

MINISTERIO DE INDUSTRIA
REGISTRO DE LA PROPIEDAD INDUSTRIAL



⑩ ES	⑪	NUMERO	⑬ A I
	⑫	456.845	
	⑭	FECHA DE PRESENTACION	
		15.3.77	

PATENTE DE INVENCION P.-65.092

⑬ PRIORIDADES:		
⑮ NUMERO	⑯ FECHA	⑰ PAIS
10813/76	17.3.76	Gran Bretaña

⑲ FECHA DE PUBLICIDAD	⑳ CLASIFICACION INTERNACIONAL	㉑ PATENTE DE LA QUE ES DIVISIONARIA
	G06F	

㉒ TITULO DE LA INVENCION
"UN SISTEMA INTERACTIVO DE ENCUESTA O BUSQUEDA DE INFORMES PERFECCIONADO"

㉓ SOLICITANTE (S)
INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION

DOMICILIO DEL SOLICITANTE
Armonk, N.Y. 10504, Estados Unidos de América

㉔ INVENTOR (ES)
Michael L.H. KINGDOM-HOCKINGS, Brian H. MIDDLETON, Martin C. PINNELL, Thomas E. ROBINSON, JOHN SIMMONS, Paul H. BENSON Y Richard E. SHEELER.

㉕ TITULAR (ES)

㉖ REPRESENTANTE
DON FERNANDO DE ELZABURU MARQUEZ

1 La presente invención se refiere a un sistema in-
teractivo de encuesta o búsqueda de informes que tiene una
base de datos distribuidos y que puede usarse, por ejemplo,
en un sistema de reserva de asientos y/o expedición de bi-
5 lletes.

Los sistemas electrónicos ("computadorizados") de
reserva y expedición de billetes, en el pasado, han venido
comprendiendo un ordenador central utilizado para contro-
lar una base de datos centrales. Al ordenador central se
10 conectaban varios terminales distantes, normalmente consis-
tentes en un teclado y una presentación visual, o una má-
quina de escribir. Siempre que el empleado de reserva y
expedición de billetes deseaba pedir un informe o efectuar
una transacción, era necesario establecer una conexión con
15 la base central de datos.

Tal disposición adolece de tres desventajas. En
primer lugar, el coste de establecer la conexión entre el
terminal distante y el ordenador que acoge las peticiones
no deja de ser considerable, y está creciendo en todo momen-
20 to. En segundo lugar, el tiempo necesario para establecer
la conexión se suma al tiempo de respuesta del empleado que
ha de responder a una petición o terminar una transacción.
En tercer lugar, todo el sistema depende de la fiabilidad
de los enlaces de comunicaciones.

25 La Memoria descriptiva completa de la solicitud
de patente alemana afín, DOS 2.514.915, describe un siste-
ma de expedición de billetes en el cual hay establecido --
cierto número de bases locales de datos, de modo que las
transacciones pueden completarse sin necesidad de obtener
30 acceso a la base central de datos para todas y cada una de

1 dichas transacciones. Tal enfoque requiere, claro está,
una memoria local para la base local de datos y una capaci-
dad local de tratamiento para el control de dicha base lo-
cal de datos y el de los terminales o periféricos a ella
5 conectados. Por lo tanto, al tener en cuenta los costes
relativos entre un sistema de base de datos centralizada y
un sistema de base de datos distribuidos (o de base distri-
buida), es preciso llegar a cierto equilibrio entre los
costes de almacenaje o memoria local y los costes de comu-
10 nicación. A igualdad de todas las demás cosas, una mayor
rapidez de tiempos de respuesta representa una reducción de
costes, debido a aumentar la productividad por parte del
empleo de reserva y expedición de billetes.

15 La presente invención tiene que ver, pues, con
un sistema de base de datos distribuida en el que se em-
plean unas disposiciones de administración de memoria que
tienden a reducir la necesidad de unas cantidades excesiva-
mente grandes de memoria o almacenaje local.

20 Con arreglo a la presente invención, un sistema
interactivo de encuesta o búsqueda de informes comprende:
un ordenador de datos "acogedor"; una memoria central de
datos controlada por el ordenador acogedor y destinada a
guardar o almacenar una base de datos; una pluralidad de
subsistemas locales conectables al ordenador acogedor y que
25 incluyen cada uno un ordenador local de datos para contro-
lar el acceso al ordenador acogedor y una memoria local de
datos conectada al ordenador local y destinada a almacenar
una parte, solamente, de la base de datos; en cada subsis-
tema, por lo menos un terminal de encuesta conectado al or-
30 denador local, para obtener acceso a cualquier partida o de-

1 talle accesible contenido en la base de datos almacenada
en la memoria central; y en cada subsistema unos medios pa-
ra retener en la memoria local aquellos detalles de la ba-
se de datos que se vean demandados con mayor frecuencia
5 por el terminal o los terminales de ese subsistema parti-
cular de tal modo que, en funcionamiento, pueda obtenerse
acceso a los detalles más estimados o solicitados con ma-
yor frecuencia en un subsistema particular sin necesidad
de tener acceso al ordenador acogedor.

10 La invención se describirá ahora en particular,
a título de ejemplo, con referencia a los dibujos adjuntos,
en los cuales:

- la figura 1 es un esquema de un sistema de ex-
pedición de billetes en el que se emplea una base de datos
15 distribuida;

- la figura 2 ilustra la estructura de la base
de datos;

- la figura 3 ilustra la configuración de un
subsistema local;

20 - la figura 4 ilustra un ejemplo de presenta-
ción visual en un puesto de empleado de expedición de bi-
lletes;

- la figura 5 es un esquema que ilustra la dis-
tribución de la base de datos;

25 - la figura 6 es un organigrama ilustrativo de
un primer método de obtención de acceso a una "página" de
la base de datos;

- la figura 7 ilustra cómo pueden almacenarse
las "páginas" en una memoria de acceso aleatorio (RAM);

30 - la figura 8 ilustra cómo pueden almacenarse

1 las "páginas" en un archivo o memoria de discos magnéticos;

- la figura 9 es un organigrama que ilustra un segundo método de obtener acceso a una página de la base de datos;

5 - la figura 10 ilustra un método alternativo de almacenar páginas en la memoria de acceso aleatorio;

- la figura 11 ilustra un método alternativo de almacenar páginas de base de datos en la memoria de discos magnéticos;

10 - la figura 12 muestra el formato para un asiento de directorio para el método indicado en la fig. 10;

- la figura 13 muestra el formato de asientos de directorio para el método indicado en la fig. 11; y

15 - la figura 14 muestra un ejemplo de asientos de directorio tipo de los representados en la fig. 13.

Con referencia ahora a la fig. 1, un ordenador acogedor central 1, por ejemplo, un ordenador de la marca registrada IBM, sistema 370, modelo 145, tiene una base central 2 de datos que contiene una base completa de datos de expedición de billetes. La base de datos 2 puede almacenarse, por ejemplo, en archivos o memorias de disco de la marca registrada IBM, tipo 3330 ó 3340, aun cuando podría usarse otro dispositivo cualquiera de almacenaje en masa.

25 Al ordenador acogedor 1, por medio de unos enlaces de comunicación 3, van conectados unos subsistemas locales 4 de expedición de billetes, situados en cada estación editora de billetes de la red. La red podría estar constituida por una red completa de ferrocarriles. Con el
30 fin de poder vender billetes para otros sistemas ferrovia-

1 rios, el ordenador central acogedor 1 puede estar conecta-
do, por medio de un enlace de comunicación 5, a otros orde-
nadores 6 que a su vez contengan las bases de datos asocia-
das a su propia red.

5 Cada subsistema local comprende un controlador u
ordenador local 7, por ejemplo, de la marca registrada IBM,
tipo 3773, modelo 2, que contiene una unidad 8 de lógica
aritmética (ALU), un lugar de almacenaje o memoria de ex-
clusiva lectura (ROS), a base de semiconductores, y una me-
10 moria de acceso aleatorio (RAM), también de semiconducto-
res, designadas conjuntamente con el número 9, un adapta-
dor de comunicaciones 10 para conectar el controlador al
ordenador acogedor distante 1, unos adaptadores de entra-
da/salida (I/O) o de periféricos, designados con el número
15 11, y un adaptador 12 de archivos de almacenaje. A los --
adaptadores 11 de entrada/salida van conectadas varias uni-
dades 13 de introducción o asiento de datos; cada unidad
de asiento de datos comprende una pantalla 14 de presenta-
ción visual para pasar mensajes al empleado de expedición
20 de billetes y para presentar detalles de la transacción que
se esté realizando, cierto número de teclas o pulsadores
15, por medio de los cuales el empleado puede introducir
datos y/o iniciar funciones, y un aparato impresor o máqui-
na de escribir 16 para editar los billetes una vez termina-
25 da la transacción.

Al adaptador 12 de archivos va fijado un pequeño
registro o memoria 17 de datos para almacenar localmente
una porción de la base de datos. La memoria 17 de datos
puede ser, por ejemplo, un archivo de disco blando de mem-
30 oria magnética, tal como la Diskette de la IBM (marca regis-

1 trada). El tamaño de la memoria 17 determinará el tamaño
de la base local de datos y este tamaño debe ser ponderado
en función de su coste.

5 La fig. 2 ilustra de qué modo está estructurada
la base de datos usada en el sistema de expedición de bi-
lletes ilustrado en la fig. 1. La base de datos está com-
puesta de cierto número de "páginas" o segmentos de progra-
ma (partidas o detalles), en estructura ramificada, como
se describe con detalle en la Memoria alemana afín DOS --
10 2.514.951. Resumiendo, no obstante, la página o segmento
de programa 21 representa la raíz de una base de datos pa-
ra la expedición de billetes, a partir de la cual es posi-
ble tener acceso a otras páginas de la base de datos. Ade-
más, la página 21 puede usarse para obtener acceso a otras
15 páginas 22 usadas para presentar páginas procedentes de una
base de datos de reserva o de encuesta. La página 21 con-
tiene también unos índices o señalamientos de unas páginas
23, que se usan para presentar nombres de lugares; unas pá-
ginas 27 que se usan para presentar fechas; y unas páginas
20 24 que se emplean durante la presentación de parejas urba-
nas, o de ciudades. A su vez, las páginas o segmentos de
programa 24 tienen señalamientos de otras páginas como, por
ejemplo, las páginas 26, que se usan para crear rutas al-
ternativas, cuando hay donde elegir, entre dos ciudades de
25 una pareja particular, y las páginas 25 que se usan para
presentar tarifas especiales.

La fig. 3 ilustra la organización del subsistema
local 4. Se prevé que cuando el controlador sea un contro-
lador IBM (marca registrada) tipo 3773, modelo 2, es posi-
30 ble conectarle hasta tres unidades de introducción de datos.

1 Dentro del controlador hay un archivo de disco 17, que consta de un disco blando 32 de registro magnético, continuamente rotatorio en un plano vertical según lo indicado por la flecha 33. El disco 32 está metido o emparedado entre
5 una cabeza magnética de registro, soportada en un brazo 34, y una almohadilla de presión sostenida en un brazo 35. Los brazos 34 y 35 pueden moverse a lo largo de un radio del disco 32, según lo indicado por la flecha 36, para así obtener acceso a distintas pistas del disco 32. Una vez obtenido acceso a una pista particular y almacenada en ella,
10 o tomada (leída) de ella, la información, la almohadilla de presión del brazo 35 se lleva hacia el disco, según lo indicado por la flecha 37, hasta poner la superficie de registro magnético en contacto con la cabeza de registro. Una
15 memoria de disco como ésta es capaz de contener hasta 256K baterías de bitios de datos en unas 77 pistas.

En el controlador va situada también una memoria 31 de acceso aleatorio. La memoria 31 está dividida en cierto número de secciones de memorias intermedias o compensadoras ("buffers"), que son las de presentación visual
20 40, las secciones de memoria compensadora 41 de máquina de escribir, la 42 de páginas o segmentos de programa y la 43 de líneas de comunicación. Son tamaños tipo, para estas secciones o memorias compensadoras, los de 2400 baterías
25 de bitios para las memorias compensadoras 40; 600 baterías de bitios para las compensadoras 41 de máquina de escribir; 600 baterías de bitios para la compensadora 43 de líneas de comunicación; y 10.000 baterías de bitios para la memoria compensadora 42 de páginas.

30

El movimiento de datos dentro del subsistema 4 --

1 está controlado por medio de una unidad de mando 30. Como
se apreciará, la unidad de mando 30 puede ser una unidad
de equipo físico construida a propósito, o bien puede constar
5 de equipo físico de uso general configurado y constreñido
para funcionar de un modo particular por métodos de
microprogramación. Usando un controlador IBM (marca registrada)
tipo 3773, modelo 2, la unidad de mando se configura usando
la memoria fija o de exclusiva lectura, la memoria de acceso
aleatorio y el microcódigo de manera similar
10 a la ya conocida en la técnica del ramo. Como tales microcódigo,
etc., no forman parte de la presente invención y están bien
dentro del dominio de conocimientos de un proyectista de sistemas
competente, no se dan más detalles -- dentro de esta Memoria
descriptiva.

15 El "alma" de la unidad de mando 30 es un supervisor 50 cuyo
objeto es el de controlar el funcionamiento global de las
distintas partes del sistema. Los datos que se están enviando
y tomando por lectura a y desde el archivo de disco 17, por
la línea 39, están organizados y controlados por medio de un
20 director de disco 38, controlado a su vez por el supervisor 50,
por medio de la línea 56. De igual manera, las señales presentes
en la línea 51, procedentes de los pulsadores o teclas 15 de la
unidad de introducción de datos, son interpretados por un director
44
25 de la unidad de asiento o introducción de datos, supervisado
a su vez por el supervisor 50 por medio de una línea 57. El
director 44 de la unidad de introducción de datos tiene también
por función la de ensamblar los datos que se van a presentar,
dentro de la memoria compensadora 40 de presentación, a lo
30 largo de la línea 52. Los datos contenidos en

1 la memoria compensadora 40 se transmiten por la línea 68 a las presentaciones visuales 14.

De igual modo, los datos que se vayan a imprimir en la máquina de escribir 16 son transmitidos, por una línea 5
5 línea 69, desde la memoria compensadora 41 de impresión, en la que son ensamblados o reunidos, a través de una línea 53, bajo el control de un director 45 de impresión supervisado a su vez por el supervisor 50 a través de una línea 58. Como se indicó anteriormente, la comunicación con el
10 ordenador acogedor se efectúa a través de la memoria compensadora 43 de comunicación, que se carga a través de una línea 55 por la acción de un director 49 de línea de comunicación. Bajo el control del supervisor 50 realizado a
15 través de una línea 63, el director 49 de línea de comunicación da la seguridad de que los datos que se van a transmitir al ordenador acogedor, o los datos recibidos de éste, tienen el formato y el sincronismo adecuados.

