vez elegido un tejido podemos seleccionar una bobina de las presentes en la base de datos, o finalizar la selección de bobinas (ir a (2)).

(4) Introducir el valor del consumo o confirmar el que aparezca por defecto. Introducir seguidamente el stock disponible y confirmar o modificar los límites inferior y superior de producción que han sido calculados previamente a partir del propio consumo, el stock introducido y el número de días mínimo y máximo establecidos. Finalizada esta operación el sistema nos devuelve a (3).

(5) En este punto ya estamos en codiciones de salvar la selección de bobinas realizada, si el usuario opta por esta operación deberá realizar la consiguiente confirmación.

(6) Si se ha salvado la selección, se puede proceder a la visualización y/o listado de la misma, de esta forma podrán detectarse, si es el caso, los posibles errores de introducción.

(7) Si la selección mostrada trás la operación (6) estuviera muy lejos de la pretendida por el usuario, utilícese entonces la opción de borrar consumos e ir a (0).

Programa de Producción

Si se ha realizado correctamente la salvaguarda de una selección se estará en disposición de poder acceder a este segundo bloque de operaciones usuales.

(1) Verifíquese que el tiempo disponible es el correcto, en caso contrario hagase la correspondiente modificación.

(2) Compruébese que la disponibilidad de las bobinas seleccionadas es la correcta.

(3) Compruébese si en la sesión anterior quedó alguna tirada cargada en la máquina, si es así : suminístrese esta información al sistema.

(4) Una vez verificados los puntos anteriores se puede proceder al cálculo del programa de producción, si no fuera factible el sistema mostrará las causas de tal infactibilidad y ante ello el usuario podrá obrar en consecuencia siempre que pueda relajar alguna de las imposiciones que hubiera establecido (aumentar tiempo disponible, aumentar la disponibilidad de bobinas si es posible, disminuir los mínimos exigidos ...).

Resultados.

Una vez realizado el cálculo del programa de producción y encontrada una solución posible se procederá a la emisión, comprobación , entrega y archivo de los informes que suministra el sistema.

ANNEX: Alguns temps d'execució en les proves realitzades.

NEUS

A=1370	Anchos	Consumos	Stocks
	96	8	0
	104	9	8
	112	19	20
	120	4	9
	128	8	10

	t	C/t	TIEMPOS 4Mhz/8b	TIEMPOS 20Mhz/32b
PL solucion óptima para t tiradas	3	.02967	13'	1'
	4	.0436	45'	5'
	5	.052	2h 55'	20'
	6	.05958	13h	2h 22'

En la utilización conjunta del PL con una heurística incremental que nos calculaba el coste de una nueva tirada, hemos obtenido la misma solución óptima

NURIA

A=1420	Anchos	Consumos	Stocks
	104	10	0
	120	9	6
	128	6	6
	152	6	9

	t	C/t	TIEMPOS 4Mhz/8b	TIEMPOS 12Mhz/16b
PL solución óptima para t tiradas	2	3	2'	15''
	3	.0305	21'	4'
	4	.045	60'	10'
	5	.2995	8h	1h 25'

La heurística incremental aplicada a este tejido también nos da la solución óptima obtenida con el PL sólo. El tiempo de cálculo de la nueva tirada que obtiene la heurística es notablemente inferior, ya que no tarda más de unos 5 segundos.