

PATENTOVÝ SPIS

(11) Číslo dokumentu:

296 443

(13) Druh dokumentu: **B6**

(51) Int. Cl.:
G06F 3/08 (2006.01)

(19)
ČESKÁ
REPUBLIKA



ÚŘAD
PRŮMYSLOVÉHO
VLASTNICTVÍ

(21) Číslo přihlášky: **1997-2173**
(22) Přihlášeno: **31.10.1996**
(30) Právo přednosti: **10.11.1995 JP 1995/317417**
(40) Zveřejněno: **15.07.1998**
(**Věstník č. 7/1998**)
(47) Uděleno: **01.02.2006**
(24) Oznámení o udělení ve Věstníku: **15.03.2006**
(**Věstník č. 3/2006**)
(86) PCT číslo: **PCT/JP1996/003194**
(87) PCT číslo zveřejnění: **WO 1997/017652**

(56) Relevantní dokumenty:
JP 687229 B2; JP 2194455 A; JP 2214924 A.

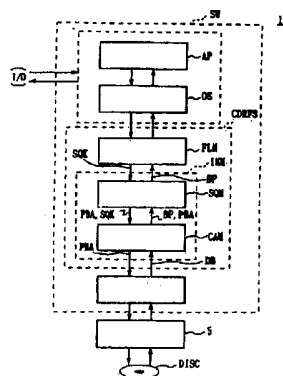
(73) Majitel patentu:
SONY CORPORATION, Tokyo, JP

(72) Původce:
Inokuchi Tatsuya, Kanagawa, JP
Udagawa Osamu, Kanagawa, JP
Kaneko Yasuyoshi, Kanagawa, JP

(74) Zástupce:
JUDr. Otakar Švorčík, Hálkova 2, Praha 2, 12000

(54) Název vynálezu:
Způsob zpracování informací a zařízení k jeho provádění

(57) Anotace:
Zařízení (4) pro zpracování informací a způsob zpracování informací, kde jako záznamové médium (DISC) se schopností přepisu může být použit disk s možností jednoho zápisu. Lze realizovat mechanismus řízení adresy, kde se logická adresa téhož bloku nemění i když se změní fyzická záznamová pozice (FBA) tím, že se řídí fyzická záznamová pozice (FBA) na záznamovém médiu (DISC) v imanigárním adresovém prostoru (Cvx) ve shodě s logickou adresou. Takto může být záznamové médium (DISC) s možností jednoho zápisu realizováno jako záznamové médium se schopností přepisu. Kromě toho, monitorováním zbytkové kapacity schopné zápisu, může záznamové médium (DISC) zaznamenat data, která jsou vytvořena nebo aktualizována v paměti (7).



CZ 296443 B6

Způsob zpracování informací a zařízení k jeho provádění

Oblast techniky

- 5 Předkládaný vynález se týká informačního procesoru a způsobu zpracování informací, zejména informačního procesoru a způsobu zpracování informací, kdy je informace zaznamenána například na záznamovém disku jako je disk s možností jednoho zápisu.

Dosavadní stav techniky

- 10 Jako záznamové médium pro velký objem dat se všeobecně používá permanentní paměťové médium, které se nazývá CD-ROM (permanentní paměť na kompaktním disku). Existuje záznamové médium typu disku s možností jednoho zápisu, nazývané kompaktní disk schopný záznamu (CD-R), v němž mohou být data zaznamenána pouze jednou vytvořením záznamové vrstvy na CD-ROMu.

- 15 Tento CD-R může být přehráván použitím obvyklé mechaniky CD-ROMu tak, že všechna data jsou zaznamenána a připravena například na pevném disku s výsledkem, že CD-R, v němž je zápis ukončen, může být použit jako CD (kompaktní disk) tím, že v něm jsou zapsána všechna data.

- 20 Mimochodem, protože CD-R mající takové složení má možnost pouze jednoho zápisu, je obtížné přepsat data v oblasti, do které již data byla jednou zapsána, takže je obtížné použít CD-R jako záznamové médium s možností přepisu jako takzvaný pružný disk.

- 25 V případě, kde jsou zaznamenána data obnovována u disku s možností jednoho zápisu typu CD-R disk, je obtížné přepsat oblast, která byla již jednou zapsána. V důsledku toho je v tomto případě třeba přepsat nová data do nové oblasti. Vzhledem k takovýmto charakteristikám záznamového média s možností jednoho zápisu, se v případě, kde je učiněn pokus přepsat data použitím CD-R disku s možností jednoho zápisu, snižuje použitelná zbytková kapacita tohoto CD-R disku s výsledkem, že vznikne problém se zápisem nových dat v případě, že již není žádná volná kapacita.

- 30 Předkládaný vynález byl vytvořen z pohledu výše zmíněného problému. Vynález poskytuje informační procesor a způsob zpracování informací, kde může být záznamové médium s možností jednoho zápisu použito jako kdyby toto záznamové médium bylo záznamovým médiem s možností přepisu a kde může být monitorována použitelná zbytková kapacita.

Podstata vynálezu

- 40 Výše uvedené nevýhody odstraňuje zařízení pro zpracování informací a způsob zpracování informací podle předkládaného vynálezu. Podstatou zařízení je, že obsahuje řídicí prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu pro umožnění toho, aby fyzická pozice dat souboru, který je zaznamenáván na médiu korespondovala s logickou pozicí v imaginárním adresovém prostoru, generující korespondenční tabulku mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí a tím řídicí, podle toho, jak se mění fyzická pozice, korespondenční vztah mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí po změně v paměti. Dále obsahuje záznamový prostředek pro záznam dat souboru do paměti a dat prvků korespondenční tabulky na médiu m jako zapsaných dat. Součástí je i výpočetní prostředek pro výpočet zbytkové kapacity schopné zápisu na médiu, porovnávací prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu pro porovnávání množství zapsaných dat v paměti se zbytkovou kapacitou schopnou zápisu a výstupní prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu pro výstup výsledku detekovaného přebytku jako výsledek detekce přebytku, když je tento přebytek detekován.

Záznamový prostředek s výhodou obsahuje řídicí prostředek pro okamžitý záznam dat zapsaných v paměti na médium, když je na výstupu výsledek detekce přebytku.

5 Médium je s výhodou záznamové médium s možností jednoho zápisu a zapisovaná data zahrnují formátovací informaci potřebnou pro záznamové médium se schopností zápisu.

Řídicí prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu s výhodou obsahuje generační prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu informační tabulky souborů pro generování množiny informačních tabulek souborů pro umístění množiny položek korespondenčních informací ukazujících korespondenční vztah mezi klíčovou informací ukazující logickou pozici dat souboru a fyzickou pozici dat souboru označenou klíčovou informací na médiu; generační prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu indexové tabulky pro generování indexové tabulky ukazující umístění každé z klíčových informací v příslušné informační tabulce souborů z množiny informačních tabulek souborů; 10 generační prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu řídicí tabulky pro generování řídicí tabulky ukazující fyzickou záznamovou pozici na médiu indexové tabulky a množiny informačních tabulek souborů a záznamový prostředek pro záznam informačních tabulek souborů, indexových tabulek a řídicích tabulek do paměti jako datové prvky korespondenční tabulky. Klíčová informace je zde s výhodou číslo klíče posloupnosti a číslo bloku vnitřně 15 připojené k datům souboru.

Podstatou nového způsobu zpracování informací je, že obsahuje následující kroky. Umožnění toho, aby fyzická pozice dat souboru, který je zaznamenáván na médiu korespondovala s logickou pozicí v imaginárním adresovém prostoru tím, že je generována korespondenční tabulka 25 mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí, čímž se řídí korespondenční vztah mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí po změně v paměti podle toho, jak se mění fyzická pozice. Dalším krokem je záznam dat souboru do paměti a dat prvků korespondenční tabulky na médium jako zapsaných dat. Poté následuje výpočet zbytkové kapacity schopné zápisu na médiu, porovnání zbytkové kapacity schopné zápisu s množstvím dat zapsaných v paměti a výstup výsledku detekovaného 30 přebytku jako výsledek detekce přebytku, když porovnávací prostředek vykazuje přebytek zapsaného množství.

V souladu s tímto vynálezem může být realizován mechanismus řízení adres, který nemění logickou adresu v témže bloku, dokonce i když je změněna fyzická záznamová pozice řízením této 35 fyzické záznamové pozice na médiu v imaginárním adresovém prostoru v paměti. Takto je možné se záznamovým médiem s možností jednoho zápisu zacházet jako se záznamovým médiem s možností přepisu.

Jinými slovy, připravovaná a obnovovaná data mohou být zaznamenána na toto záznamové médium s jistotou pomocí monitorování použitelné zbytkové kapacity záznamového média s možností jednoho zápisu. 40

Přehled obrázků na výkresech

Na obr. 1 je blokové schéma ukazující celkovou strukturu zařízení CD-R disku podle uvedeného 45 vynálezu.

Obr. 2 je blokové schéma představující strukturu CDRFS v souladu s předkládaným vynálezem.

Na obr. 3 je schematický diagram určený pro ilustraci řízení množiny adresových prostorů pomocí správce posloupnosti SQM.

Na obr. 4 je schematický diagram určený pro ilustraci řídicího mechanismu pomocí B hvězda- 50 stromu.