Como se describirá más adelante con mayor detalle, el volumen o parte principal del espacio de almacenaje del disco magnético 32 está ocupado con detalles o páginas 20
(segmentos de programa) procedentes de la base de datos. También contiene registros de las transacciones realizadas en cada terminal. Como alternativa, podría usarse un registrador magnético 65 de cajetas o "casetes", para grabar
25 asientos contables e informaciones de género parecido, caso en el cual el registrador 65 podría estar controlado por un director de "casetes" que viniera a quedar bajo la supervisión general del supervisor 50, por medio de la línea 67. El registrador de "casetes" podría usarse en lugar del
30 archivo de disco 17 para almacenar páginas, pero en general

1 sería demasiado lento para tal fin.

5 Como se indicó antes, los segmentos de programa o páginas pueden estar almacenados dentro del archivo o memoria de disco 17, o bien dentro de la memoria compensadora 42 de páginas. Las páginas se meten y sacan en o de la memoria compensadora 42 de páginas a lo largo de la línea 54, bajo el control de un director 47 de páginas supervisado, a lo largo de la línea 60, por el supervisor 50. Las páginas tomadas por lectura de la memoria compensadora 42
10 son interpretadas por un intérprete 48 de páginas conectado al director de páginas 47 y al supervisor 50 por unas líneas 61 y 62, respectivamente. Como es corriente ahora en los equipos de tratamiento de datos, el supervisor 50 puede tener acceso a una unidad de diagnóstico 46 para utilizar unos programas de diagnóstico a lo largo de la línea
15 59 cuando se produce una avería en el subsistema; esto ayuda al personal técnico de reparaciones a determinar cuál es la unidad o el elemento defectuoso del subsistema.

20 El funcionamiento y el objeto de las diversas partes indicadas en la fig. 3 se describen en la Memoria completa de una solicitud de patente aún todavía no publicada (IBM Docket UK9-75-009), que describe el uso de un catálogo o nomenclator de área para obtener acceso a unas páginas de parejas urbanas seleccionadas. Como se explicó
25 anteriormente con referencia a la fig. 2, hay dentro de la base de datos un número muy grande de páginas que definen parejas urbanas o de ciudades. Así, con n ciudades o estaciones en un sistema de transporte, existen $n(n - 1)/2$ combinaciones posibles de parejas de ciudades. Así, para poder evitar o expedir un billete para un viaje entre un pun-
30

1 to de origen y un punto de destino cualesquiera, un aparato terminal o periférico debe poder localizar una cualquiera de las $n(n - 1)/2$ combinaciones. La velocidad con la que sea posible generar o expedir un billete particular dependerá esencialmente de que la página de la pareja de ciudades correspondiente esté o no almacenada localmente, o de dónde lo esté, o de que haya o no necesidad de obtener acceso a la base de datos situada en el ordenador acogedor central. El almacenaje local de todas las páginas de parejas urbanas o de ciudades es impracticable, puesto que para llevarlo a cabo se necesitaría un excesivo almacenaje local.

Como se explicó en la Memoria completa de la solicitud de patente afín alemana DOS 2.514.915, es posible almacenar localmente cierto número de juegos o grupos subordinados (subgrupos) de la base de datos. Si estos subgrupos contienen las combinaciones de parejas urbanas más estimadas o solicitadas para esa particular estación, resulta posible editar la mayoría de los billetes mediante acceso al subgrupo local. Ahora bien, el número de estaciones de un subgrupo local es, como tipo, de alrededor de 50, de manera que es preciso poder obtener acceso a otras páginas de parejas urbanas con toda rapidez.

La fig. 4 es una representación esquemática de la unidad de presentación y asiento o introducción de datos. La presentación 14 está dividida en cuatro áreas. El área 101 permite presentar la información de billetes de forma que el empleado de expedición de billetes es capaz de controlar el billete que saldrá impreso cuando oprima el pulsador 100 de billetes. Los pulsadores 15 situados en la

1 parte superior de la pantalla 14, designados con LS1, LS2,
LS3, LS4 y BS, permiten al empleado presentar cuatro sub-
grupos locales de la base de datos y le permiten también
el retroceso (BS) a la raíz de la base de datos. Los pul-
5 sadores o teclas 15 restantes están distribuidos en torno
a la pantalla 14. La función de éstos es variable, y la
función representada en particular por cada uno se exhibe
en una área contigua de la pantalla. Así, el área 102 se
utiliza para rotular las teclas 15 de la izquierda; el área
10 103 se usa para rotular las teclas 15 de la derecha; y el
área 104 se usa para rotular las teclas 15 inferiores.

El empleo de la unidad de introducción o asiento
de datos y el de la presentación, para interrogar a la ba-
se de datos, se describe con mayor detalle en la Memoria
15 completa de las solicitudes de patente afines más arriba
mencionadas.

Como se explicará con mayor detalle más adelante,
si desde el subgrupo local es posible crear o atender un
viaje particular, no hay necesidad de obtener acceso a la
20 base de datos completa situada en el ordenador acogedor o
central. La forma de ejecución que se va a describir tien-
de a distribuir la base de datos de manera que se reduce
al mínimo la necesidad de tener acceso a dicho ordenador
central. Con esto no sólo se reducen los costes de comuni-
25 cación sino también se tiene la seguridad de que es posible
editar o expedir una mayor proporción de billetes aun cuan-
do el enlace con el ordenador central o acogedor sea defec-
toso.

La fig. 5 es un esquema que resume el modo de dis-
30 tribución de la base de datos. Las presentaciones en la --

1 unidad 13 de asiento de datos están controladas desde unas
páginas almacenadas en la memoria 31 de acceso aleatorio.
La memoria 2 del ordenador acogedor contiene la base de da-
tos completa, incluidas todas las páginas de parejas urba-
5 nas y un nomenclator completo. El nomenclator sirve de di-
rectorio o guía de nombres de ciudades, permitiendo obtener
acceso a las páginas representativas de combinaciones de
parejas urbanas particulares. Como tipo, el nomenclator
completo puede contener unos 3.000 a 3.500 nombres, que re-
10 quieren unas doscientas páginas de la base de datos. Con
3.000 nombres, hay 4.498.500 viajes posibles, que exigen
aproximadamente 4,5 millones de páginas. Suponiendo que
cada página de pareja urbana contenga 20 baterías de bitios,
esto significa que la base de datos necesitaría aproximada-
15 mente 90 millones de baterías de bitios, sólo para páginas
(segmentos de programa) de parejas urbanas o de ciudades.
Claro está que es impracticable almacenar todas éstas en
la memoria de disco local 17, y por ello sólo se guardan
las páginas más estimadas o solicitadas, en esta memoria
20 de disco 17. Se retienen ciertas pistas 17A para un nomen-
clator de área y unas páginas de parejas urbanas seleccio-
nadas, que constituyen los subgrupos locales elegidos por
el personal asesor de expedición de billetes. Estas pistas
están protegidas contra toda borradura o supresión. Las
25 pistas 17B, en cambio, contienen páginas que se van a bus-
car desde el ordenador acogedor, pero que quedan retenidas
en almacenaje con arreglo a la frecuencia de su uso. Como
tipo, el disco magnético blando de la Diskette de IBM (mar-
ca registrada) puede estar dispuesto para almacenar datos
30 en 77 pistas. Cada una de las 77 pistas contiene 26 blo-

1 ques de datos, estando cada bloque constituido por 128 ba-
terías de bitios. Con unos subgrupos locales y nomencla-
tor de área que requieran unas ocho pistas, puede disponer-
se hasta de 47 pistas para almacenar las páginas que se ven-
5 gan a buscar desde la base de datos del ordenador acogedor
central. Esto significa que en las pistas 17B es posible
almacenar y recuperar hasta un millar de páginas de parejas
urbanas, además de las páginas de control y cálculo de ta-
rifas.

10 Aparte de contener las páginas que en realidad
se estén usando para crear la presentación, la memoria de
acceso aleatorio contiene también las páginas más reciente
o frecuentemente usadas, que incluyen páginas contenidas
en el subgrupo local. Se ha estimado que, con una disposi-
15 ción tal como la bosquejada más arriba, es posible manejar
directamente desde la memoria de acceso aleatorio hasta un
90% de todas las peticiones o solicitudes de billete, y --
hasta un 99% puede ser manipulado sin necesidad de obtener
acceso al ordenador central.

20 En lo que sigue se describirá, con referencia a
las figs. 6 a 8, un método particular de administración u
organización de las memorias de datos. La fig. 6 es un or-
ganigrama que ilustra las funciones desempeñadas por el su-
pervisor 50 de la fig. 3, el director 47 de páginas (fig.
25 3) y el director 38 de disco (fig. 3). Cuando el supervi-
sor 50 determina que se requiere una página o segmento de
programa, pregunta en 70 al director de páginas 47 si esa
página particular está o no en la memoria 31 de acceso alea-
torio (RAM). Si la página requerida está en la RAM 31, se
30 tiene entonces acceso a la misma, como en 71, para su pre-

1 sentación o cálculo.

Si la página requerida no está en la RAM 31, el supervisor 50 determina en 72 si la página está en una tabla auxiliar de consulta almacenada en la RAM, que contiene
5 la dirección de acceso, en el disco magnético 32, de las páginas más recientemente, o más frecuentemente, utilizadas. Si la dirección de acceso de la página requerida se halla en la tabla auxiliar, el director de disco 38 en 73, va a buscar inmediatamente la página al disco 32, y esa página
10 se trae y se inscribe en la RAM 31, en 77; a la página puede luego obtenerse acceso, como en 71.

Si, en cambio, en 72 se determinó que la dirección de acceso de la página no estaba en la tabla auxiliar, es necesario determinar si la página está almacenada en el
15 disco, o si es necesario tener acceso al ordenador central. Un método preferido consiste en efectuar una operación de copia por descomposición ("hashing") con el número de la página requerida (como en 74) y, de aquí, determinar en qué pista o grupo de pistas del disco 32 estará almacenada la
20 página, de estar presente. Así, en 75 se tendría acceso a la pista determinada a consecuencia de la operación de copia por descomposición, y se haría una determinación, usando el directorio de pistas, para averiguar si la página requerida estaba presente en realidad. De estar la página --
25 almacenada, el director de disco 38 puede "traerla" o mandar a buscarla, como en 73. En este caso se actualiza la tabla auxiliar, sustituyéndose con el nuevo asiento el de la página que se haya ido a buscar menos recientemente.

Si se averigua que la página requerida no está
30 almacenada en la memoria de disco 17, el supervisor 50 hace

1 que el director 49 de comunicación traiga la página reque-
rida, tomándola del ordenador acogedor central, como en 76.
Una vez recibida del ordenador central la página, ésta se
inscribe inmediatamente en la memoria 31 de acceso aleato-
5 rio (RAM), como en 77, para sucesivo uso. Simultáneamente,
el supervisor 50 hace que el director 38 de disco determine
o averigüe, en 78, si hay espacio de almacenaje en la pis-
ta apropiada (si se usa el método de descomposición), en el
disco 32. De haber espacio suficiente en el disco 32, la
10 página traída se inscribe en la memoria 17 de disco (como
en 79), por la acción del director 38 de disco. Si en la
memoria de disco 17 no hay espacio suficiente para almace-
nar la página traída, se crea espacio entonces mediante una
acción de borrar, como en 80, anulándose las páginas menos
15 frecuentemente usadas, con tal que estas páginas no estén
protegidas.

Así, al requerirse una página, el supervisor hace
primero que el director 47 de páginas determine si la pági-
na está en la RAM 31; luego, si es necesario, hace que el
20 director 38 de disco determine si la página está almacenada
en la memoria de disco 17; y luego, si es preciso, hace que
el director 49 de comunicaciones traiga la página del orde-
nador central. En una variante o modificación, si se ave-
rigua que la página requerida no está en la RAM 31, es po-
25 sible iniciar la obtención de acceso al ordenador central,
según lo indicado por la línea 81, mientras se averigua si
la página está en la memoria de disco 17. El supervisor 50,
en este caso, anularía la petición al ordenador central si
aparece primero la página en la memoria de disco 17, o bien
30 anularía la petición a la memoria de disco 17 si la página

1 aparece primero en el ordenador central y se trae de éste.
Con esto se impediría la acumulación de retardos que podría
producirse de no obtenerse acceso al ordenador central has-
ta después de haberse averiguado que la página requerida
5 no estaba almacenada en la memoria local.

La fig. 7 ilustra esquemáticamente de qué modo se
introducen las páginas en la memoria de acceso aleatorio y
se borran de ésta. Cuando el director de páginas 47 (fig.
3) trae o manda buscar una página para su almacenaje en la
10 RAM, primero determina la posición de la misma en la es-
tructura ramificada o de "árbol" de la base de datos. La
posición de la página por encima o por debajo de un nivel
de umbral determina si la página se añade a una cadena de
las menos recientemente usadas (cadena de LRU) o a una ca-
15 dena de las muy recientemente usadas (cadena de QRU). Las
páginas a un nivel inferior al de umbral se añaden a la ca-
dena de LRU y las páginas a un nivel superior al de umbral
se añaden a la cadena de QRU. Es posible especificar un nú-
mero mínimo de páginas para la cadena de QRU. Cada cadena
20 opera como una pila o paquete de "devolución" o serie cro-
nológica ("push-down"), quedando en la parte alta de la pi-
la la página más recientemente utilizada.

Cuando la memoria compensadora de páginas está
llena, es necesario borrar para abrir espacio, y a este fin
25 puede usarse el algoritmo ilustrado en la fig. 7I.

En primer lugar, el director de páginas 47 (fig.
3) determina, en 90, si en la RAM hay espacio suficiente pa-
ra la nueva página. Si lo hay, el director de páginas ins-
cribe la nueva página en la RAM, como en 91, encadenándolo
30 o llevándolo a la pila apropiada: esto es, la de QRU o la

1 de LRU. En cambio, si la determinación hecha en 90 indica
que la RAM está llena y hace falta borrar para crear espa-
cio, el director de páginas determina en 92 si la cadena de
QRU contiene el número mínimo de páginas. Si no las contie-
5 ne, se borra entonces, como en 93, la página menos recien-
temente utilizada en la cadena de QRU. Una vez creado de
esta manera el espacio suficiente, es posible almacenar la
nueva página en la RAM, en la parte alta de la pila apro-
piada, esto es, de la QRU o la LRU. Si en 92 se averiguó
10 que la cadena de QRU contenía el número mínimo de páginas,
el director de páginas, en 94, borra de la cadena de LRU la
página menos recientemente usada.

El uso de este algoritmo y el hecho de que las
páginas más frecuentemente usadas, según determinaciones
15 estadísticas, estarán en o cerca de la raíz de la base ra-
mificada ("árbol") o sus subordinadas ("sub-árboles") sig-
nifica que, en funcionamiento, las páginas más frecuentemen-
te usadas tenderán a concentrarse hacia uno de los extremos
de la sección de memoria compensadora de páginas.

20 La fig. 7H es un esquema de la memoria 31 de acce-
so aleatorio, que ilustra cómo se distribuirán al azar di-
versas páginas 95, por toda la RAM. Las puntas de flecha
de la fig. 7H representan señaladores desde una página de
la cadena a la siguiente página de la cadena.

25 Las figs. 7A a 7G sirven para ilustrar de qué mo-
do se meten las páginas en las pilas de QRU y de LRU, y se
sacan de éstas. Es de notar que las figs. 7A a 7G no repre-
sentan posiciones físicas con respecto a la memoria compen-
sadora de páginas, sino que representan las posiciones ló-
30 gicas dentro de las pilas de QRU y de LRU.

1 Las figs. 7A a 7F representan las dos cadenas du-
rante siete transacciones. Como se indica por la fig. 7A,
en la pila están introducidas unas cinco páginas. Las dos
primeras páginas que se traen, P111 y P222, tienen cada una,
5 en la estructura de "árbol", una posición inferior al ni-
vel de umbral para esta particular transacción y, por con-
siguiente, se han asentado o introducido en la cadena de
LRU. Las páginas tercera, cuarta y quinta, en cambio, es-
tán, en la estructura ramificada o de "árbol" de base de
10 datos para esta particular transacción, a un nivel superior
al de umbral, y han sido introducidas en la cadena de QRU.

Para la transacción siguiente, representada por
la fig. 7B, se han traído otras cinco páginas P100, P200,
P300, P400 y P500, por este orden. Las páginas P100 y P200
15 están por bajo del nivel de umbral y, por consiguiente, se
han añadido a la cadena de LRU. Las páginas P300, P400 y
P500 están por encima del nivel de umbral y pertenecen a
la cadena de QRU.

Para la tercera transacción, ilustrada por la fig.
20 7C, se supone que sólo se necesita traer dos páginas, a sa-
ber, la P110 y la P210, la primera por debajo y la segunda
por encima del nivel de umbral. Esto hace que se llene la
sección de memoria compensadora ("buffer") de páginas, y
para añadir nuevas páginas hará falta borrar otras antiguas.
25 normalmente de la pila de QRU, con el fin de crear espacio
suficiente.

En la transacción siguiente (fig. 7D), supóngase
que se requieren cuatro páginas, a saber: las P101 y P202
que, según lo determinado, van a estar por bajo del nivel
30 de umbral, y las P303 y P404, que van a estar por encima del

1 nivel de umbral. En este caso, son las páginas P300, P555, P444 y P333 las que se borrarán, de la cadena de QRU, por la acción del director de páginas.

5 Como se indicó más arriba, es posible especificar un número mínimo de páginas, del cual no se ha de bajar; y supóngase ahora que este número mínimo es de cinco. Como se indica en la fig. 7D, la cadena de QRU contiene ahora este número mínimo. Si la transacción siguiente hubiese de traer tres páginas de un tamaño tal que con borrar las pá-
10 ginas P210, P500 y P400 de la cadena de QRU se podría crear un espacio suficiente sin dejar por ello de cumplir el requisito de mínimo citado, se borrarían entonces estas páginas. Si, por el contrario, el director de páginas determina que las nuevas páginas exigen tanto espacio en la cadena
15 de QRU que no es posible ya satisfacer dicha condición de número mínimo si se borran páginas de la cadena de QRU, se borran entonces la página o las páginas menos recientemente usadas de la cadena de LRU.

20 Esto es lo que se ilustra en la fig. 7E, donde se han traído e introducido dos nuevas páginas, P330 y P440, en la cadena de QRU, y las páginas P220 y P110 se han añadido a la cadena de LRU. Para satisfacer el requisito del número mínimo de páginas en la cadena de QRU, sólo se han borrado de ésta las páginas P500 y P400; habiéndose también
25 borrado de la cadena de LRU, para crear espacio, las páginas situadas en la parte inferior, es decir, las menos recientemente usadas.

La fig. 7F ilustra la situación en que se repite la transacción indicada en la fig. 7A. Para mantener el
30 número mínimo de páginas en la cadena de QRU, se borran pá-

1 ginas de la cadena de LRU. Así, pues, las páginas P111,
P222, P333, P444 y P555 se traen e introducen en las cade-
nas de QRU y de LRU, en tanto que se han borrado las pági-
nas P404, P303, P210, P202 y P101.

5 La fig. 7G representa el esquema cuando se ha re-
petido la transacción de la fig. 7B. Así, las páginas --
P500, P400 y P300 se han traído e introducido en la cadena
de QRU, y las páginas P200 y P100 se han introducido en la
cadena de LRU. Se ha creado espacio suficiente borrando
10 páginas de la cadena de QRU solamente. Se hace resaltar
que la figura 7 ilustra las posiciones lógicas en las cade-
nas, tal como son controladas por el director 47 de páginas,
y no representa la posición física real de las páginas den-
tro de la memoria compensadora 42 de páginas. A medida --
15 que se borran páginas de la memoria compensadora 42 con el
fin de crear espacio para nuevas páginas, el director 47
de páginas consolida el espacio existente en la memoria --
compensadora, de modo que el espacio disponible no se frag-
menta físicamente por toda la memoria compensadora. El --
20 efecto combinado de este método de consolidación y del mé-
todo de cadenas de QRU y LRU es el de "empaquetar" o con-
centrar las páginas frecuentemente usadas, en uno de los
extremos de la memoria compensadora de páginas: las pági-
nas de niveles inferiores se usan más frecuentemente que
25 las páginas de niveles superiores.

La fig. 8 ilustra uno de los métodos para dirigir
o administrar el almacenaje en el archivo o memoria de dis-
co 17. La diskette de IBM (marca registrada) contiene has-
ta 77 pistas. La fig. 8A ilustra cómo se asignan las di-
30 versas pistas para almacenar distintas clases de datos. --

1 Así, las pistas 1 a 4 se usan para proporcionar copia de
ciertos datos en la memoria RAM, de acceso aleatorio. Ta-
les datos incluyen una tabla que contiene las direcciones
de acceso, en el disco, de las treinta y dos páginas que
5 con más frecuencia se traen o van a buscar. El tamaño de
la tabla depende de la pauta de acceso de los sistemas pe-
ro, como tipo, puede contener 32 asientos. Esta tabla de
direcciones más frecuentemente traídas sirve de tabla auxi-
liar, según lo explicado con referencia a la fig. 6. En la
10 RAM y en las pistas de copia o apoyo está también almacena-
da una tabla de uso de pistas, cuyo objeto es el de llevar
un registro de las pistas protegidas, las pistas que nece-
sitán compresión, y también un registro de la frecuencia
de acceso ó de uso de las diferentes pistas. Así, cuando
15 se necesite crear espacio dentro del archivo de disco, el
director de disco puede obtener acceso a la tabla de uso de
pistas con el fin de determinar cuál de las pistas no pro-
tegidas se usa con menos frecuencia; en esta pista es don-
de puede, entonces, crearse un espacio o hueco.

20 Las pistas 5 a 13 están reservadas para las pági-
nas que constituyen los subgrupos locales y el nomenclator
de área. Como tales, están protegidas contra borradura o
anulación durante el normal proceso creativo de espacio, --
aun cuando es posible sustituirlas si se crean nuevos sub-
25 grupos locales o un nuevo nomenclator local. Las páginas
completas de nomenclator y parejas urbanas o de ciudades es-
tán divididas en cuatro grupos A, B, C y D. Toda página del
grupo A se halla almacenada en las pistas 14 a 20; toda pá-
gina del grupo B lo está en las pistas 24 a 29; cualquiera
30 de las del grupo C lo está en las pistas 47 a 54; y cual-

1 quiera de las del grupo D, en las pistas 49 a 67. Como las
páginas o segmentos de programa son de tamaño variable, es
conveniente tener unas pistas de desbordamiento 21 a 23 pa-
ra los grupos A y B, y unas pistas de desbordamiento 55 a
5 58 para los grupos C y D.

Las pistas 30 a 39 y 41 a 46 están reservadas pa-
ra información "contable"; contienen asientos que registran
las transacciones completadas en los distintos terminales
de expedición de billetes conectados al ordenador local. --
10 La pista 40 contiene un registro del saldo actual en caja,
en curso en un momento dado, para cada terminal, en unión
del número de serie de la transacción en curso. Las pis-
tas 68 a 77 son de reserva.

Es de notar que la Diskette de IBM (marca regis-
15 trada) está en contacto con la cabeza de registro/reproduc-
ción cuando se está teniendo acceso a la misma. Por lo tan-
to, el frecuente acceso a determinadas pistas es capaz de
originar un indebido desgaste local de la Diskette. Este
desgaste puede compensarse redistribuyendo periódicamente
20 las pistas por toda la superficie del disco. Así, pues,
los números de pista indicados en la fig. 8A no reflejan
necesariamente la posición física de las pistas en el disco.

Cada una de las 77 pistas contiene 26 bloques de
datos, estando cada bloque constituido por 128 baterías de
25 bitios. El principio de cada pista usada para almacenaje
de páginas contiene un directorio de tres bloques, que indi-
ca la posición, dentro de las pistas, de las páginas en --
ellas almacenadas (fig. 8B). El formato exacto del direc-
torio puede ser de una forma cualquiera adecuada, pero, de
30 preferencia, las ocho primeras baterías de bitios del direc-

1 torio de tres bloques constituyen un encabezamiento de di-
rectorio o de guía que contiene, por ejemplo, el número de
asientos de directorio en uso, el siguiente bloque disponi-
ble para almacenaje y el punto de partida o iniciación den-
5 tro de ese bloque, una indicación de si hay en uso una área
de desbordamiento y si la pista es una pista protegida. El
asiento de directorio para una página contendría normalmen-
te, por ejemplo, el número de la página (por ejemplo, 32
bitios), la dirección de acceso de la página, si ésta se
10 halla protegida, y un índice o nivel de recuento de su fre-
cuencia de uso.

Al escribirse una página en el disco, el número
de página se "descompone" para determinar en qué grupo de
pistas (o, alternativamente, en qué pista) ha de almacenar-
15 se. A continuación, cuando el director de disco determina,
por la tabla de uso de pistas, cuál es la pista menos fre-
cuentemente usada, es capaz de determinar por el directo-
rio de pistas cuáles son los bloques menos frecuentemente
usados dentro de esa pista.

20 Los niveles de recuento de uso, en la tabla de
uso de pistas y en el directorio de pistas, reciben un va-
lor alto cuando se inscribe una página en la memoria de dis-
co. Periódicamente se va reduciendo por decrementos este
nivel: por ejemplo, una vez al día o al comienzo de cada
25 turno de trabajo, y el nivel de recuento se repone o resta-
blece al nivel alto siempre que se usa la página.

Periódicamente, es posible copiar o reinscribir
las páginas almacenadas en la memoria de disco, con el fin
de consolidar el espacio libre y prevenir una indebida frag-
30 mentación del espacio.

1 Los métodos de administración de memoria descri-
2 tos con referencia a las figs. 6 a 8 son particularmente
3 útiles cuando la frecuencia de acceso a las páginas o seg-
4 mentos de programa tiene una tendencia tal que a ciertas
5 páginas se tiene acceso más frecuentemente que a otras. --
6 Los métodos alternativos que se van a describir ahora con
7 referencia a las figs. 9 a 14 resultan útiles cuando la
8 pauta de acceso a las páginas es más aleatoria.

9 La fig. 9 ilustra una alternativa de método, res-
10 respecto al ilustrado en la fig. 6, para obtener acceso a una
11 página de la base de datos. Si el director 47 de páginas
12 (fig. 3) indica en 70 al supervisor 50 (fig. 3) que la pá-
13 gina requerida no está en la memoria de acceso aleatorio
14 (RAM), se efectúa una determinación en 72' para averiguar
15 si la página requerida está almacenada en el directorio de
16 disco. Como se explicará con mayor detalle al hacer refe-
17 rencia a las figs. 11 y 13, el directorio de disco está al-
18 macenado en dos pistas de la memoria de disco. Si el di-
19 rector 38 de disco (fig. 3) determina que la página requere-
20 rida está almacenada en la memoria de disco, la trae e ins-
21 cribe en la RAM (etapas o pasos 73 y 77) de igual manera
22 que en la fig. 6. Si la página no está en el directorio
23 de disco, se trae del ordenador central como en 76 y se
24 inscribe a continuación en la RAM y en el disco (etapas 77
25 a 79) de igual manera que en la fig. 6.

26 Con el fin de prevenir retardos acumulativos, el
27 supervisor 50 puede controlar al director de comunicación
28 49 para que traiga una página, según lo indicado por 81',
29 tan pronto como se haya determinado que la página deseada
30 no está en la RAM. El supervisor 50 vigilaría entonces --

1 cuál de los dos directores, el 38 de disco o el 49 de comu-
nicación, es el que traía primero la página requerida, y
luego anularía la petición al otro.

5 La fig. 10 ilustra esquemáticamente cómo puede
organizarse la sección de memoria compensadora 42 de pági-
nas. Esta memoria compensadora 42 está dividida en dos --
partes, una que contiene un directorio y la otra que con-
tiene páginas y espacio libre para páginas. El límite en-
tre las dos partes de la memoria compensadora es flotante,
10 puesto que tener un límite fijo equivaldría a desperdiciar
espacio. La fig. 12 es un ejemplo de un posible formato
de asiento de directorio, que consta de diez baterías de
bitios. Las cuatro primeras baterías de bitios represen-
tan el número de página; la quinta batería de bitios repre-
senta la extensión o el tamaño de la página; y la sexta ba-
15 tería de bitios indica el tipo de página: por ejemplo, si
la página se usa para crear una presentación visual o si
se usa para el cálculo solamente.