- Na obr. 5 je schematický diagram určený pro ilustraci řídicího mechanismu pomocí B hvězda-stromu.
- Na obr. 6 je schematický pohled ukazující korespondenční tabulku pomocí oblasti.
- Obr. 7 znázorňuje tabulku uzlu.
- 5 Obr. 8 je schematický pohled určený pro vysvětlení maximálního počtu čísel bloků.
- Obr. 9(A) a 9(B) jsou schematické pohledy určené pro ilustraci obnovy bloku dat.
- Na obr. 10 je vývojový diagram ilustrující operaci rychlého mazání.
- Na obr. 11(A) a 11(B) jsou schematické pohledy ukazující logickou strukturu CD-R disku.
- Obr. 12 znázorňuje schematicky strukturu FDV.
- 10 Obr. 13 představuje schematicky strukturu superbloku.
- Obr. 14 znázorňuje schematicky strukturu zápisu seznamu superbloku.
- Obr. 15 znázorňuje schematicky strukturu zápisu příznaku.
- Obr. 16 znázorňuje schematicky strukturu uzlové tabulky.
- Obr. 17 schematicky znázorňuje indexový uzel B hvězda-stromu.
- 15 Obr. 18 znázorňuje schematicky strukturu indexového záznamu.
- Obr. 19 znázorňuje schematicky strukturu posloupnosti koncového uzlu B hvězda-stromu.
- Obr. 20 znázorňuje schematicky strukturu záznamu oblasti.
- Obr. 21 je schematickým znázorněním struktury adresáře B hvězda-stromu koncového uzlu.
- Obr. 22 schematicky znázorňuje strukturu oblasti záznamu adresáře.
- 20 Obr. 23 schematicky znázorňuje strukturu záznamu adresáře.
- Obr. 24 schematicky znázorňuje strukturu záznamu adresáře.
- Obr. 25 je schematický pohled určený pro ilustraci druhu typu.
- Obr. 26 znázorňuje schematicky strukturu kódu adresáře souboru.
- Obr. 27 znázorňuje schematicky strukturu záznamu adresáře.
- 25 Obr. 28 znázorňuje schematicky strukturu záznamu spojovacího adresáře.
- Obr. 29 je vývojový diagram ukazující operaci celkového rychlého vymazání.
- Obr. 30 (A) a 30 (B) jsou schematické pohledy určené pro ilustraci operace přepisu.
- Obr. 31 je vývojový diagram představující postup zpracování pro monitorování zbývajících množství média schopného záznamu.
- 30 Obr. 32 je schematický pohled určený k ilustraci v případě, kdy je imaginární adresní prostor zpracován bez toho, aby korespondoval s každým souborem.

Příklady provedení vynálezu

- 35 Na obr. 1 označuje vztahové číslo 1 CD-R diskové zařízení jako celek obsahující zařízení 4 pro zpracování informace, a to pro zpracování dat, která mají být zapsána na CD-R disk DISC nebo dat čtených z tohoto CD-R disku DISC, zobrazovací prostředek 2 obsahující obrazovku nebo displej s tekutými krystaly pro poskytování zpracovaných dat a stavu zpracování zařízením 4 pro zpracování informace 4 uživateli, vstupní zařízení 3 zahrnující klávesnici pro vstup dat do zařízení 4 pro zpracování informace a mechaniku CD-R záznamového prostředku 5 pro zapisování a čtení dat na/z CD-R disku DISC.
- 40

- Zařízení 4 pro zpracování informace má základní jednotku 6 (CPU) pro řízení činnosti systému jako celku, paměť 7 typu RAM, paměť 8 typu ROM, ve které je uložen základní program požadovaný pro činnost základní jednotky 6, vstupně/výstupní obvod 9 pro výstup informací na zobrazovací prostředek 2, vstupně/výstupní obvod 10 pro přivedení informací ze vstupního zařízení 3, mechaniku 11 s pevným diskem (HDD) pro přístup k pevnému disku, v němž jsou uloženy různé druhy programů, propojovací obvod (I/F) 12 pro přístup k HDD 11, propojovací obvod (I/F) 13 pro přístup k mechanice záznamového prostředku 5 CD-R disku. Kromě toho paměť 7 typu RAM zahrnuje navíc kromě prosté paměťové funkce funkci rychlé vyrovnávací paměti.
- 10 V zařízení 4 pro zpracování informace, které má takovou strukturu, čte základní jednotka 6 program systému souborů (CDRFS: systém souboru kompaktního disku se schopností záznamu) pro CD-R prostřednictvím propojovacího obvodu (I/F) 12 z pevného disku 11 na základě programu uloženého v paměti 8 typu ROM a ukládá tento program v paměti 7 typu RAM. Potom základní jednotka 6 startuje systém ovládáním toho CDRFS, který je čten.
- 15 Pokud jde o diskové zařízení 1 CD-R, které bylo spuštěno, pak při záznamu dat převádí základní jednotka 6 na CD-R disk DISC data připravená uživatelem do bloků v předem určeném formátu tak, že jsou tato data poslána do mechaniky CD-R přes propojovací obvod 13, zatímco ve stejném čase dává zápisovou instrukci záznamovému prostředku 5, který přijme tuto instrukci, znamená postupně přijatá data na CD-R disk DISC v jednotce zápisu dat, která se nazývá paket.
- 20 Kromě toho, jsou-li data zaznamenaná na CD-R disku DISC čtena, základní jednotka 6 v zařízení 4 pro zpracování informace vydá čtecí instrukci CD-R mechanice, tedy záznamovému prostředku 5, prostřednictvím propojovacího obvodu 13. Toto záznamové zařízení 5, které přijímá instrukce, provede přístup k CD-R disku DISC za účelem čtení dat, která jsou zaznamenaná v paketu a vyše tato data do paměti 7 typu RAM přes propojovací obvod 13.
- 25 Obr. 2 ukazuje celkovou strukturu software SW, která pro uživatele vypadá jako záznamové médium se schopností zápisu. Instrukce z uživatelského vstupu přes vstupně/výstupní obvod I/O je interpretována v aplikačním softwarovém AP a v operačním systému OS, a tato instrukce je odeslána správci souborů FLM systému souborů CDRFS pro použití v CD-R.
- 30 Systém souborů CDRFS obsahuje správce souborů FLM, který tvoří horní vrstvu a správce imaginárního zařízení IMM, které tvoří spodní vrstvu. Správce souborů FLM řídí adresář a soubory. Následně, když je z operačního systému OS odeslán příkaz přepisu souboru správci souborů FLM, je označen odpovídající imaginární adresový prostor, který je vytvořen ve správci imaginárního zařízení IMM na základě jména souboru označeného instrukcí.
- 35 Jak ukazuje obr. 3, imaginární správce IMM poskytuje množinu imaginárních adresových prostorů Cvx (CV1, CV2, CV3, ...) správci souborů FLM. Každý z imaginárních adresních prostorů Cvx obsahuje řadu datových bloků, obsahující jednotlivý datový blok nebo množinu datových bloků. Tato řada datových bloků se nazývá posloupnost a koresponduje s každým souborem řízeným správcem souborů FLM. Následně správce souborů FLM určí imaginární adresní prostor Cvx cílového souboru určením pořadového čísla správci imaginárního zařízení IMM. V této době může správce souborů FLM určit imaginární adresní prostor Cvx v blokových jednotkách s logickou adresou o délce 64 bitů, která se nazývá klíč posloupnosti SQK (obr. 2).
- 40 Jinými slovy, správce imaginárního zařízení IMM je utvořen tak, že každý imaginární adresní prostor Cvx je řízen klíčem posloupnosti SQK a 32 bitů v horní části tohoto klíče posloupnosti SQK je přiřazeno zvláštnímu pořadovému číslu imaginárního adresního prostoru Cvx a 32 bitů ve spodní části tvoří pořadové číslo bloku pro určení bloku BLK (obr. 3) v posloupnosti (imaginární adresní prostor) určené ve 32 bitech v horní části. V důsledku toho je počet bloků (ten počet bloků, které mohou být uchovány v každém imaginárním adresním prostoru Cvx), který může být řízen pořadovým číslem bloku je 2^{32} bloků pro jeden imaginární adresní prostor (jedna
- 50

posloupnost). Každý blok BLK je 2048 bloků v souladu s formátem CD-R disku, takže správce imaginárního zařízení IMM může řídit dokonce i zařízení o velikosti 8 tera byte, jako horní limit jedné posloupnosti (jednoho souboru).

- 5 Tímto způsobem je vytvořen správce imaginárního zařízení IMM tak, že každý imaginární adresní prostor Cvx tvoří soubor tím, že poskytne do souboru každý odpovídající imaginární adresní prostor Cvx. Následkem toho může práce imaginárního zařízení IMM okamžitě přistupovat k souboru bez provádění složité procedury, v níž je pozice souboru převáděna na logickou adresu, která je vyhledána když je soubor označen.

10

Když je správci imaginárního zařízení IMM doručena ze správce souboru FLM logická adresa, která přímo odpovídá souboru reprezentovanému v klíči posloupnosti SQK o délce 64 bitů, správce posloupnosti SQK správce imaginárního zařízení IMM (obr. 2) určuje logickou adresu reprezentovanou klíčem posloupnosti SQK odpovídající fyzické adrese na CD-R disku s použitím vyhledávací metody pomocí vícecestného stromu nazývaného B hvězda-strom.

15

Jinými slovy, B hvězda-strom správce posloupnosti SQK má stromovou strukturu, jak ukazuje obr. 4, a obsahuje indexový uzel jako mezilehlý uzel (větev) a koncové uzly E, F a G, které mají oblast (EXTx) určující shodu mezi logickou a fyzickou adresou.

20

- Každý z těchto koncových uzlů E, F a G ukládá jeden klíč posloupnosti SQK a množinu klíčů posloupnosti SQK do pořadí určujícího vztah mezi logickou a fyzickou adresou FBA určenou tímto klíčem posloupnosti SQK. Jinými slovy, oblast EXTx řídí řadu bloků jako jednu jednotku, ve které je posloupnost SQK nepřetržitě upravována ve fyzické pozici na CD-R disku. Oblast EXTx obsahuje posloupnost SQK ve vstupním bloku a fyzickou adresu FBA odpovídající této posloupnosti SQK a délce. Tato délka představuje průběžný počet bloků fyzické adresy FBA reprezentovaný oblastí EXTx s fyzickou adresou umístěnou na počátku oblasti. Následkem toho například, když je oblast EXTx reprezentována (0, 0 56 5), je fyzická adresa FBA na CD-R disku odpovídající klíči posloupnosti SQK (logická adresa), který je označen jako 0, 0 rovna 56, což značí, že data reprezentovaná oblastí pokračují 5 bloků s fyzickou adresou FBA (=56) umístěnou na počátku CD-R disku.