20 Las baterías de bitios séptima y octava contie-
nen la dirección de acceso, en la RAM, de la página; la no-
vena batería de bitios contiene un nivel de recuento que
representa la cantidad de uso de la página; y la décima ba-
tería de bitios representa el estado. Hay dos maneras de
poder usar el nivel de recuento para indicar el uso de la
25 página. En un primer método, se da a este nivel de recuen-
to un valor alto al inscribirse la página por primera vez
en la RAM, valor que se va rebajando periódicamente, y se
restablece el nivel alto siempre que se use la página. En
un segundo método, se incrementa el nivel de recuento cada
30 vez que se hace uso de la página; cuando el campo de recuen-

1 to (batería de bitios) está lleno, el director de páginas
divide automáticamente por 2 todos los campos de recuento
del directorio (esto es, desplaza los bitios de la batería
en una posición a la izquierda, desechando el bitio menos
5 significativo).

Los asientos de directorio se introducen en la
memoria compensadora 42 por arriba (según lo representado
por la flecha D E en la figura 10), y las páginas se asien-
tan o introducen en la memoria compensadora 42 por abajo
10 (según lo indicado por la flecha P E en la figura 10). La
fig. 10A representa la situación al comienzo, cuando la me-
moria compensadora de páginas está completamente vacía, ha-
llándose el espacio encabezado por un índice o señalador
de espacio S P. El índice o señalador de espacio contiene
15 una indicación de la extensión del espacio encabezado por
él y también la dirección de acceso, en la memoria compen-
sadora, del espacio siguiente, si lo hay.

La fig. 10B representa la situación existente
cuando en la memoria compensadora 42 se han introducido
20 las páginas y sus correspondientes directorios, a medida
que se han ido trayendo del ordenador central o del archi-
vo de disco. Eventualmente, como se indica en la fig. 10C,
la memoria compensadora se habrá llenado por completo de
páginas y sus asientos de directorio. Cuando haya que aña-
25 dir una nueva página a la memoria compensadora, es preciso
crear espacio borrando, para ello, las páginas infrecuente-
mente utilizadas. Hay dos posibilidades: o bien el direc-
tor de páginas puede determinar qué página es la que tiene
la mínima frecuencia de recuento de uso, y originar su bo-
30 rradura o anulación, o bien el director de páginas puede

1 borrar todas las páginas que tengan unos niveles de recuen-
to de la frecuencia de uso inferiores a un nivel de umbral.
De preferencia, el director de páginas explora el catálogo
o directorio, examinando la frecuencia de la batería de bi-
5 tios de uso. Si su valor está por bajo del valor de um-
bral, se examina su batería de bitios de estado, para de-
terminar si puede ser anulada. Si la extensión es igual
o mayor que el espacio requerido, esta página resulta ser
la más elegible para su borradura, y es borrada. Si su ex-
10 tensión no es suficiente, prosigue la exploración del di-
rectorio entero hasta que se obtiene una página suficiente-
mente grande, adecuada para ser borrada, o bien hasta que
se termina la exploración de todo el directorio.

Si mediante la anulación o borradura de una sola
15 página el espacio creado es insuficiente, el director de
páginas borrará más de una. En cuanto una página (y su co-
rrespondiente asiento de directorio) es borrada, en el es-
pacio así creado se intercala un índice o señalador de es-
pacio. Si el espacio se llena sólo parcialmente con la --
20 nueva página, se introduce un nuevo señalador de espacio a
la cabeza del espacio restante. Esto es lo que se ilustra
en la fig. 10D, donde se han introducido páginas en dos es-
pacios.

Periódicamente, para impedir una excesiva fragmen-
25 tación del espacio por toda la memoria compensadora, es po-
sible consolidar o unificar el espacio entre el área de di-
rectorio y las páginas. La consolidación del espacio es
más fácil si se emprende a partir de la extremidad de la me-
moria compensadora de páginas correspondiente al directorio.
30 Por consiguiente, cada señalador de espacio, de preferencia,

1 lleva dentro la dirección de acceso del espacio que inmediatamente le precede, así como la del espacio que le sigue inmediatamente. La figura 10E ilustra la situación resultante cuando el espacio ha sido consolidado.

5 Aun cuando ello no es esencial, en este momento el director de páginas puede también redistribuir las páginas por el orden de su frecuencia de uso.

La fig. 11 es semejante a la fig. 8A, pero ilustra un método alternativo de asignar páginas a las diferentes pistas del archivo o memoria de disco magnético. Las 10 pistas 1 a 4 se asignan para almacenar apoyo en RAM (con o sin tabla de uso de pistas o tabla de las páginas más recientemente usadas). Las pistas 5 a 13 están asignadas al almacenaje de los subgrupos locales y del nomenclator local o de área, en tanto que las pistas 14 a 30 están designadas para almacenar el "diario" (datos contables) y el -- 15 saldo. Dos pistas, las pistas 31 y 32, están asignadas para contener el directorio de discos, usándose las pistas 38 a 77 para almacenar páginas. Las pistas 33 a 37 están 20 reservadas para otros fines. Al igual que en la primera forma de realización, las páginas más frecuentemente usadas están retenidas en almacenaje en la memoria de disco 17. Es de notar también que, con el fin de distribuir el 25 desgaste uniformemente por todo el disco, en el caso de grabación y reproducción con contacto de cabeza, las diversas pistas, y en especial las pistas contables, de saldo y de directorio, pueden reinscribirse periódicamente en distintas posiciones físicas del disco. Los números de pista dados en la fig. 11, por lo tanto, no representan posiciones 30 de pista reales y efectivas.

1 Al igual que en la forma de ejecución anterior-
mente descrita, cada pista contiene 26 bloques de 128 ba-
terías de bitios cada uno. Ahora bien, en contraste con
la forma de ejecución anterior, los asientos de directorio
5 no se introducen al comienzo de cada pista, sino que están
situados en dos pistas dedicadas a directorio, que se des-
cribirán en lo que sigue con referencia a las figuras 13
y 14. La fig. 13 ilustra el formato del asiento de direc-
torio, en tanto que la fig. 14 da un ejemplo de cómo se ha-
10 cen los asientos en las pistas de directorio.

Con referencia ahora a la fig. 13, hay dos tipos
de asientos de directorio, de ocho baterías de bitios. El
primer tipo, denominado primario, es el que se ilustra en
la fig. 13A, mientras el segundo tipo, denominado secunda-
15 rio, se ilustra en la fig. 13B. Como se verá por la fig.
13A, las cuatro primeras baterías de bitios de un asiento
primario se usan para el número de página, empleándose las
cuatro baterías de bitios sucesivas para indicar el tamaño
de la página, el tipo de asiento de directorio, un nivel de
20 recuento que indica la frecuencia de uso de la página y un
señalador de desbordamiento o exceso que indica la conti-
nuación (si la hay) de la página. El objeto de estas bate-
rías de bitios se aclarará más adelante. Como se verá por
la fig. 13B, un asiento secundario comprende también ocho
25 baterías de bitios: pero las cuatro primeras, la quinta y
la séptima de ellas, no se usan. La sexta batería de bi-
tios se usa para indicar que el asiento es de tipo secunda-
rio, mientras que la octava batería de bitios se usa como
señalador para indicar la continuación (si la hay) del cam-
30 po.

1 En esta forma de realización, las 40 pistas usa-
das para las parejas de ciudades y otras páginas provenien-
tes del ordenador central están divididas cada una en 26
bloques. Así, hay 1040 bloques disponibles para el almace-
5 naje de páginas. Una sola página puede ocupar de uno a --
ocho bloques, esto es, de 128 a 1024 baterías de bitios.
Cada una de las pistas de directorio está dividida en 1040
sectores (40 pistas, a 26 bloques por pista). Así, el di-
rectorio contiene tantos asientos como bloques hay para al-
10 macenar páginas. Mediante el reparto del área de almace-
naje de páginas en bloques de longitud fija, se evita la
fragmentación del espacio, haciéndose innecesaria la conso-
lidación del espacio que consume tiempo. Cada asiento de
directorio, sea primario o secundario, contiene un señalador
15 de encadenamiento directo o hacia delante (OFLO), que
enlaza entre sí todos los bloques que constituyen una pá-
gina particular. El señalador de OFLO se usa también para
administrar el espacio no usado.

Los asientos de directorio se inscriben en dos
20 pistas, A y B. La pista A contiene los campos de búsqueda
(es decir, el número de la página), en tanto que la pista
B contiene los campos de argumento asociados, que contie-
nen datos de extensión, tipo, recuentos de frecuencia de
uso, y el señalador de OFLO. Cada pista de directorio, --
25 por lo tanto, contendrá 26 bloques de 40 datos de asiento
de directorio de cuatro baterías de bitios. El orden de
directorio se mantiene en ambas pistas. Así, el enésimo
campo de búsqueda (que contiene el número de la página) de
la pista A y el enésimo campo de argumento de la pista B
30 constituyen un asiento completo de directorio para el ené-

1 simo bloque contenido en las pistas de almacenaje de pági-
na. La dirección de acceso de cualquier página puede cal-
cularse partiendo de la posición de su asiento de directo-
rio. Por ejemplo, si el número de páginas requerido se ha-
5 lla en el décimo asiento de directorio, entonces la direc-
ción de acceso de la página se encuentra sumando 10 a la
dirección de acceso de pista y bloque del principio de los
bloques de almacenaje de páginas.

10 El señalador de OFLO permite la segmentación de
las páginas que sean mayores de 128 baterías de bitios. Es
capaz de contener la dirección de acceso, sea relativa,
sea absoluta, del asiento y bloque de directorio para el
siguiente segmento de la página. El asiento de directorio
de tipo secundario se usa para asientos de desbordamiento,
15 y permite al director de disco distinguir entre páginas
que sean de más de un bloque (128 baterías de bitios) de
longitud. Además, es útil, durante la borradura o anula-
ción, asegurarse de que sólo se borran asientos primarios,
o asientos primarios y sus asientos secundarios asociados.
20 Puesto que el campo de búsqueda de un asiento secundario
contiene una clave nula, puede hacerse caso omiso de él du-
rante una búsqueda de un número de página particular.

25 El campo de uso, en el asiento de directorio, se
utiliza de manera igual a la anteriormente descrita. Quan-
do se necesita espacio, el director de disco busca en el
directorio para determinar cuál es el asiento primero que
tiene un nivel bajo de recuento de uso. Puede entonces bo-
rrarse la página asociada, encadenándose los asientos se-
cundarios que haya asociados, por medio de sus señaladores
30 de OFLO, a un señalador de espacio libre contenido, por --

1 ejemplo, en la primera posición que haya disponible en el directorio.

5 Como la Diskette (de disco blando) trabaja con contacto de cabeza de grabar y reproducir durante el acceso a una pista, cabe esperar que aumenten las tasas de -- error en las pistas de directorio debido a un uso muy frecuente o intenso. Este problema puede mitigarse trasladando periódicamente (por ejemplo, una vez al día) por -- reinscripción las pistas de directorio emparejadas a otra 10 área del disco contenida, por ejemplo, en las pistas 33 a 37.

15 La fig. 14 ilustra un ejemplo de asientos de directorio en los cuales el primer asiento es un espacio libre. El director de disco contiene un señalador de espacio libre, que indica el primer espacio libre disponible en el disco. No tiene que estar necesariamente situado en el primer bloque.

20 En la fig. 14, el campo de OFLO contiene la dirección de acceso relativa del asiento de directorio de -- desbordamiento, aun cuando, como alternativa, podría usarse la dirección de acceso absoluta. Así, el primer asiento contiene un señalador de OFLO, que indica que habrá un espacio libre adicional situado en los asientos de directorio 9 ($1 + 8$) y, por tanto, en los asientos 11, 12, etc. 25 El asiento 2 es un asiento primario de directorio para el número de página AAAA. Esta página ocupa de dos a tres -- bloques (entre 256 y 384 baterías de bits) y, como se indica en la figura, el señalador de OFLO señala al asiento 3 ($2 + 1$); este asiento secundario de directorio tiene a 30 su vez un señalador que indica el asiento 4 ($3 + 1$). Así,

1 los tres bloques de almacenaje de página, correspondientes
a los asientos de datos 2, 3 y 4, contienen la página AAAA.
Como se verá, el señalador de OFLO del asiento 4 contiene
un cero, indicativo de que no hay desbordamiento alguno --
5 adicional.

El asiento número 5 es un asiento primario rela-
tivo a la página número BBBB y de tamaño menor de 128 bate-
rías de bitios. El asiento número 6 es un asiento primario
relativo a la página número CCCC, almacenada en los bloques
10 sexto y octavo de almacenaje. Las páginas números DDDD y
EEEE, por otra parte, tienen una longitud, cada una, igual
o menor de 128 baterías de bitios y están almacenadas en
los bloques séptimo y décimo de almacenaje. Resumiendo,
cada página requiere un asiento primario de directorio y
15 de 0 a 7 asientos de directorio secundarios, según su ta-
maño. Cada asiento de directorio, primario o secundario,
corresponde a un bloque de almacenaje del archivo de disco.

Lo que se ha descrito, pues, es un sistema de ex-
pedición de billetes en el que se emplean diversos métodos
20 de administración de almacenaje o memoria, para tener la
seguridad de que las páginas frecuentemente usadas están
retenidas en la memoria local. Como se apreciará, la in-
vención es aplicable a cualquier sistema de base de datos
distribuida en el que se use un método, basado en la fre-
25 cuencia de uso de las páginas, para determinar qué páginas
de la base entera de datos se guardan o almacenan localmen-
te. En tal sistema existe una considerable diferencia en-
tre usar un método basado en la frecuencia de uso y usar un
método basado en lo reciente del uso precedente. Esto úl-
30 timo se emplea, por ejemplo, en métodos de programación ta-

1 les como el de almacenaje virtual, en los que las páginas
más recientemente traídas se retienen por algún tiempo --
tras su uso; no efectuándose intento alguno de retener las
páginas con arreglo a su frecuencia de uso. Con un siste-
5 ma de base de datos distribuida, claro está que es venta-
joso retener dentro de la base de datos local las páginas
más estimadas o solicitadas, puesto que éstas no correspon-
derán necesariamente a las páginas más recientemente usa-
das. Un método basado en la frecuencia de uso tiende a ha-
10 cer que el sistema sea más adaptivo o dinámico (esto es,
más sensible a las condiciones cambiantes) que un método
basado en lo reciente del uso.