30

- Těchto 5 datových bloků řízených tímto jedním prvkem EXTx je zapsáno do fyzické oblasti, která pokračuje na CD-R disku tak, že je možné vyhnout se zvětšení v počtu oblastí EXTx, což tvoří prvek tabulky převodu adres logických adres a fyzických adres tím, že se data ze stejného souboru zapíší na souvislé fyzické adrese FBA. Ve skutečnosti, je-li věnována pozornost tomu, že tentýž soubor je s vysokou pravděpodobností zpracovaný plynulým způsobem, je blok souvislých posloupností SQK plynule zapsán na fyzickou pozici na CD-R disku s tím výsledkem, že počet oblastí EXTx sám o sobě může být snížen, což slouží jako prvek tvořící řídicí strukturu správce posloupnosti SQM. Například, je-li oblast EXTx (0, 0 56 5), jsou data (například dva bloky), která mají totéž pořadové číslo (soubor), plynule zapisována a je stanovena oblast EXTx (0, 0 56 7) s výsledkem, že se tato oblast EXTx jako řídicí data nezvětšila.

35

40

- Na obr. 4 v oblastním uzlu D tvořícím mezilehlý uzel B hvězda-stromu, je klíč posloupnosti SQK (klíč 1, klíč 2, klíč 3 ...) každé informace vstupní oblasti každého z odpovídajících koncových uzlů E, F nebo G uložen spolu s číslem uzlu. Jsou-li klíče posloupnosti (klíč 1, klíč 2, klíč 3 ...) určeny, jsou odpovídající koncové uzly E, F nebo G čteny z fyzické adresy na CD-R disku s odvoláním na uzlovou tabulku (obr. 5).

45

- Následkem toho, když je klíč posloupnosti SQK určen jako vstupní klíč (klíč posloupnosti SQM), správce posloupnosti SQM vyhledává z indexového uzlu v oblasti, v níž je klíč posloupnosti SQM obsažen. Například, když je cílovým klíčem posloupnosti SQM hodnota mezi prvním klíčem posloupnosti - klíč 1 a druhým klíčem posloupnosti klíč 2, které jsou umístěny v indexovém uzlu D, správce posloupnosti SQM vybere koncové uzly E, F a G počínaje od oblasti EXT

50

11 mající první klíč posloupnosti SQK - klíč 1 tak, že vnitřek koncového uzlu je postupně prohledáván. Tímto způsobem je množina oblastních uzlů EXTx v každém z koncových uzlů E, F a G schopna jednoduše vyhledat použitím metody B hvězda-stromu fyzickou adresu řady dat určených žádaným klíčem posloupnosti.

5

Obr. 5 znázorňuje způsob vyhledávání pomocí skutečného B hvězda-stromu tak, že fyzická adresa FBA (H, I, J,...) na cílovém CD-R disku je vyhledána ze superbloku (označeného jako SVD, uzlové tabulky (Node Table) B, indexového uzlu D a koncových uzlů E, F a G, které jsou zaznamenány na CD-R disku. Jinými slovy, správce posloupnosti SQM se obrací k uzlové tabulce B na CD-R disku na základě fyzické adresy v uzlové tabulce B, která je zaznamenána v superbloku. Ve stejné době vytváří správce posloupnosti SQM fyzickou adresu FBA indexového uzlu z čísla uzlu uzlové tabulky B určeného číslem kořenového uzlu, které je zaznamenáno v superbloku. Následkem toho se správce posloupnosti SQM může obracet k indexovému uzlu D na CD-R disku tak, že číslo uzlu odpovídá žádoucímu klíči posloupnosti v indexovém uzlu jak je výše popsáno v souvislosti s obr. 4. V tomto indexovém uzlu D je číslo uzlu odpovídající klíči posloupnosti SQK čteno tak, že koncové uzly E, F a G odpovídající číslu uzlu čtou fyzickou adresu FBA v uzlové tabulce B. Následkem toho lze cílové koncové uzly E, F a G číst z CD-R disku tak, že lze číst oblast EXTx odpovídající klíči posloupnosti SQK určenému v této době. S touto oblastí EXTx jsou získány pozice (H, I a J) na CD-R disku v řadě cílových datových bloků.

20

Pro ilustraci znázorňuje obr. 6 příklad korespondenčního vztahu mezi pořadovým číslem a fyzickou adresou FBA. Tyto čtyři korespondenční vztahy mohou být reprezentovány jednou oblastí EXTx představovanou pořadovým číslem (123456781h), FBA (1000h), a délkou. Všechna řídicí data tvořící B hvězda-strom jsou zaznamenána na CD-R disk s výsledkem že se objeví potřeba přepisu dat současně s obnovou obsahu. Následkem toho, s ohledem na datový blok tvořící B hvězda-strom, je připojena logická adresa o délce 32 bitů, která se nazývá B hvězda-strom, za účelem řízení korespondenční tabulky mezi logickou a fyzickou adresou FBA jako tabulky uspořádání, ve které je logická adresa použita jako index.

30

Obr. 7 představuje příklad uzlové tabulky. Z této uzlové tabulky lze vidět, že B hvězda-strom uzlového čísla „0“ je zaznamenán na pozici, kde je fyzická adresa FBA umístěna na pozici „30“. K tabulce uspořádání uzlové tabulky jsou připojena navíc dvě data. „Počet zápisů“ určuje počet prvků v uspořádání, zatímco „volná“, znázorňuje záhlaví použitých prvků v uspořádání. Seznam nepoužitých prvků se vztahuje k mechanismu řízení těchto nepoužitých prvků v uspořádání. S tímto mechanismem lze zjednodušit znovupoužití prvku uspořádání. Obsah naposledy nepoužitých prvků obsahuje index (symbol) následujícího nepoužitého prvku v místě adresy bloku. V tomto příkladě je tabulka 2 umístěna v záhlaví seznamu nepoužitých prvků následovaném následující tabulkou 4 a 1.

40

Uzlová tabulka je tvořena tak, že mechanismus pro řízení uzlové tabulky je vynechán zaznamenáním uzlové tabulky v souvislé oblasti na CD-R disku. V případě kdy je změněn B hvězda-strom a blok tvořící B hvězda-strom je přepsán, je na CD-disk zapsána obnovená uzlová tabulka. Například, maximální počet bloků B hvězda-strom požadovaný pro řízení dat o délce 1 gigabyte je 8095 bloků jak ukazuje obr. 8, protože každá oblast EXTx se odvolává na 1 blok a je výhodné uvažovat, že je použita pouze polovina každého bloku. Protože 4 byte jsou potřebné v tabulce uspořádání, která má logickou adresu jako index, bude velikost tabulky 16 bloků, jak ukazuje následující rovnice:

45

$$8095 \text{ bloků} \times 4 \text{ byty} + 2 \times 4 \text{ byty} = 32388 \text{ bytů} = 15,8 \text{ bloků} \approx 16 \text{ bloků} \dots (1)$$

50

V případě je-li řízen prostor o velikosti jeden giga, lze vidět, že souvislá oblast požadovaná jako řídicí tabulka B hvězda-strom má nanejvýš 16 bloků. V CDRFS je použit jako záznamová jednotka pro zaznamenání na CD-R disk paket obsahující 32 bloků. Uzlová tabulka obsahující nejvíce 16 bloků je umístěna do jednoho paketu. Následně je v CDRFS tato uzlová tabulka uložena

spolu s ostatními řídicími informacemi do posledního paketu, který je zapsán v CD-R disku v době operace rychlého zápisu, která bude popsána později.

5 Takto má v CDRFS mechanismus řízení logické a fyzické adresy datového bloku zdvojenou strukturu obsahující B hvězda-strom a uzlovou tabulku. Důvodem vytvoření takovéto zdvojené struktury je, že když je použit pouze mechanismus řízení logické a fyzické adresy pomocí jedno-
 duchého uspořádání jako uzlová tabulka, je požadována pro zobrazení velká souvislá oblast. Například, je-li uvažován případ řízení prostoru o velikosti jeden giga, viz shora uvedený pří-
 10 klad, je třeba souvislá oblast 1024 bloků, jak je uvedeno v následující rovnici:

$$1 \times 2^{20} \text{ kbyte} / 2 \text{ kbyte} \times 4 / 2048 \text{ kbyte} = 1024 \text{ kbyte} \dots\dots\dots (2)$$

Navíc, při pokusu řídit prostor o velikosti jeden giga pouze s B hvězda-stromem, obrací se fyzic-
 ká adresa FBA na uzel B hvězda-strom s výsledkem, že přepisování reference působí na uzel
 jiného B hvězda-stromu vždy, když je uzel B hvězda-strom obnovován. V důsledku toho má
 15 v CDRFS mechanismus řízení logické a fyzické adresy zdvojenou strukturu, obsahující B
 hvězda-strom a uzlovou tabulku.

Když je takto určena vyhledávací metodou B hvězda-strom ve správci posloupnosti SQM fyzická
 adresa FBA mající zaznamenanou posloupnost, což je popsáno ve vztahu k obr. 4 a 5, je tato
 20 fyzická adresa FBA odeslána ke správci CAM rychlé vyrovnávací paměti uvedenému na obr. 2
 spolu s klíčem posloupnosti SQK.

Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM čte a zapisuje data z CD-R disku z datového bloku
 odpovídajícího určené fyzické adrese FBA přes rychlou vyrovnávací paměť, která se nazývá blok
 25 rychlé vyrovnávací paměti. Jinými slovy, určená fyzická adresa FBA a klíč posloupnosti SQK
 jsou odeslány za účelem přepsání dat, správce rychlé vyrovnávací paměti CAM rozhodne, zda je
 či není datový blok reprezentovaný určenou fyzickou adresou FBA již přítomen v rychlé vyrovná-
 vací paměti. Je-li výsledek negativní, čte správce rychlé vyrovnávací paměti CAM data
 z bloku rychlé vyrovnávací paměti v rychlé vyrovnávací paměti a ukládá tato data do bloku do
 30 rychlé vyrovnávací paměti tak, že uloženému datovému bloku je přidělena dočasná fyzická adre-
 sa (Temporary FBA). Takto může správce posloupnosti SQM přistupovat k datovému bloku,
 aniž by si uvědomoval je-li pozice fyzické adresy reálná nebo dočasná, pomocí řízení adresy
 s dočasnou fyzickou adresou (Temporary FBA).

35 Navíc v této době si správce rychlé vyrovnávací paměti CAM pamatuje klíč posloupnosti SQK
 (odeslaný ze správce posloupnosti SQM) pokud jde o datový blok za účelem odeslání ukazatele
 dat týkajícího se bloku rychlé vyrovnávací paměti, který obsahuje blok dat a dočasné fyzické
 adresy ke správci posloupnosti SQM. Správce posloupnosti SQM registruje korespondenční
 vztah mezi dočasnou adresou (Temporary FBA) a klíčem posloupnosti SQK v B hvězda-stromu.

40 V téže době je ukazatel dat bloku rychlé vyrovnávací paměti odeslán ze správce rychlé vyrovná-
 vací paměti CAM odeslán ze správce posloupnosti SQM ke správci souboru FLM tak, že data
 určená uživatelem jsou obnovena. Datový blok, který je přepisován tímto způsobem, je odeslán
 správci rychlé vyrovnávací paměti CAM tak, že tento blok v zápisovém bloku rychlé vyrovnáva-
 45 cí paměti, který obsahuje paměť s vysokou rychlostí, je řízen jako obnovený blok, který se nazý-
 vá nečistý blok. V této době je nečistý blok buď obnoven nebo připraven v rychlé vyrovnávací
 paměti a není ještě zaznamenán na CD-R disku. Následně, když nečistý blok dosáhne předem
 určený počet (32 bloků), zapíše správce rychlé vyrovnávací paměti CAM tento nečistý blok na
 50 CD-R disk DISC přes ovladač zařízení jako jeden paket.

V případě, kdy je tentýž datový blok opět obnovován předtím, než jsou data zapsána na CD-R
 disk, je možné vyhnout se obnově dat na CD-R disku tím, že je nečistému bloku umožněno zůstat
 v zápisovém bloku rychlé vyrovnávací paměti dokud se neshromáždí část nečistého bloku o veli-

kosti jednoho paketu, takže jsou přepsána pouze data v rychlé vyrovnávací paměti (zápis nové fyzické adresy FBA).

5 Dříve uvedené vysvětlení se zabývá zpracováním pro přepisování datového bloku, který již existuje na CD-R disku. Správce souborů FLM přepisuje data pouze s ohledem na dočasnou adresu pomocí správce dočasného zařízení IMM (obr. 2). Následkem toho, dokonce i když je použit jako záznamové médium typ CD-R disku s jedním zápisem, může správce souborů přepsat data v dočasném adresovém prostoru jako operaci ve vztahu k médiím schopným přepisu.

10 Na druhé straně, v případě kdy je datový blok nově generován, správce posloupnosti SQM žádá správce rychlé vyrovnávací paměti CAM, aby generoval blok odesláním klíče posloupnosti SQM bloku, který má být generován. Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM přidělí tento blok v rychlé vyrovnávací paměti a přidělí dočasnou fyzickou adresu (Temporary FBA) za účelem odeslání této adresy správci posloupnosti SQM. V této době je klíč posloupnosti SQM odesláný správci rychlé vyrovnávací paměti CAM ze správce posloupnosti SQM zapamatován v tabulce řízení rychlé vyrovnávací paměti ve správci rychlé vyrovnávací paměti CAM a klíč posloupnosti SQM je použit v čase záznamové operace na aktuální CD-R disk. Správce posloupnosti registruje korespondenci mezi klíčem posloupnosti SQM bloku, který má být generován, a fyzickou adresou přivedenou zpět ze správce rychlé vyrovnávací paměti CAM v řídicí struktuře obsahující B hvězda-strom.

Kromě toho, v případě kdy je datový blok vymazán, správce posloupnosti SQM určí fyzickou adresu určeného klíče posloupnosti z B hvězda-stromu za účelem určení zabezpečení do správce rychlé vyrovnávací paměti CAM. Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM nepracuje pokud neexistuje v rychlé vyrovnávací paměti blok fyzické adresy FBA. Na druhé straně v případě, kdy 25 blok fyzické adresy FBA v rychlé vyrovnávací paměti existuje, správce rychlé vyrovnávací paměti CAM anuluje blok rychlé vyrovnávací paměti (blok v rychlé vyrovnávací paměti řízený správcem rychlé vyrovnávací paměti CAM). Pak správce posloupnosti SQM vymaže vstup klíče posloupnosti SQM za účelem vymazání z B hvězda-stromu, aby tím vymazávání dokončil.

30 Operace zapisování dat zápisového bloku rychlé vyrovnávací paměti na CD-R disk je označeno jako „rychlý zápis“. Operace rychlý zápis je provedena buď když správce posloupnosti SQM dostane žádost o rychlý zápis ze správce souborů nebo když správce posloupnosti SQM dostane žádost o zápis ze správce rychlé vyrovnávací paměti CAM.

35 První případ závisí na vnějším faktoru CDRFS, což je případ, kdy je žádost o rychlý zápis přijata z aplikace, CD-R disk je vložen nebo systém je dokončen. Druhý případ závisí na vnitřním faktoru CDRFS, což je případ, kdy znovu použitelný blok v rychlé vyrovnávací paměti nevyhovuje nejmenšímu počtu požadovanému pro zabezpečení funkce CDRFS nebo je potřebný zápis na CD-R disk pro zabezpečení spolehlivosti CDRFS.

40 Případ, ve kterém počet znovu použitelných bloků v rychlé vyrovnávací paměti nevyhovuje nejmenšímu počtu požadovanému pro zabezpečení funkce CDRFS se vztahuje na případ, ve kterém znovu použitelné bloky postačující pro zapisování, generování, obnovování a eliminování bloků posloupnosti, což je základní činností manažera posloupnosti SQM nejsou v bloku rychlé vyrovnávací paměti zabezpečeny. V důsledku toho nejsou-li dostatečné znovu použitelné bloky zabezpečeny v bloku rychlé vyrovnávací paměti, jsou tyto znovu použitelné bloky zabezpečeny v operaci rychlý zápis. Mimochodem, znovu použitelné bloky je všeobecné jméno zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti (nazývané čtecí bloky rychlé vyrovnávací paměti) získaných zápisem dat ze zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti na CD-R disk a bloků rychle vyrovnávací 45 paměti (nazývaných volné bloky Rychlé Vyrovnávací Paměti), v nichž nejsou uložena žádná skutečná data.

50 Nyní zde bude objasněn počet znovu použitelných bloků, které jsou požadovány pro činnost správce posloupnosti SQM. Jinými slovy, když jsou čteny bloky posloupnosti, jsou vyžádány

z rychlé vyrovnávací paměti cílové datové bloky a znovu použitelné bloky pro ukládání řídicí struktury B hvězda-stromu pro zkoumání fyzických adres, kde jsou tyto bloky přítomny. Tyto bloky B hvězda-stromu nejsou odkazovány současně v době vyhledávání s výsledkem, že je přítomen pouze jeden znovu použitelný blok. V důsledku toho, maximální hodnota RBCmax znovu použitelných bloků v rychlé vyrovnávací paměti požadovaná pro zpracování čtení posloupnosti bloků bude představována následující rovnicí:

$$RBC_{max}(N) = N + 1 \dots (3)$$

kde N představuje počet datových bloků, které mají být původně čteny.

V době generování a obnovení bloků posloupnosti, jsou nezapsané bloky zařazeny do rychlé vyrovnávací paměti. Ve skutečnosti, protože správce posloupnosti SQM obnovuje B hvězda-stromy, jsou generovány a obnovovány datové bloky pro ukládání uzlu B hvězda-stromů, takže v rychlé vyrovnávací paměti je třeba více znovu použitelných bloků než počet cílových bloků. Kromě toho existuje možnost, že současně s obnovením B hvězda-stromu je generován datový blok v době mazání. V tomto případě jsou třeba znovu použitelné bloky.

Navíc v době generování bloku posloupnosti je generována oblast EXTx a je vložena do B hvězda-stromu. Pokud neexistuje v koncovém uzlu do kterého je oblast EXTx vkládána žádné místo, je koncový uzel rozdělen a pro nový koncový uzel je generován jeden datový blok. Není-li dále generováno žádné místo v indexovém uzlu do kterého je koncový uzel vkládán v době vkládání generovaného koncového uzlu do tohoto indexového uzlu za účelem dělení, je generován nový koncový uzel pro rozdělení indexového uzlu. V případě, kdy hloubka B hvězda-stromu je 3, může být celkový objem dat, která mohou být řízena, reprezentován následující rovnicí:

$$170 \times 170/2 \times 145/2 = 2095250 \approx 2 \text{ (Gbyte)} \dots (4)$$

ve stavu, v němž všechny uzly jiné než cesta jsou zapsány s členem 1/2 při uvažování nejméně účinného stavu, ve kterém počet bloků, které řídí jedna oblast EXTx, je jedna. V důsledku toho, když je kapacita v CD-R disku menší než 700 megabyte, není uzel cesty B hvězda-stromu mající hloubku 3 rozdělen a počet datových bloků, který je generován současně s vkládáním první oblasti EXTx do B hvězda-stromu, bude nanejvýš 2.