15

REIVINDICACIONES

20 Los puntos de invención propia y nueva que se --
presentan para que sean objeto de esta solicitud de Patente
de Invención en España, por VEINTE años, son los que se re-
cogen en las reivindicaciones siguientes:

25 1ª.- Un sistema interactivo de encuesta o bús-
queda de informes perfeccionado, que comprende: un ordena-
dor de datos "acogedor"; una memoria central de datos con-
trolada por el ordenador acogedor y destinada a guardar o
almacenar una base de datos; una pluralidad de subsistemas
locales conectables al ordenador acogedor y que incluyen
30 cada uno un ordenador local de datos para controlar el acce-

1 so al ordenador acogedor y una memoria local de datos co-
nectada al ordenador local y destinada a almacenar una par-
te, solamente, de la base de datos; en cada subsistema, --
por lo menos un terminal de encuesta conectado al ordena-
5 dor local, para obtener acceso a cualquier detalle accesible
contenido en la base de datos almacenada en la memoria
central; y en cada subsistema unos medios para retener en
la memoria local aquellos detalles de la base de datos que
se vean demandados con mayor frecuencia por el terminal o
10 los terminales de ese subsistema en particular, de tal mo-
do que, en funcionamiento, pueda obtenerse acceso a las --
partidas o detalles más estimados, o solicitados con mayor
frecuencia, en un subsistema particular sin necesidad de
tener acceso al ordenador acogedor.

15 2ª.- El sistema interactivo de encuesta de la
reivindicación 1ª, en el que cada memoria local está desti-
nada a contener un primer grupo de artículos o detalles --
que, según lo previsto, vayan a ser los más estimados o
esenciales para ese subsistema local, y un segundo grupo
20 de artículos o detalles que en la práctica sean los más es-
timados para ese subsistema local, incluyendo cada subsis-
tema local unos medios destinados a proteger dicho primer
grupo de artículos contra toda anulación procedente de di-
cha memoria local.

25 3ª.- El sistema interactivo de encuesta de una
u otra de las reivindicaciones precedentes, en el que cada
memoria local comprende una memoria de acceso aleatorio y
un archivo o memoria de discos magnéticos, y en el que los
detalles o artículos más estimados se almacenan en la memo-
30 ria de acceso aleatorio, y los inmediatos sucesivos en gra-

1 do de estimación se guardan en el archivo de discos magné-
ticos.

5 4ª.- El sistema interactivo de encuesta de la
reivindicación 3ª, en el que cada una de dichas memorias
de acceso aleatorio está especulativamente dividida en dos
paquetes o pilas de devolución ("push-down"), comprendiéndose en cada subsistema unos medios para añadir un artículo o detalle desde la base de datos a una de las pilas, --
con arreglo a su nivel en la estructura de base de datos,
10 al tenerse acceso a ella.

15 5ª.- El sistema interactivo de encuesta de la
reivindicación 3ª, en el que cada memoria de acceso aleato-
rio está dividida en una primera parte destinada a almace-
nar detalles a los que se ha tenido acceso desde la base de
datos, y una segunda parte destinada a almacenar un asien-
to de directorio para cada detalle o artículo almacenado
dentro de la primera parte, conteniendo cada asiento de di-
rectorio una indicación de la frecuencia de uso de su deta-
lle o artículo asociado, comprendiéndose en cada subsiste-
20 ma unos medios, accionables cuando la primera parte no tie-
ne espacio para un detalle o artículo de nuevo acceso, pa-
ra explorar los asientos de directorio con el fin de deter-
minar el o los detalles usados con menos frecuencia y des-
tinados a anular el o los detalles o artículos menos fre-
25 cuentemente usados, hasta crear espacio suficiente para el
detalle de nuevo acceso.

30 6ª.- El sistema interactivo de encuesta de la
reivindicación 5ª, en el que la memoria de acceso aleatorio
está dispuesta de modo que el lindero entre la primera par-
te y la segunda parte es flotante.

1 7ª.- El sistema interactivo de encuesta de la reivindicación 5ª o la 6ª, que comprende unos medios para consolidar periódicamente el espacio libre dentro de la -- primera parte.

5 8ª.- El sistema interactivo de encuesta de una cualquiera de las reivindicaciones 3ª a 7ª, en el que cada subsistema comprende unos medios destinados a almacenar de-
talles o artículos en unas pistas seleccionadas en dicha memoria de discos magnéticos y a guardar en dicha memoria
10 de discos magnéticos unos asientos de directorio asociados que incluyen una indicación de la frecuencia de uso de sus artículos o detalles asociados; unos medios para indagar en dichos asientos de directorio de la memoria de discos siempre que un detalle demandado no se halle en la citada
15 memoria de acceso aleatorio, con el fin de determinar si el detalle demandado está almacenado en dicho disco magnético; y unos medios, accionables cuando la memoria de discos no tiene espacio para un artículo o detalle de nuevo acceso, para explorar dicho directorio de memoria de dis-
20 cos con el fin de localizar el o los detalles o artículos usados con menos frecuencia y destinados a anular el o los detalles o artículos menos frecuentemente usados, hasta -- crear espacio suficiente para el detalle de nuevo acceso.

25 9ª.- El sistema interactivo de encuesta de la reivindicación 8ª, en el que cada subsistema comprende unos medios para almacenar un asiento de directorio, asociado a un detalle o artículo particular, en la misma pista que ese detalle particular.

30 10ª.- El sistema interactivo de encuesta de la reivindicación 9ª, en el que cada subsistema comprende unos

1 medios para efectuar una operación de descomposición de un número que identifique a un detalle o artículo, para determinar en qué pista o grupo de pistas ha de almacenarse ese detalle.

5 11ª.- El sistema interactivo de encuesta de la reivindicación 8ª, en el que cada archivo o memoria de discos magnéticos incluye una pluralidad de pistas dedicadas a almacenar detalles o artículos, y divididas en una pluralidad de bloques de almacenaje, y una o más pistas de directorio dedicadas que contienen una pluralidad de sectores en número correspondiente al número de bloques de almacenaje, conteniendo cada sector de directorio un asiento que identifica al artículo o detalle almacenado en el bloque de almacenaje correspondiente.

10 12ª.- El sistema interactivo de encuesta de la reivindicación 8ª, en el que cada archivo de disco incluye un par de pistas de directorio divididas cada una en una pluralidad de sectores, en número igual al número de bloques de almacenaje, habiendo para cada bloque un asiento de directorio contenido parte en una y parte en otra de las dos pistas de la pareja.

15 13ª.- El sistema interactivo de encuesta de una cualquiera de las reivindicaciones 3ª a 12ª, en el que cada subsistema comprende una lista de los detalles o artículos más recientemente usados, en unión de sus direcciones de acceso, dentro del archivo de disco; así como unos medios, accionables cuando no se halla un detalle o artículo en la memoria de acceso aleatorio, para explorar la lista y determinar si el detalle requerido está almacenado en el

20

25

30

archivo de disco.

1 14ª.- El sistema interactivo de encuesta de una
cualquiera de las reivindicaciones 3ª a 13ª, en el que ca-
da subsistema comprende unos medios, accionables cuando el
detalle requerido no está dentro de la memoria de acceso
5 aleatorio, para obtener acceso simultáneamente al archivo
de disco y a la memoria central, y destinados a anular la
petición hecha a una de las memorias cuando el detalle o
artículo citado se recibe de la otra memoria.

10 15ª.- El sistema interactivo de encuesta de cual-
quiera de las reivindicaciones precedentes, en el que cada
subsistema comprende unos medios para asociar un nivel de
recuento de frecuencia de uso a cada artículo o detalle al-
macenado en la memoria local; y unos medios para aumentar
el nivel de recuento asociado a un detalle particular siem-
15 pre que se obtiene acceso a ese detalle o artículo.

20 16ª.- El sistema interactivo de encuesta de una
cualquiera de las reivindicaciones 1ª a 14ª, en el que ca-
da subsistema comprende unos medios para asociar un nivel
de recuento de frecuencia de uso a cada artículo o detalle
almacenado en la memoria local; unos medios para asignar
un nivel de recuento elevado siempre que se obtiene acceso
al detalle o artículo particular; y unos medios para redu-
cir periódicamente el nivel de recuento para todos los de-
talles o artículos almacenados en la memoria local.

25 17ª.- El sistema interactivo de encuesta de cual-
quiera de las reivindicaciones precedentes, realizado en
forma de sistema de reserva y/o expedición de billetes de
asiento o transporte.

30 18ª.- "UN SISTEMA INTERACTIVO DE ENCUESTA O BUS-
QUEDA DE INFORMES PERFECCIONADO".

1 Tal y como se ha descrito en la Memoria que antecede, representado en los dibujos que se acompañan y con los fines que se han especificado.

5 Esta Memoria consta de cuarenta y dos hojas escritas a máquina por una sola cara.

Madrid, 12 FEB 1977

P. A. Fernando de Elzaburu
Por Poder



10

15

20

25

JAC.

30

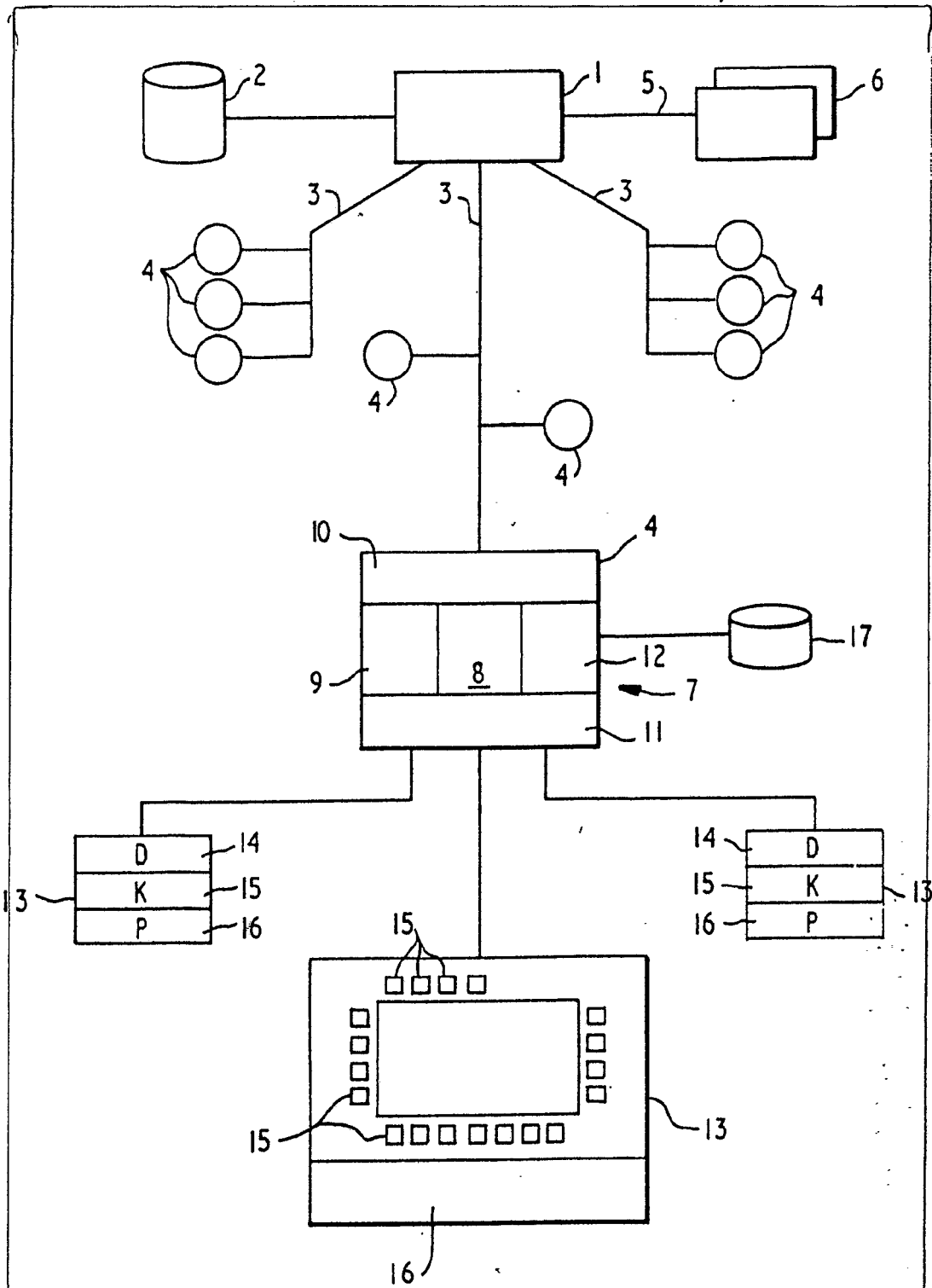
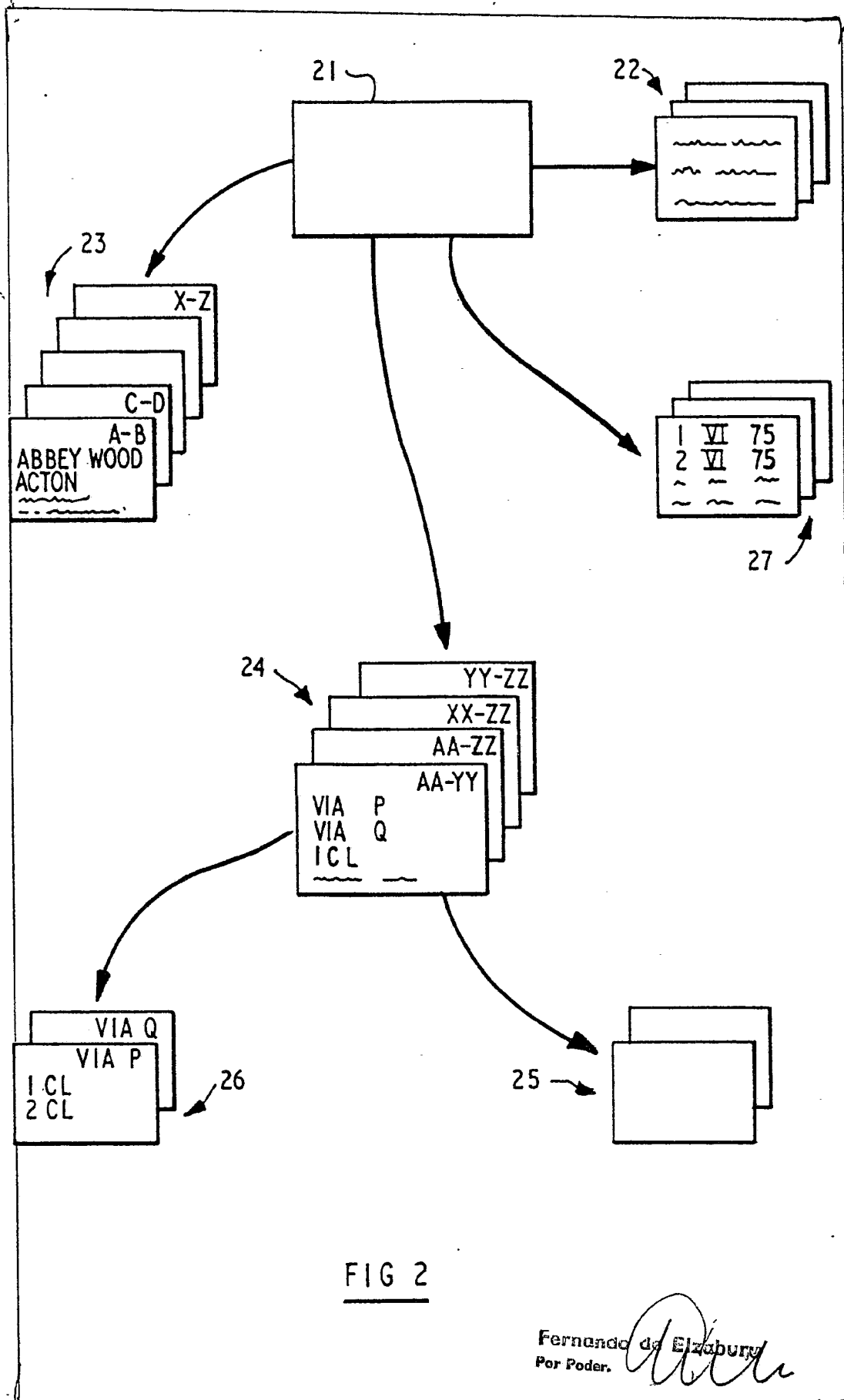


FIG. 1

Fernando de Elizaburu
Por Poder.