Kromě toho dále, protože indexový uzel je ihned po rozdělení zabudován maximálně do 2/3, je požadováno nově vložit nejméně 170/3 indexů za účelem vyplnění indexových uzlů. Mimo to, nejsou-li sousedící indexové uzly vyplněny, indexové uzly se místo dělení přesunou, aby průměrovaly počet přístupných indexů. V důsledku toho je nejmenší počet vkládání indexových uzlů do B hvězda-stromu, který je požadován od generování dělení indexových uzlů do dalšího dělení, $170/3 \times 2 = 113$. Kromě toho, v případě koncových uzlů, je požadováno vkládání nejméně $145/3 \times 2$ oblastí EXTx pro generování dalšího dělení stejným způsobem. Takto bude maximální hodnota CBCmax počtu datových bloků generovaných vyvoláním jednorázové generace bloku s ohledem na správce posloupnosti SQM dána následující rovnicí:

$$CBC_{max}(N) = N + 2(N/96)/113 + (N/96) \dots (5),$$

kde N představuje počet datových bloků, které mají být původně obnoveny.

Na druhé straně, v případě obnovení datových bloků, je činnost stejná jako v případě generování bloků, až na činnost odstranění oblasti EXTx. Jinak řečeno, v případě, kde je jedna část oblasti EXTx odstraněna řízením korespondenčního vztahu mezi klíčem posloupnosti SQK množiny následných bloků a fyzickou adresou FBA, vzroste někdy počet oblastí EXTx o jednu oblast. Například, když existuje oblast EXTx, jak ukazuje obr. 9(A), bude tato oblast zaměněna dvěma oblastmi, jak ukazuje obr. 9(A), odstraněním datového bloku z oblasti za účelem obnovení datových bloků z klíčů posloupnosti „3“ až „6“. Tímto způsobem, když je odstraněna jedna část oblasti, která je již přítomna, může být přítomna další jedna přebytná oblast. Při uvažování této

skutečnosti, bude maximální hodnota MBC_{max} počtu datových bloků generovaných jednorázovým vyvoláním obnovení bloků ve vztahu k správci posloupnosti dána následující rovnicí:

$$MBC_{max}(N) = N + 2 + ((N + 1)/96)/113 + ((N + 1)/96) \quad (6),$$

kde N představuje počet datových bloků, které mají být právě (hlavně) nahrazeny.

Kromě toho existuje při eliminaci datových bloků možnost, že koncové uzly jsou rozděleny když je eliminována jedna část oblasti. V důsledku toho bude maximální hodnota DBC_{max} počtu datových bloků generovaných jednorázovým vyvoláním eliminace bloků ve vztahu k správci posloupnosti SQM dána následující rovnicí, bez ohledu na počet eliminovaných datových bloků;

$$DBC_{max} = 2 \quad \dots \quad (7)$$

Dále, v případě kdy není určena velikost dat zpracovávaných v jedné časové operaci, se může stát, že komplikovaný výpočet jako rovnice (3) až (7) není vyžadován. Například, v případě Windows 95 (obchodní jméno), když je čtena přidělovací jednotka ze správce systému pomocí [GetDiskInfo], může být v této přidělovací jednotce učiněn přístup k systému souborů. Následkem toho, když se předpokládá, že je přidělovací jednotka nastavena například na 32 bloků, bude počet datových bloků, který má být jednorázově zpracován správcem posloupnosti, menší než jeden paket. Takto bude počet bloků dán následující rovnicí:

$$DBC_{max} < CBC_{max}(32) = MBC_{max}(32) = 34 \text{ (blok)} \quad (8).$$

Před činností správce posloupnosti SQM , může být v rychlé vyrovnávací paměti přítomno 34 znovu použitelných bloků.

Dále bude vysvětlena operace rychlý zápis pro zapisování i dat v zápisovém bloku rychlé vyrovnávací paměti na $CD-R$ disku $DISC$. Jak je uvedeno na obr. 10, správce posloupnosti SQM řídí správce rychlé vyrovnávací paměti CAM o shromáždění n paketů zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti. Počet n paketů v tomto případě závisí na nastavení správce rychlé vyrovnávací paměti CAM .

Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM připraví seznam bloků, které mají být zapsány na $CD-R$ disk v souladu s předem určenou prioritou mezi zápisovými bloky rychlé vyrovnávací paměti v souladu s žádostí v kroku $SP1$ z obr. 10. Tato priorita je určena užitím tzv. LRU (Least Recently Used) algoritmu, ve kterém je dána priorita bloku, majícímu méně přístupů k cílovému bloku s výsledkem, že odesílací blok rychlé vyrovnávací paměti (který má být zapsán na $CD-R$ disk) je určen v pořadí od nejvyšší priority. Když je zde v paketu generováno volné místo, správce rychlé vyrovnávací paměti CAM určí fiktivní blok na uvolněné místo.

Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM se obrací na tabulku řízení rychlé vyrovnávací paměti v kroku $SP2$ s ohledem na zápisový blok rychlé vyrovnávací paměti, který je vybrán takovým způsobem, že seznam zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti je uspořádán v takovém pořadí, že klíč posloupnosti SQK je umístěn v pořadí, které odpovídá zápisovému bloku rychlé vyrovnávací paměti. Pak v následujícím kroku $SP3$ je plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) na $CD-R$ disku, kde je zapsán každý blok ze seznamu bloků, stanovena jako fyzická adresa FBA počátku zápisu a adresa počátku zápisu $FBA+1$. Tato plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) se stane skutečnou adresou (Real FBA), která je zřízena na $CD-R$ disku když je zápis normálně ukončen. Když je zápis neúspěšný, bude zajištěna shora zmíněná dočasná fyzická adresa.

V kroku $SP3$ se bloky téže posloupnosti s vysokou pravděpodobností uspořádají v souvislé oblasti na $CD-R$ disku přidělením pozice zápisu k pořadí SQM ve vztahu ke každému zápisovému bloku rychlé vyrovnávací paměti. Důsledkem toho může být blok v čase čtení souvisle čten z $CD-R$ disku s výsledkem, že se zvýší čtecí výkon. Současně se může zamezit zvýšení počtu

prvků B hvězda-stromu, v němž je fyzicky souvislý blok téže posloupnosti (soubory) řízen v jedné oblasti EXTx.

Když je plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) přidělena v kroku SP3 zapisovému bloku rychlé vyrovnávací paměti, přijme správce posloupnosti SQM korespondenční tabulku klíče posloupnosti SQK a plánované fyzické adresy (Contact FBA), přidělenou ze správce rychlé vyrovnávací paměti CAM tak, že v kroku SP4 je B hvězda-strom obnoven. Jinak řečeno, v kroku SP4 je dočasná fyzická adresa (Temporary FBA) oblasti EXTx, předem připravená přidělením dočasné fyzické adresy v době obnovy dat, nahrazena plánovanou fyzickou adresou (Contact FBA; Temporary Actual address). Plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) je stanovena klíčem posloupnosti SQK tak, aby některé oblasti EXTx byly sumarizovány realizací množiny takových obnovení, čímž se sníží počet oblastí EXTx B hvězda-stromu jako celku. Jako důsledek bude v některých případech eliminována část uzlů (koncové uzly a meziuzly), které tvoří B hvězda-strom. Následně v kroku SP5 správce posloupnosti SQM rozhodne zda byl snížen počet bloků, které tvoří B hvězda-strom či nikoli. Pokud je zde získán kladný výsledek, znamená to, že zápisové bloky rychlé vyrovnávací paměti s nízkou prioritou, které nejsou vybrány algoritmem LRU (Least Recently Used - nejdříve použitý) ve výše zmíněném kroku SP1 mohou být zahrnuty namísto sníženého počtu bloků. V této době se správce posloupnosti SQM vrací k výše zmíněnému kroku SP1, aby opakoval výběr zapisového bloku rychlé vyrovnávací paměti.

Takto je opakováním zpracování v krocích SP1 až SP5 získán v kroku SP5 negativní výsledek. Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM přejde do kroku SP6 aby poslal paketová data obsahující množinu bloků shromážděných v zápisové rychlé vyrovnávací paměti na CD-R disk přes ovladač zařízení s výsledkem, že jsou tato data zapsána na CD-R disk v nové oblasti zápisu v paketové jednotce.

Když je generována chyba zápisu na CD-R disk, získá se v následujícím kroku SP7 kladný výsledek. Správce posloupnosti SQM a správce rychlé vyrovnávací paměti CAM přejdou do kroku SP8 za účelem provedení fyzické obnovy na CD-R disku. Jinými slovy, v zařízení CD-R disku je ve specifikaci určeno, že data se zapisují v paketové jednotce. Je tedy zapotřebí vložit paket s fiktivními daty vzhledem k paketu, ve kterém je generována chyba zápisu a záznam dat je přerušen.

Následně správce posloupnosti SQM a správce rychlé vyrovnávací paměti CAM obnoví neúplné pakety fiktivními daty a zaznamenává znovu data, která mají být zaznamenána, jako paket s fiktivními daty. Současně je změněna fyzická adresa FBA dat, která má být zapsána tak, že správce posloupnosti SQM a správce rychlé vyrovnávací paměti CAM se navrací k výše uvedenému kroku SP1, kde jsou znovu shromážděna data nezapsaného zápisového bloku rychlé vyrovnávací paměti a je přidělena nová plánovaná fyzická adresa (Contact FBA). Data obsažená v paketu, jehož zapisování je ukončeno před generací chyby, jsou již změněna na neobnovený datový blok nazývaný čtecí blok rychlé vyrovnávací paměti v rychlé vyrovnávací paměti tak, že tento datový blok se nestává objektem nového shromažďování zápisovým blokem rychlé vyrovnávací paměti po kroku SP8. Následkem toho se vždy, když je zapisování paketu úspěšné, sníží data plánovaná pro zápis (zápisový blok rychlé vyrovnávací paměti) tak, že nakonec budou všechny datové bloky zapsány na CD-R disk.

Takto v kroku SP7 mění správce rychlé vyrovnávací paměti CAM zápisový blok rychlé vyrovnávací paměti na odpovídající čtecí blok rychlé vyrovnávací paměti v rychlé vyrovnávací paměti pokud jde o paket, v němž je získán negativní výsledek (paket, v němž zápis uspěl). V následujícím kroku SP10 se zpracování v krocích SP6 až SP9 opakuje dokud se nezíská výsledek, že celý paket je zapsán.