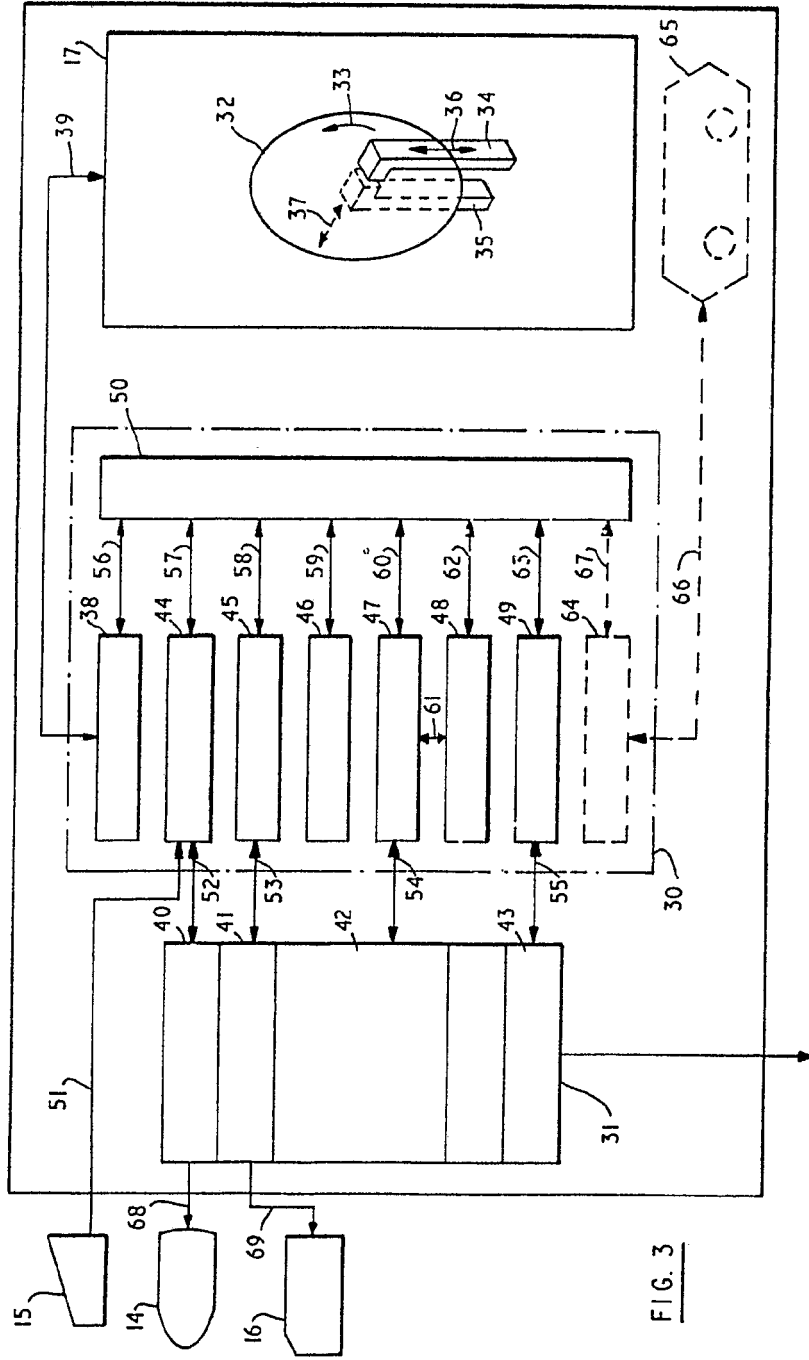


FIG. 3

Fernando de Eizaburo
Por Pedro

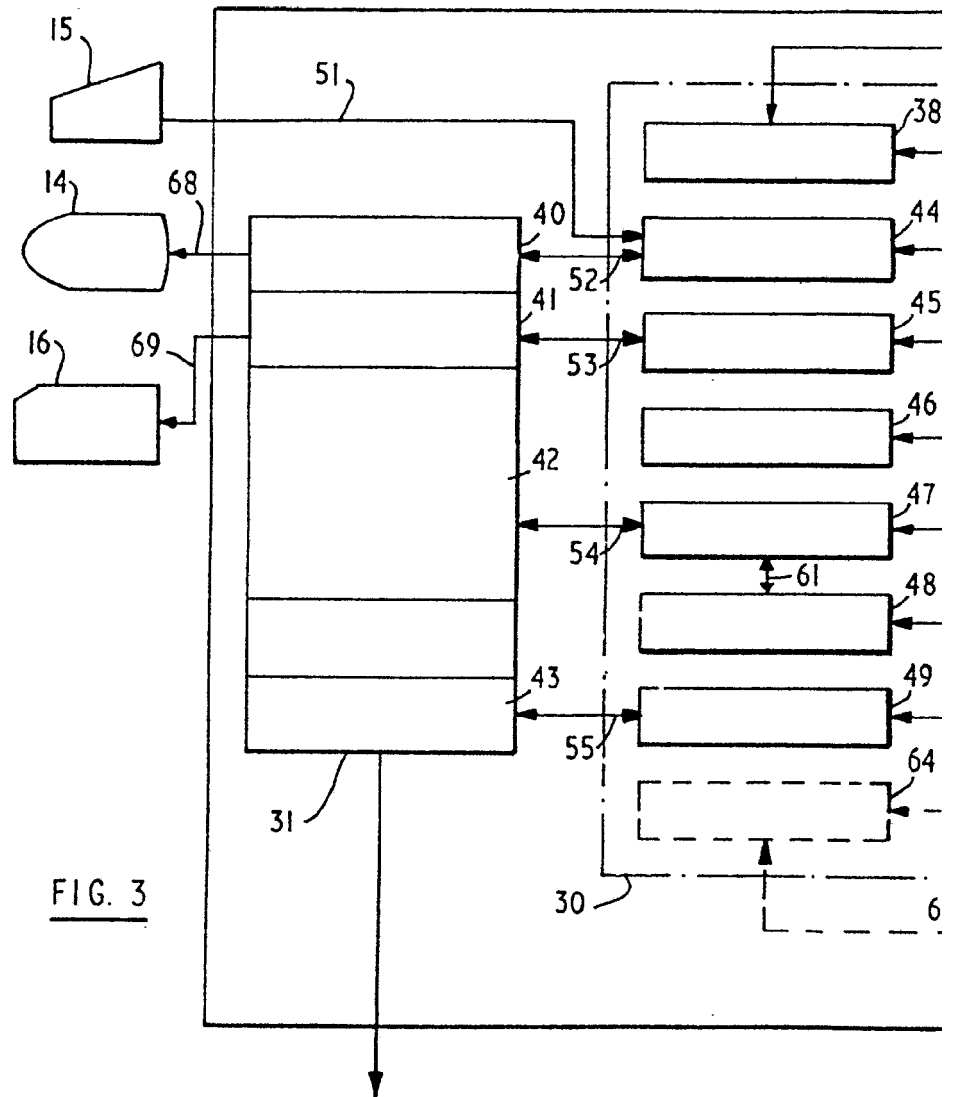
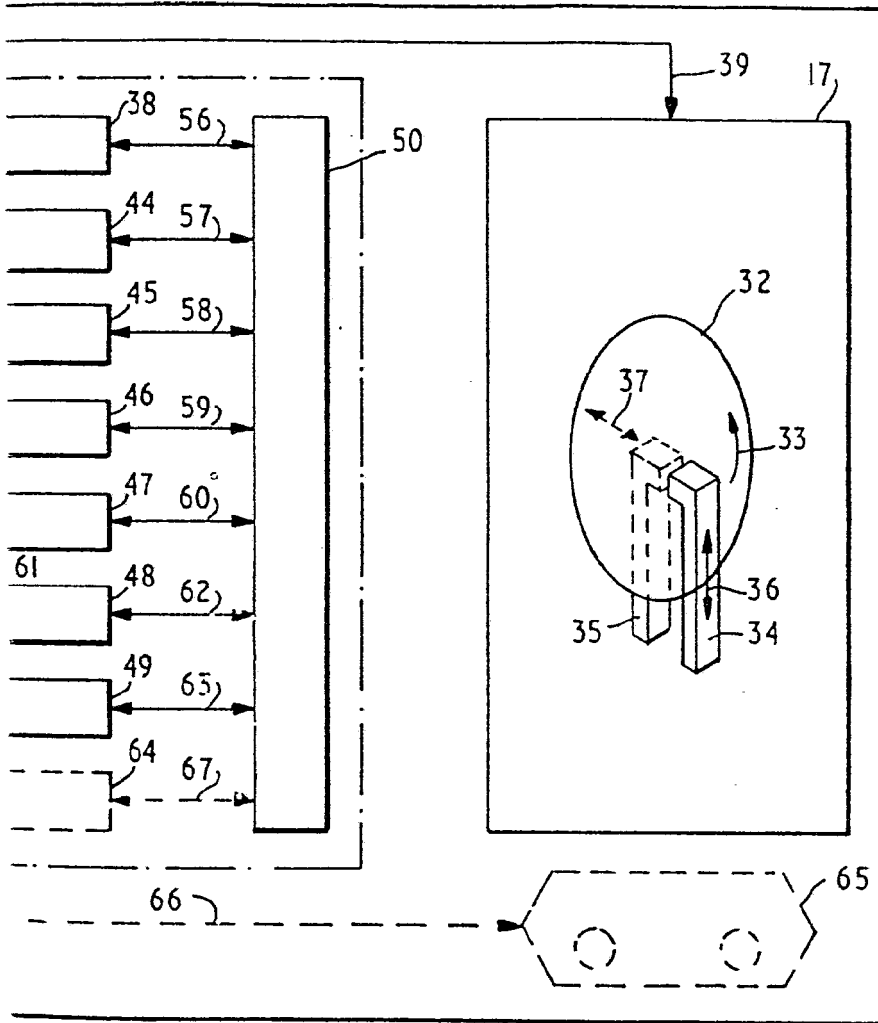


FIG. 3



Fernando de Elizaburo
Por Padov.