Obr. 11 ukazuje stav zaznamenávání dat na CD-R disk. V multirelační metodě záznamu paketů je postupně zaznamenávána množina relací (Session1, Session2, ...) z vnitřní periferie do externí

periferie na CD-R disku spirálovým způsobem. Na vnitřní straně záznamové oblasti jsou zajištěny oblast kalibrování výkonu (PCA) a oblast programové paměti (PMA) tak, že informace pro nastavení výkonu a řídicí informace mohou být zaznamenány v každé relaci.

- 5 Každá relace obsahuje programovou oblast, ve které jsou zaznamenány blok dat posloupnosti (souboru) připravený a obnovený uživatelem a oblast úvodní, ve které úvodní informace představuje začátek relace a ukončující informace představuje konec relace. Mimochodem, úvodní a ukončující informace mají být zaznamenány poté, co je zaznamenána v programové oblasti část dat ze souboru o délce jedné relace. Očekává se, že informace jsou kompatibilní s CD-ROMem.

10

Jak je vidět na obr. 11(B), programová oblast je dále rozdělena. V případě 3 datových stop je programová oblast rozdělena na tři stopy. Hlava každé stopy je současně vybavena indexovou oblastí (Index) a indexová informace stopy je zaznamenána na tuto část. Dále, jak ukazuje obr. 11(C), stopa obsahuje soubor paketů, který tvoří základní jednotku zápisu dat. Jak je ukázáno na obr. 11(D), je tento paket rozdělen na čtyři části, spojovací blok, zaváděcí blok, blok uživatelských dat, v němž jsou data uživatele jako je informační soubor nebo podobně a vyváděcí blok.

15

Kromě bloku dat (uživatelských dat) z posloupnosti (souboru) připravené uživatelem, je do programové oblasti na obr. 11(A) zaznamenána jako data informace ukazující strukturu řízení dat. Jako tato informace je zde k dispozici deskriptor primárního nosiče dat (PVD), superblok, uzlová tabulka, indexový uzel B hvězda-stromu, indexový uzel B hvězda-stromu posloupnosti a koncový uzel B hvězda-stromu posloupnosti. Mimochodem, celá struktura řízení dat s vyloučením uzlové tabulky má velikost jeden blok (2048 byte) a je zaznamenána na hranici bloku. Uzlová tabulka je dále struktura dat s proměnnou délkou, která má velikost jeden blok nebo více a záhlaví uzlové tabulky začíná od hranice bloku.

25

Deskriptor primárního nosiče dat PVD je informace, která je zaznamenána na 16.blok od záhlaví relace. Od záhlaví 1152 jsou zaznamenány byte 16.bloku, který je stejný jako 1S09660 PVD a je zde obsažen zvláštní znak informace pro CDRFS ukázaný na obr. 11. V PDV z obr. 12, ukazuje způsob vyhledání superbloku pozici, kde je uložen nejnovější superblok. Jinými slovy, superblok je vytvořen tak, aby byl zapsán na CD-R disku vždy, když se provádí operace rychlé vymazání. Pomocí způsobu vyhledání superbloku z PVD lze detekovat poslední polohu.

30

Například, v případě „Vyhledávací Metoda = 0“, je vidět, že superblok je zaznamenán do bloku, reprezentovaného „Fyzická Adresa Superbloku“. Dále v případě, že „Vyhledávací Metoda = 1“, je vidět, že superblok je reprezentován v „Poslední Přístupný Blok“. V případě, že „způsob vyhledání = 2“, je vidět, že je „Pořadové Číslo Superbloku“ zaznamenán na maximální pozici mimo superblok zaznamenaný do oblasti superbloku „Oblast Superbloku“. „Oblast Superbloku“ se vztahuje k úhrnu bloků vložených mezi blok reprezentovaný počátkem Start FBA oblasti superbloku a blok reprezentovaný koncem End FBA oblasti superbloku.

35

40

Dále, když je příznak systému souborů „Příznak Systému Souborů“, ukázaný v PVD z obr. 12, roven 0x0001, je vidět, že je použit způsob adresování „Adresovací Metoda 1“. Když je příznak systému souborů „Příznak Systému Souborů“ ukázaný v PVD z obr. 12 roven 0x0002, je vidět, že hodnota „ISO9660 Volume“ je skrytá, takže není z CDRFS vidět. Když je „Příznak Systému Souborů“ ukázaný v PVD z obr. 12 roven 0x0003, je vidět, že první stopa relace je zaznamenána s TAO (Track At Once) nebo v paketu s proměnnou délkou.

45

Kromě toho velikost paketu uvedená v PVD z obr. 12 ukazuje číslo bloku uživatelských dat v paketu s pevnou délkou. Toto pole je ale aktivní pouze je-li použita „Adresovací Metoda II“.

50

- „Kapacita Nosiče Dat“ uvedená v PVD z obr. 12 ukazuje celkový počet bloků, které mohou být zaznamenány na CD-R disk po formátování. Tato hodnota je referenční hodnota, která je použita v době navracení informace o celkové kapacitě CD-R disku ve vztahu k operačnímu systému.
- 5 Obr. 13 ukazuje strukturu superbloku. Například informace, označující, že blok je superblok, je zaznamenána v prvním „Záhlaví Superbloku“. V případě, že je „Vyhledávací Metoda = 1“, je hledán starý superblok na základě tohoto záhlaví superbloku, když není superblok zaznamenán na „Poslední Přístupný Blok“.
- 10 „Příznaky superbloku“ reprezentuje zda data jsou v platnosti pro tuto relaci jsou nebo nejsou zaznamenána. „Uzlová tabulka FBA“ ukazuje blok, ve kterém je uzlová tabulka zaznamenána. Pokud je velikost uzlové tabulky dva nebo více bloků, je „Uzlová Tabulka FBA“ postupně zaznamenávána z bloku, reprezentovaného pomocí uzlové tabulky FBA. „Předchozí Superblok“ ukazuje polohu superbloku, který byl předtím zaznamenán. V případě CD-R disku, se data, která
- 15 byla předtím zaznamenána, z disku neztratí. V důsledku toho je možné znát stav minulého nosiče dat sledováním předešlého superbloku.
- „Číslo Kořenového Uzlu B Hvězda-Stromu Posloupnosti“ ukazuje číslo uzlu řídicí struktury (S hvězda-strom posloupnost) obsahující dříve zmíněný B hvězda-strom ve vztahu k obr. 5.
- 20 Navíc číslo kořenového uzlu B hvězda-stromu adresáře uvádí číslo uzlu adresáře B hvězda-stromu řízeného správcem souborů FLM. „Pořadové Číslo“ se vztahuje k sekvenčnímu číslu superbloku. „Pořadové Číslo“ superbloku generované v době formátování je „0“.
- „Seznam Superbloků“ je tabulka, ve které je shromážděno 50 předchozích superbloků FBA.
- 25 „Seznam Superbloků“ obsahuje opakování zápisu seznamu superbloku, jak uvádí obr. 14. První zápis seznamu superbloku ukazuje superblok jeden blok před superblokem, ve kterém je umístěn seznam superbloku. Když je číslo minulého superbloku menší než 50, je zápis vyplněn z jeho lemu a nepoužitý zápis je vyplněn s hodnotou „0“.
- 30 „Seznam Příznaků Superbloků“ je tabulka jména návěští minulého superbloku. „Seznam Příznaků Superbloků“ obsahuje opakování zápisu příznaku, jak uvádí obr. 15. V tomto CD-RFS může být připojeno k jednomu CD-R disku nejvíce 24 příznaků. Když je příznak menší než 24, je zápis vyplněn ze záhlaví a nepoužitý zápis je vyplněn s hodnotou „0“.
- 35 Uzlovou tabulkou je míněna korespondenční tabulka mezi číslem uzlu každého uzlu řídicí tabulky (B hvězda-strom posloupnost) obsahující B hvězda-strom) a fyzickou adresou tohoto čísla, jak bylo popsáno u obr. 5. Uzlová tabulka má strukturu uvedenou na obr. 16. Tato uzlová tabulka je postupně zaznamenána od záhlaví datového bloku. Nemůže-li být uzlová tabulka umístěna v jednom datovém bloku, je zbytek zapsán do dalšího datového bloku.
- 40 Indexový uzel je uzel jiný než koncový uzel řídicí struktury obsahující B hvězda-strom, Informace uvedená na obr. 17 je zaznamenána do indexového uzlu. „Počet Záznamů“ na obr. 17 uvádí počet indexových záznamů umístěných v koncovém uzlu. Tento indexový záznam má strukturu uvedenou na obr. 18 a indexový záznam je seřazen ve vzestupném pořadí klíče a v případě, že
- 45 má být zaznamenán, je vyplněn z „Indexového Záznamu (0)“.
- Kromě toho koncovým uzlem B hvězda-stromu posloupnosti je míněn uzel B hvězda-stromu pro umístění korespondenčního vztahu mezi klíčem posloupnosti SQM a fyzickou adresou FBA a tento koncový uzel B hvězda-stromu posloupnosti má strukturu podle obr. 19. Oblast EXTx
- 50 v tomto koncovém uzlu má strukturu uvedenou na obr. 20, a je seřazena ve vzestupném pořadí za účelem vyplnění ze záznamu oblasti (0), který má být zaznamenán. Počet oblastí EXTx v uzlu je zaznamenán v položce Počet záznamů.

Koncový uzel B hvězda-stromu adresáře je uzel B hvězda-stromu pro umístění jména souboru, klíče posloupnosti SQK korespondenčního vztahu mezi jménem adresáře a číslem adresáře a informace o atributech souboru a adresáře a má strukturu uvedenou na obr. 21. V „Čísle Uzlu“ v tomto koncovém uzlu, je umístěno „Číslo Uzlu“ koncového uzlu s připočtením (0x80000000). „Počet Záznamů“ uvádí počet záznamů adresáře umístěných v tomto koncovém uzlu. „Číslo Předchozího Uzlu“ a „Číslo Dalšího Uzlu“ ukazují číslo uzlu koncového uzlu, který má nejmenší klíč a koncového uzlu, který má největší klíč. Neexistuje-li žádný cílový uzel, je zaznamenáno (0xffffffff). V celkové velikosti záznamu je zaznamenán celkový počet byte offsetu indexových záznamů a záznam adresáře.

Oblast záznamu adresáře je použita jak uvádí obr. 22. „PosX“ se nazývá „Ofset Indexového Záznamu“ a uvádí pozici kde je zaznamenán záznam adresáře s offsetem v bytech od záhlaví oblasti adresáře záznamu. Tento „PosX“ je jeden byte. PostX je seřazen podle klíče obsaženého v záznamu adresáře, na který ukazuje tento PosX. PosX je vyplněn ze záhlaví a je zaznamenán.

„RecX“ je hlavní část záznamu adresáře. Poloha není zvláště limitována. Je-li použit algoritmus použitý v CDRFS, je záznam adresáře, který byl nedávno připraven jako výsledek zpracování, umístěn na pozici přilehlou k záhlaví oblasti adresáře. Když je hodnota uložená v „Počtu Záznamů“ nastavena na „Nrj“, oblast mezi „PosNR-1“ a „PosNR-2“ je nepoužitá oblast. Tato oblast je použita pro obnovení a přípravu záznamu adresáře. Nepoužitá oblast je použita od záhlaví a v RecX je nepoužitá oblast od zadní části.

Záznam adresáře je míněn korespondenční vztah mezi jménem souboru, klíčem posloupnosti SQK, jménem adresáře a číslem adresáře a daty proměnné délky pro umístění informace o atributech souboru a adresáře. Záznam adresáře má strukturu uvedenou na obr. 23. Záznam adresáře je zaznamenán do oblasti záznamu adresáře popsané výše. Záznamu adresáře je přidělen klíč v záznamu adresáře, který je utvořen tak, jak uvádí obr. 4.

Číslo adresáře na obr. 24 je číslo výlučně připojené ke každému adresáři. Celý adresář v tomtéž adresáři má stejné číslo adresáře. Přepočteným klíčem „Hashed Key“ je míněn zbytek získaný, když je jméno záznamu adresáře děleno generační funkcí podle následující rovnice:

$$P(x) = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1 \dots\dots (9).$$

Tento „Přepočtený Klíč“ má tutéž hodnotu pro různá jména. Aby se toto odstranilo, je v CDRFS použito „Sekvenční Číslo“. V případě kdy v B hvězda-stromu již existuje záznam adresáře mající stejné číslo adresáře a stejný „Přepočtený Klíč“ přesto, že má jméno rozdílné od záznamu adresáře, který má být vložen. CDRFS nastaví do sekvenčního čísla záznamu adresáře číslo získané přičtením 1 k „Sekvenčnímu Číslo“ záznamu adresáře, který již existuje v B hvězda-stromu.

Velikost ukazuje počet byte záznamu adresáře včetně klíče a této velikosti. Kromě toho typ je pole pro uvedení typu záznamu adresáře. Existuje pět druhů, jak ukazuje obr. 25. Kromě toho je vidět, že když je nastaven bit 7 typu, na záznam adresáře se obrací jeden nebo více záznamů adresáře pevných spojení.

Struktury záznamu adresáře souborů, záznamu adresáře a záznamu spojovacího adresáře jsou uvedeny na obr. 26 až 28.

Data (řídící informace) obsahující B hvězda-strom jsou zapsána do oblasti uživatelských dat (obr. 11) společně s daty souboru (uživatelská data) v době operace zapisování nazývané celkový rychlý zápis. Jinak řečeno, superblok obsahuje fyzickou adresu FBA bloku obsahujícího tabulku uzlů a číslo uzlu cesty řídící struktury (obr. 5) obsahující B hvězda-strom a je vytvořen tak, že spojení ke všem datům na CD-R disku kromě PVD začíná se superblokem dokud není z řídící informace dosažen obsah souboru. Kromě toho, jak bylo popsáno u obr. 5, je požadováno, aby se

uzlová tabulka vztahovala k uzlu řídicí struktury obsahující B hvězda-strom. V důsledku toho je superblok tvořící takovou řídicí strukturu zapsán v době operace celkového rychlého zápisu do posledního bloku, jeden blok před příští zápisovou pozicí uživatelské oblasti. Čas, v němž se provádí operace celkového rychlého zápisu, je když uběhl předem určený čas, který je nastaven a

5 na CD-R disk je zapsáno víc než předem určené množství dat. V důsledku toho je řídicí informace (superblok) zapsána na CD-R disk v předem určeném intervalu.

Obr. 29 ukazuje postup operace celkový rychlý zápis. Správce posloupnosti SQM a správce rychle vyrovnávací paměti CAM vstupují do postupu zpracování od kroku SP20. V kroku SP21 je připraven seznam stejným způsobem jako při operaci rychlého zápisu popsané výše v obr. 10 vzhledem k zápisovému bloku rychlé vyrovnávací paměti v rychlé vyrovnávací paměti. Jinak řečeno, správce posloupnosti SQM požaduje, aby správce rychle vyrovnávací paměti CAM shromáždil všechny zápisové bloky rychlé vyrovnávací paměti v rychlé vyrovnávací paměti. Poté, co správce rychle vyrovnávací paměti CAM připraví seznam všech nezapsaných bloků

10 rychle vyrovnávací paměti a fiktivních bloků jak je požadováno, je řídicí tabulka rychlé vyrovnávací paměti uspořádána tak, že klíč posloupnosti SQK je uložen ve vzestupném pořadí. Plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) je přidělena v pořadí jako fyzická adresa FBA kterou je zapisování odstartováno ze záhlaví bloku takto uspořádaného seznamu a fyzická adresa FBA+1, kterou zapisování začíná.

Správce posloupnosti SQM obnovuje B hvězda-strom na základě klíče posloupnosti SQK a fyzické adresy. Zpracování až do tohoto kroku se opakuje dokud není generována eliminace bloku obnovováním B hvězda-stromu. Dále, v kroku SP22, žádá správce posloupnosti SQM správce rychle vyrovnávací paměti CAM, aby generoval datový blok pro uložení (umístění)

15 uzlového bloku a superbloku v téže proceduře jako generace normálního bloku. Jako důsledek generuje správce rychle vyrovnávací paměti CAM v rychlé vyrovnávací paměti superblok a blok pro uzlovou tabulku.

Pro generaci bloku uzlové tabulky jsou vydány jako klíč posloupnosti SQK kombinace „ffffff00000000(hex)“, „ffffff00000001 (hex)“..... a pro generaci superbloku kombinace „ffffff00000000(hex)“. Tímto způsobem, připojením klíče posloupnosti SQK k uzlové tabulce je uzlová tabulka upravena v souvislé oblasti v době operace úpravy bloku a superblok je upraven

30 v posledním bloku posledního paketu.

Následně připraví v kroku SP23 správce rychle vyrovnávací paměti CAM seznam znovu s ohledem na zápisový blok rychlé vyrovnávací paměti. Jinými slovy, správce posloupnosti SQM žádá správce rychle vyrovnávací paměti CAM o shromáždění všech zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti v této paměti. Je-li zde datový blok, který nebyl předtím poslán, je tento datový blok znovu shromážděn. Poté co je provedena posloupnost zpracování jako obvykle, jako je příprava seznamu bloku správcem rychle vyrovnávací paměti, určení fyzické adresy FBA a obnovení B hvězda-stromu správcem rychle vyrovnávací paměti CAM, je v kroku SP24 vyplněn každý obsah v superbloku a bloku pro uzlovou tabulku.

40

Poté jsou data skutečně zapsána do paketové jednotky po přechodu do kroku SP25. Poté, co jsou všechna data zapsána, proces přejde do kroku SP30, čímž končí operace celkového rychlého zápisu. Protože kroky SP25 až SP29 jsou stejné jako kroky SP6 až SP10, je zde jejich vysvětlení vynecháno.

45

Tímto způsobem je v operaci celkového rychlého zápisu přidělena superblokům jako klíč posloupnosti největší hodnota jako je [ffffff00000000(hex)]. Na druhé straně takovéto velké a souvislé hodnoty jako [ffffff00000000(hex)], [ffffff00000001(hex)] atd... jsou přiděleny uzlové tabulce jako klíč posloupnosti. Kromě toho souvislé hodnoty jako je [ffffff00000000(hex)], [ffffff00000001 (hex)] atd... očividně různé od uzlové tabulky jsou určeny jako klíč posloupnosti SQK koncovému uzlu.

50

Tyto hodnoty jsou extrémně velké v porovnávání s klíči posloupnosti SQK [0000000500000000(hex)], [0000000500000002(hex)], které jsou určeny blokovým datům (uživatelským datům) tvořícím posloupnost (soubor) jinou než superblok, uzlová tabulka a koncový uzel. V důsledku toho, když je prováděna operace rychlého zápisu blokem posloupnosti přiděleným tímto způsobem, jsou uživatelská data a řídicí informace (superblok, uzlová tabulka a koncový uzel) blok roztržiděný (znovu uspořádaný) tak, že klíč posloupnosti SQK je uspořádán ve vzestupném pořadí. Takto jsou uživatelská data a řídicí informace sekvenčně zaznamenány na CD-R disk v roztržiděném pořadí. V důsledku toho jsou řídicí informace jako je superblok, uzlová tabulka, koncový uzel a podobně, kterým je přidělen velký klíč posloupnosti SQK, zapsány do posledního bloku posledního paketu.