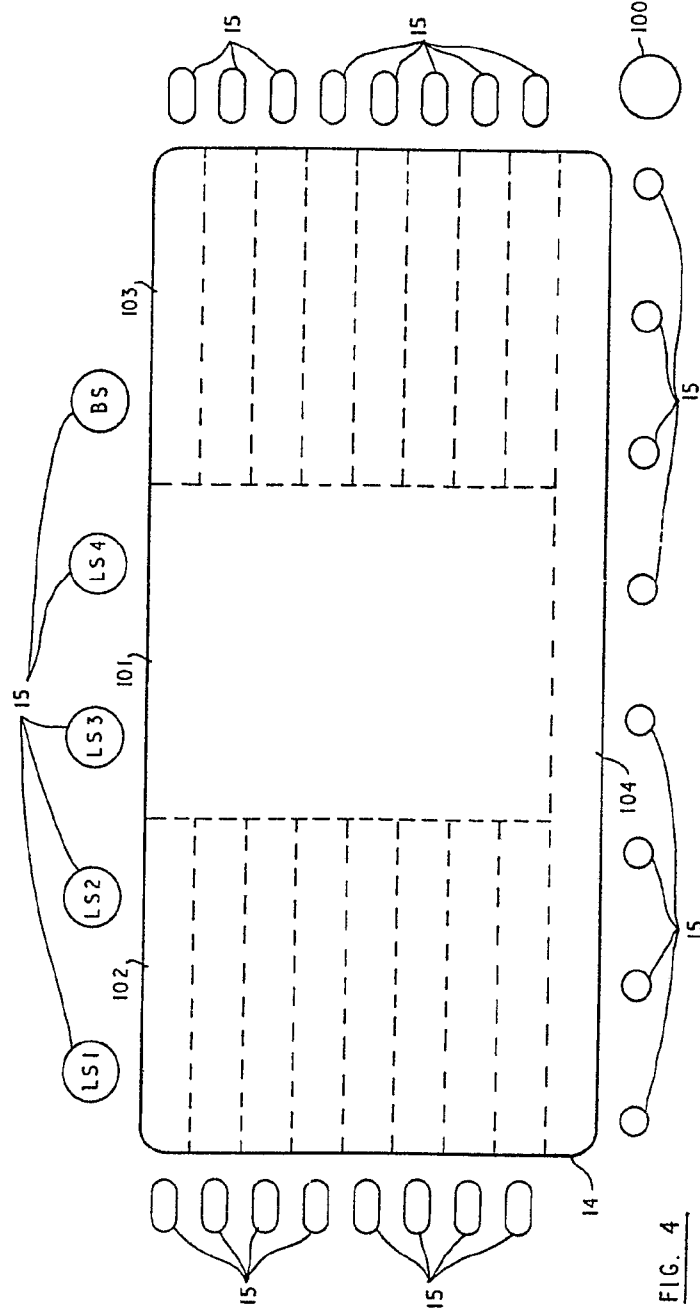


FIG. 4

Handwritten signature

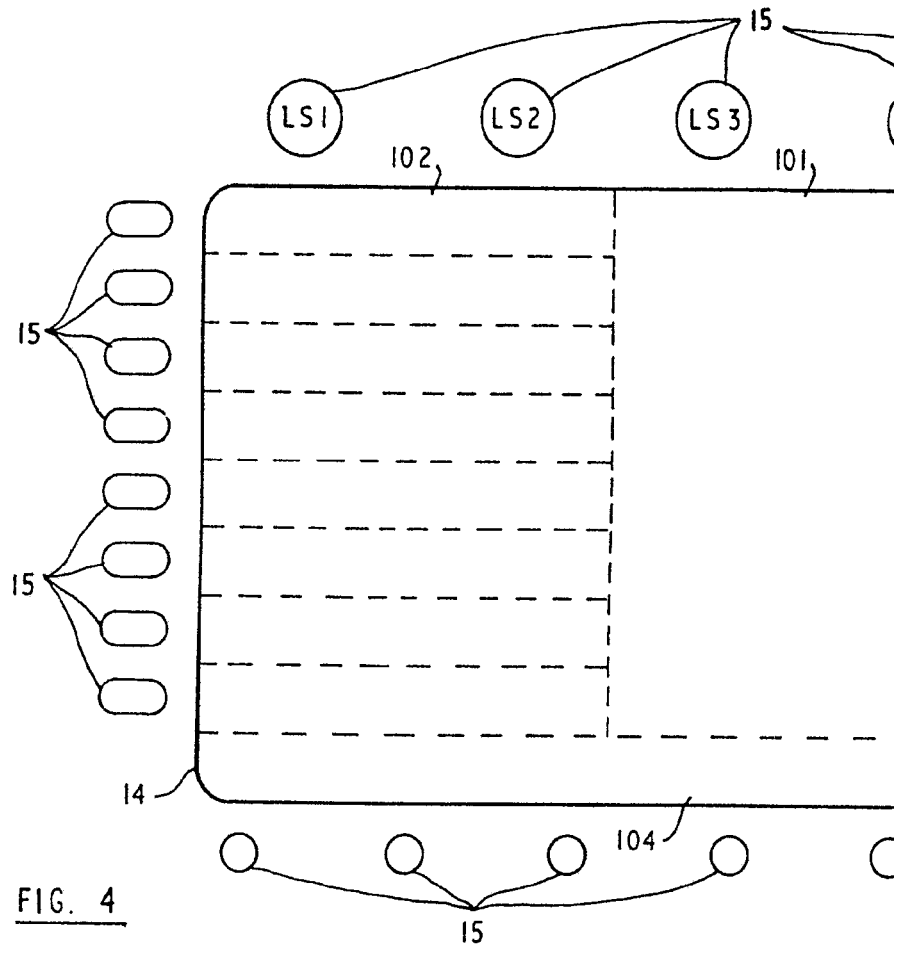
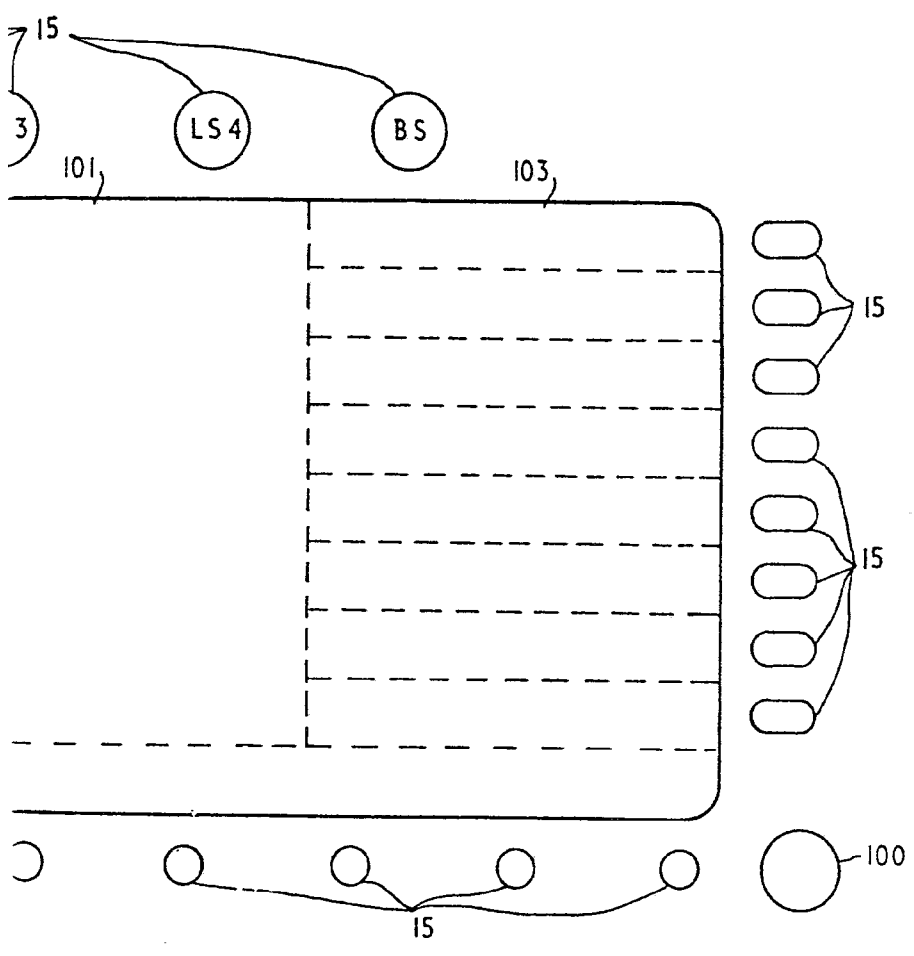


FIG. 4



For Parton *llth*

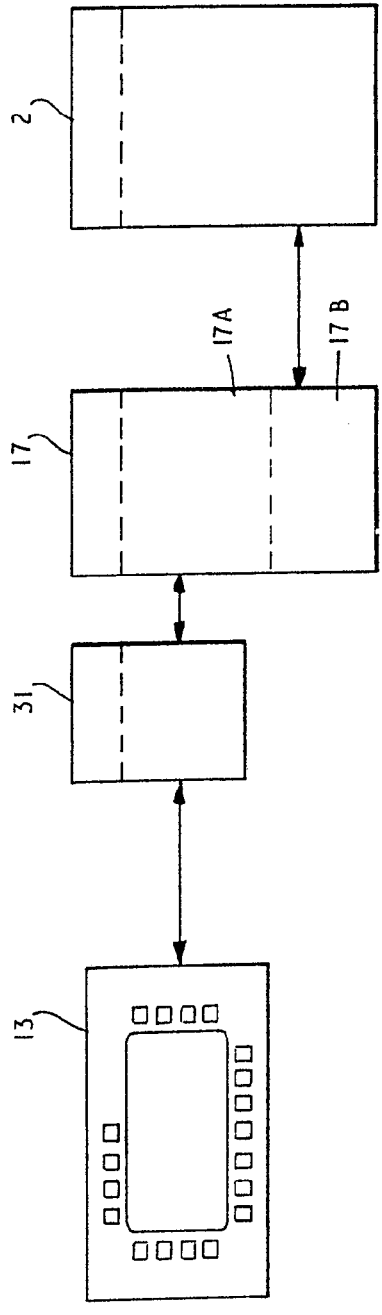


FIG. 5

FERNANDO DE LIZCOURA
Por Pedro

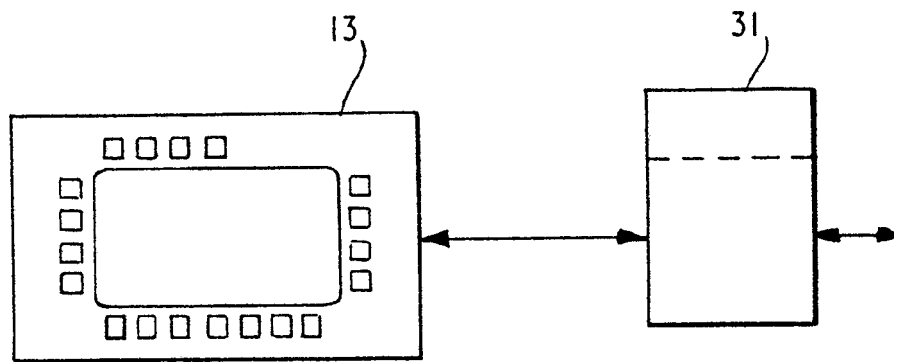
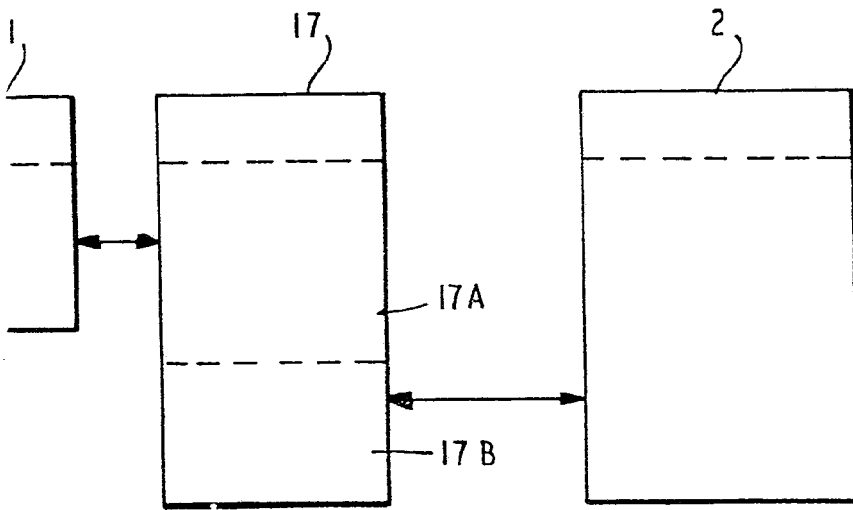


FIG. 5



5

FERNANDO DE LIZBURU
Por Poder. *[Signature]*

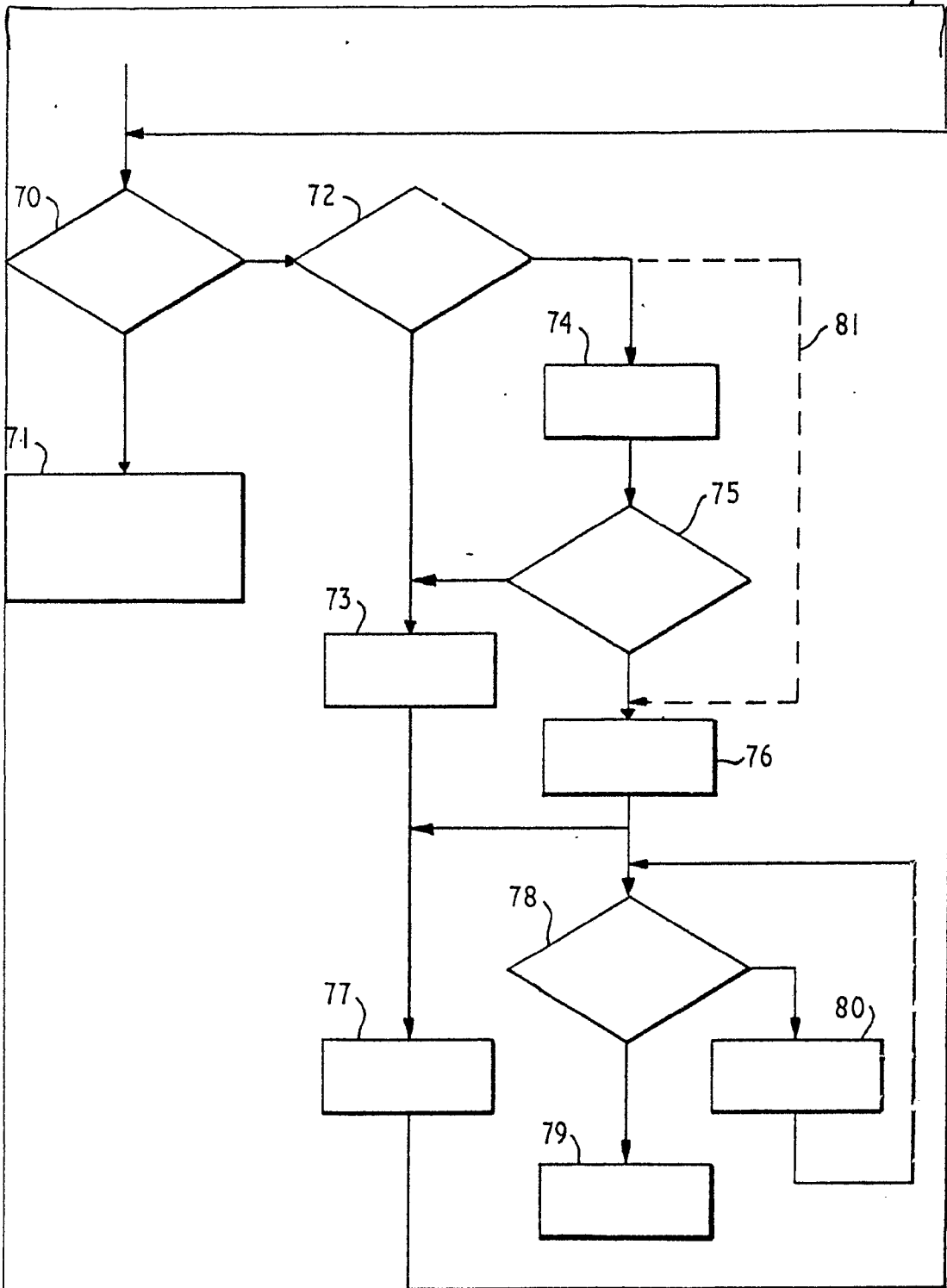


FIG. 6

Fernando de Elizaburu
Por Poder.

INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION

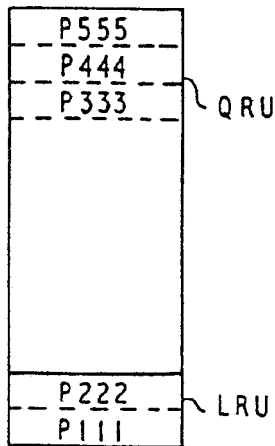


FIG. 7A

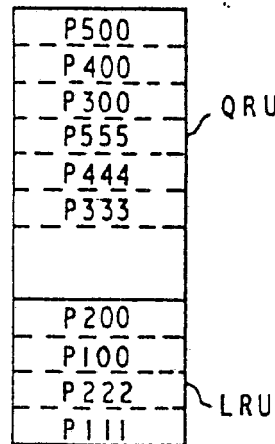


FIG. 7B

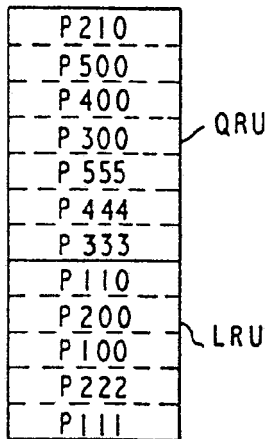


FIG. 7C

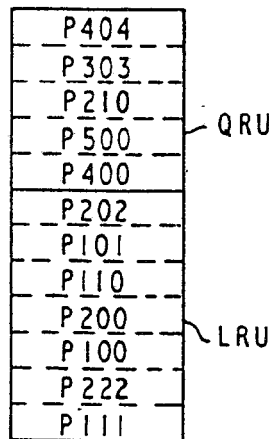


FIG. 7D

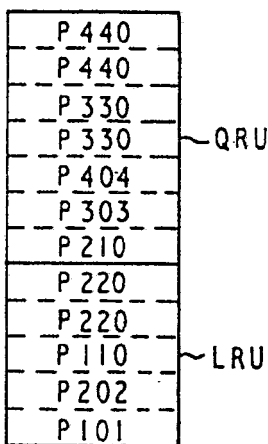


FIG. 7E

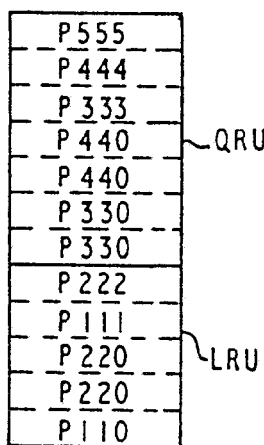


FIG. 7F

IBM CORPORATION

Handwritten signature

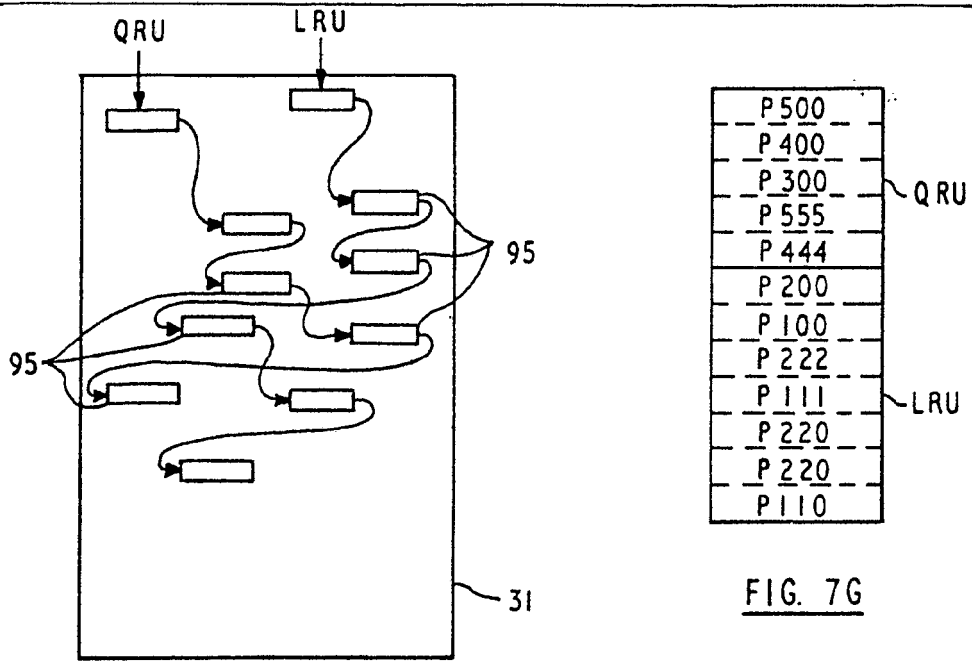


FIG. 7H

FIG. 7G

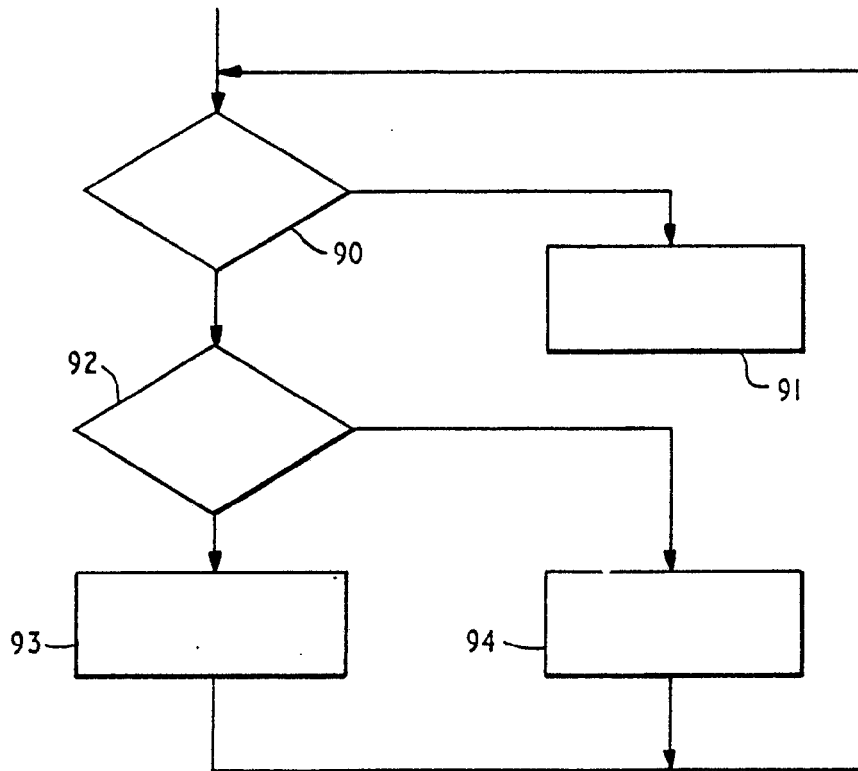


FIG. 7I

fernando de Elizaburu
Por Poder

1 - 4	
5 - 13	
14 - 20	
21 - 23	
24 - 29	
30 - 39	
40	
41 - 46	
47 - 54	
55 - 58	
59 - 67	
68 - 77	

FIG. 8 A

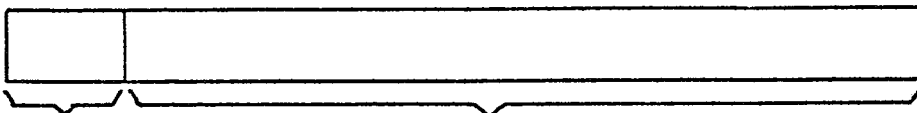


FIG. 8 B

Fernando de Elizaburu
Por Poder.

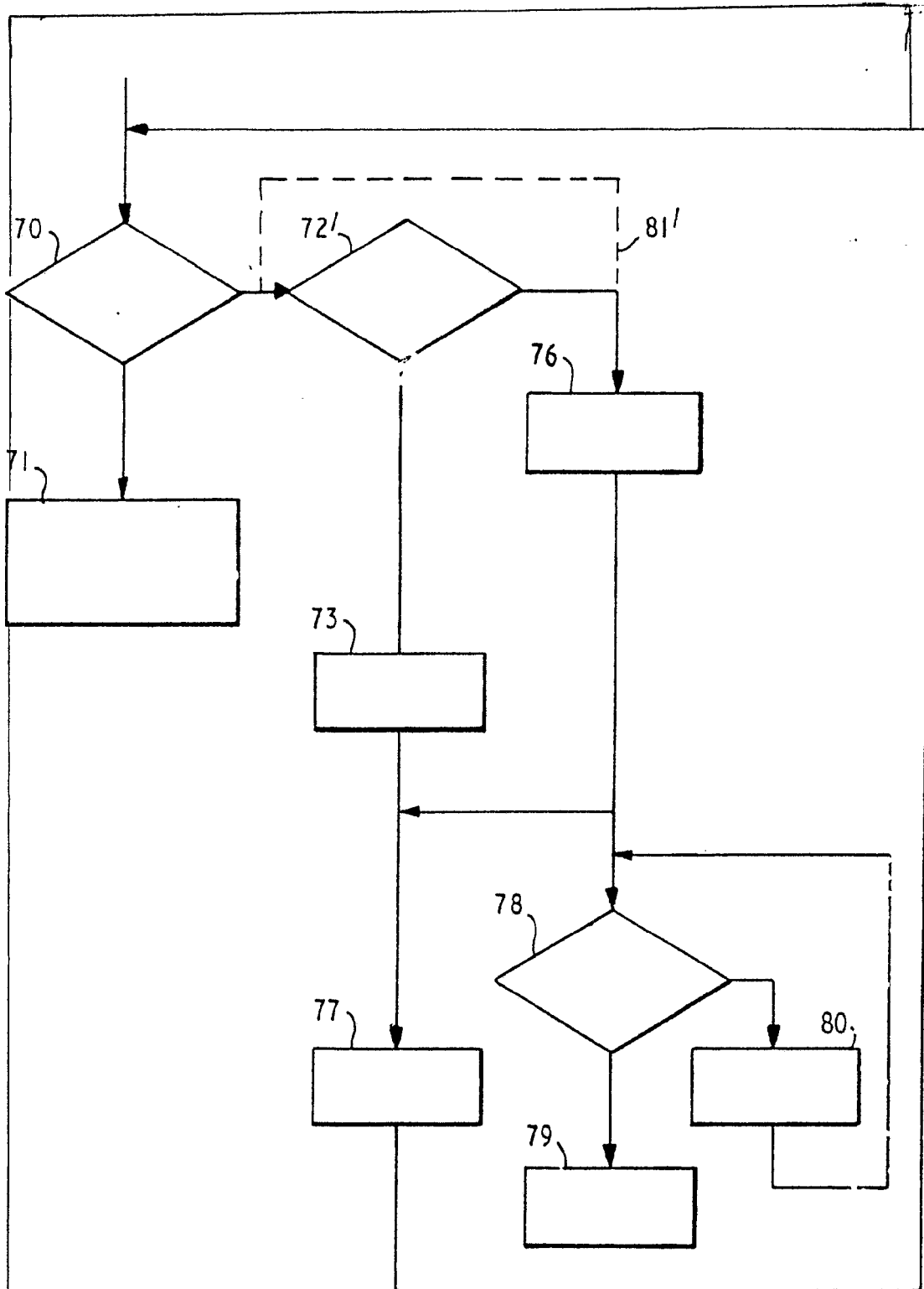


FIG. 9

Fernando de Elizabury
Por Poder.

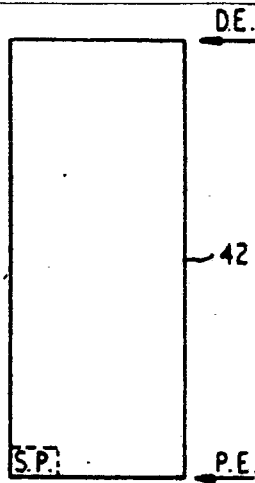


FIG. 10A

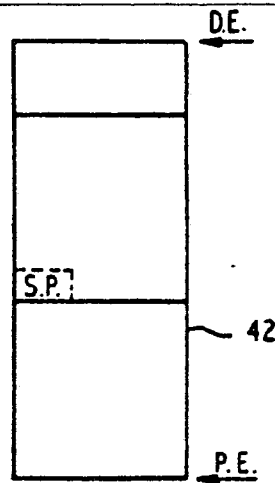


FIG. 10B

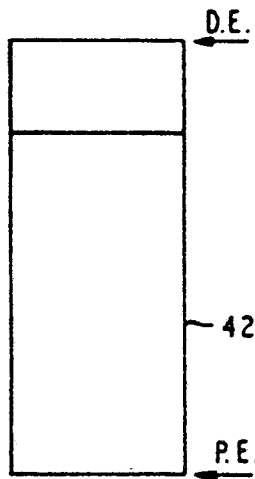


FIG. 10C

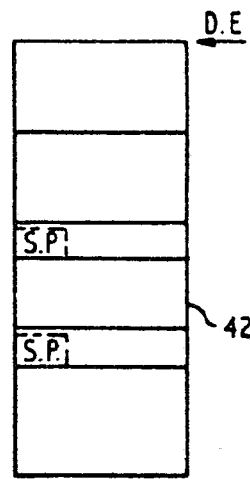


FIG. 10D

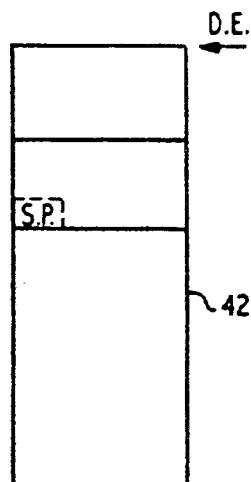


FIG. 10E

Fernando de Lizasoain
Por Poder: *[Signature]*

1 - 4	
5 - 13	
14 - 30	
31 + 32	
33 - 37	
38 - 77	

FIG. 11

B1	B2	B3	B4	B5	B6	B7	B8	B9	B10
----	----	----	----	----	----	----	----	----	-----

FIG. 12

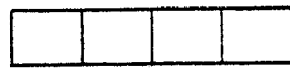
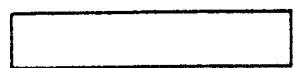


FIG. 13 A



FIG. 13 B

1		—	S	—	8
2	A A A A	2-3	P		1
3		—	S	—	1
4		—	S	—	0
5	B B B B	≤ 1	P		0
6	C C C C	1-2	P		2
7	D D D D	≤ 1	P		0
8		—	S	—	0
9		—	S	—	2
10	E E E E	≤ 1	P		0
11		—	S		1
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮

FIG. 14

Fernando de Elizalde
Por Pedro