Tímto způsobem je ustanoven referenční vztah pouze ve směru od bloku, který je zapsán na CD-R disk později, k bloku, který je zapsán na CD-R disk dříve. V důsledku toho, jak ukazuje obr. 30(A), když je učiněn pokus zapsat data do paketu sekvenčně zleva (CD-R disk na vnitřním obvodu) doprava (CD-R disk na vnějším obvodu), je referenční vztah ustanoven pouze v jednom směru tak, že paketová data b (například superblok), která mají být zapisována do nové nezapsané oblasti, se vztahují na paketová data a (například uzlová tabulka), která jsou zapsána na přední části fyzické adresy. Jako důsledek, v případě, kdy selhal zápis paketových dat b, jak je uvedeno na obr. 30(B), mohou být znovu zapsána pouze data paketu b, jejichž zápis selhal, jak ukazuje obr. 30(C). V případě takového uspořádání, že přední data paketu a, se vztahují k zadním datům paketu b, může být jednoduše provedena operace znovuzapsání v případě výskytu chyby v porovnání s případem, kdy je nezbytné přepsat informaci fyzické adresy zadních dat paketu b do předních dat paketu a v souladu se změnou v zápisové pozici zadních dat paketu b (v případě CD-R disku zapsat přední data paketu a do nové nezapsané oblasti společně se zadními daty paketu b).

V CDRFS je prováděna operace rychlého zápisu bez selhání v čase vyjmutí CD-R disku z CD-R disketové jednotky 5 tak, že superblok je zapsán do posledního paketu. Když je následně CD-R disk opět vložen do CD-R mechaniky, CDRFS vybere superblok z obvodu nejvíce vně. Na základě řídicí informace superbloku, popsané výše ve vztahu k obr. 5, jsou přiřazena data zapsaná na přední část (vnitřní strana obvodu) superbloku. Když selže zápis superbloku do posledního paketu, hledá CDRFS superblok postupně od superbloku o jeden blok dopředu směrem k vnitřnímu obvodu. V tomto případě se stává obtížný přístup k uživatelským datům, která jsou zapsána do superbloku, následujícím po superbloku, který je o jeden blok vepředu. V důsledku toho je s CDRFS podle vynálezu realizována operace celkového rychlého zápisu v čase zápisu dat na CD-R disk, když uplynul předem určený čas a ze správce rychlé vyrovnávací paměti CAM na CD-R disk je zapsáno množství dat, která překročí předem určené množství. Superblok je tedy zapsán na CD-R disk poměrně často s výsledkem, že dokonce i v případě, kdy superblok, který by mohl existovat v posledním paketu, nelze do posledního paketu zapsat, je možné se vyhnout ztrátě velkého množství uživatelských dat čtením superbloku o blok vepředu, který je zapsán poměrně blízko cílovému superbloku.

Jak je popsáno u obr. 11, když je mechanikou CD-R disku čten CD-R disk, který má data zapsaná ve formátu CDRFS, je zapotřebí zapsat před a po každé relaci úvodní a ukončující informaci. Tato operace je uváděna jako zmrazení. Pro realizaci této operace je požadována předem určená kapacita oblasti na CD-R disku. Nemůže-li být tato kapacita zabezpečena, je obtížné zapsat ukončující informaci. Je-li CD-R disk čten mechanikou CD-ROM, může být disk čten až do relace, kde je s jistotou zaznamenáno předešlé ukončení

V CDRFS je proto monitorována kapacita nepoužité oblasti CD-R disku. Jinými slovy, neobsazená kapacita N_{fa} požadovaná pro operaci celkového rychlého zápisu je reprezentována následující rovnici při uvažování bloku pro superblok:

$$N_{fa} = \{ (N_d + N_n + 1 + 31)/32 \} \times (32 + 7) \quad (10),$$

kde N_d před stavuje počet nezapsaných datových bloků v rychlé vyrovnávací paměti a N_n před stavuje počet bloků uzlové tabulky.

S ohledem na operaci zmrazení je oblast pro úvodní informaci zabezpečena v čase začátku zápisu relace a pouze kapacita ukončující informace může být monitorována. Neobsazená kapacita požadovaná pro operaci zmrazení je ze specifikace CD-ROM $1,5 \times 60 \times 75 = 6750$ bloků ze specifikace CD-ROM, když je první relace. Při druhé a další relaci je neobsazená kapacita 30×75 bloků. Minimální hodnota N_{free} neobsazené kapacity, která by měla být zabezpečena na CD-R disku, je tedy dána následujícími rovnicemi:

$$N_{free} = N_{fa} + 6750 \text{ (1. relace)} \quad \dots (11)$$

$$N_{free} = N_{fa} + 2250 \text{ (N-tá relace, } N \geq 2.) \quad \dots (12)$$

V tomto vzorci není uvažován výskyt chyby. Například, domníváme-li se, že je e -krát generována chyba zápisu při zápisu do n paketu, pravděpodobnost P_e chyby zápisu bude dána následující rovnicí:

$$P_e = n / e \quad \dots (13).$$

Protože je s ohledem na jednorázovou chybu zápisu zbytečně spotřebován jeden paket, je přidána korekce neobsazené kapacity N_{fa} s uvažováním chyby zápisu a rovnice (11) a (12) se změní na následující rovnice:

$$N_{free} = N_{fa} (1 + P_e) + 6750 \text{ (1. relace)} \quad \dots (14)$$

$$N_{free} = N_{fa} (1 + P_e) + 2250 \text{ (N-tá relace, } N \geq 2.) \quad \dots (15).$$

Když je tedy na CD-R disku zabezpečena neobsazená kapacita více než N_{free} bloků po přípravě a operaci vymazání bloků posloupnosti, lze realizovat operaci zmrazení.

Maximální počet zápisových bloků rychlé vyrovnávací paměti v této paměti generovaných jednorázovým voláním s ohledem na správce posloupnosti, bude v CDRFS MBC_{max} (N_{max}), jak bylo popsáno výše u rovnice (6). V případě, kdy záznamové médium jako je CD-R disk nebo podobně, mající neobsazenou kapacitu o hodnotě $N_{free} + MBC_{max}$ (N_{max}) čísel bloků, je vloženo do mechaniky, je uživateli vydáno upozornění na nedostatek kapacity záznamového média za účelem blokování zápisu dat na záznamové médium jako je příprava, obnova a vymazání bloků posloupnosti. Tímto zabezpečuje CDRFS operaci zmrazení.

Služby obstarávané CDRFS pro přístup do souboru jsou tvořeny operacemi s vícenásobným kmitočtem k blokům posloupnosti. Když je zápis záznamového média v době ukončení operace na bloku posloupnosti blokován, je zde možnost, že integrita systému souboru je ztracena. Proto bude na konci žádosti o operaci z operačního systému OS směrem k CDRFS uskutečněna operace blokování zápisu na záznamovém médiu (CD-R disk). V této době, když kmitočet operací přípravy, obnovy a vymazání bloku posloupnosti, které jsou realizovány jednorázovou žádostí o operaci z operačního systému OS do CDRFS je reprezentován hodnotou N_{cb} , podmínka neobsazené kapacity blokování zápisu na záznamové médium je menší než hodnota představovaná následující rovnicí:

$$N_{free} = MCB_{max}(N_{max}) \times N_{cb} \quad \dots (16)$$

Ve výše zmíněné metodě monitorování je zabezpečena kapacita pro závěrečný zápis ukončující informace na CD-R disk za účelem kompatibility s CD-R diskem. Navíc ke kapacitě pro ukončení může být současně monitorována nečistá část bloku. Jinak řečeno, je takováto monitorovací operace uskutečněna vždy, když jsou data zapisována na CD-R disk v souladu s procedurou zpracování monitorování, uvedenou na obr. 31. CDRFS vstupuje do procedury zpracování monitorování v kroku SP40 uvedeném na obr. 31 za účelem potvrzení zbytkové kapacity disku se sníží. Následkem toho bude monitorována použitelná zbytková kapacita pokaždé, kdy jsou zapisována nová data. Tato zbytková kapacita zahrnuje navíc k nečistému bloku v rychlé vyrovnávací

5 paměti superblok a uzlovou tabulku, které tvoří prvek řídicí struktury B hvězda-strom a ukončovací informaci kompatibilní s CD-ROM. Je zajištěno, že data mohou být na CD-R disk s jistotou zaznamenána kompatibilně s CD-ROM bez ztráty dat během přípravy a obnovy v imaginárním prostoru monitorováním zbytkové kapacity, ve které mohou být tyto položky informací zaznamenány.

10 Ve výše zmíněné struktuře řídí CDRFS fyzickou adresu FBA na CD-R disku v souladu s klíčem posloupnosti SQK, který vytváří logickou adresu v imaginární adrese. Následkem toho, poté co jsou do rychlé vyrovnávací paměti čtena data bloku na CD-R disku, určeného pro obnovu a tato data jsou obnovena, není změněn klíč posloupnosti SQM a je pouze změněna fyzická adresa a data bloku jsou zapsána na pozici fyzické adresy FBA na CD-R disk v předem určeném čase (v době operace rychlého zápisu a celkového rychlého zápisu).

15 V tomto čase používá správce souboru FLM logickou adresu na imaginární adrese za účelem uskutečnění obnovy, přípravy a vymazání dat s výsledkem, že i když médium, které je použito, je disk s možností jednoho zápisu, je možné uskutečnit zpracování tímto způsobem jako když je cílový disk konvenční disk se schopností přepisu bez zjištění, že disk je diskem s možností jednoho zápisu. Tímto způsobem může být funkce zpracování správce souboru FLM modulem, který není dotčen záznamovým médiem, takže řízení souboru a adresáře může být provedeno bez
20 toho, že by bylo dotčeno speciálním zpracováním záznamu na disk s možností jednoho zápisu.

Dále, jak je popsáno ve vztahu k obr. 3, množina imaginárních adresových prostorů CV1, CV2 a CV3 je přidělena k individuálním souborům (posloupnostem) tak, že jeden imaginární adresový prostor odpovídá jednomu souboru. Následkem toho se sám imaginární na CD-R disku v kroku SP41. V procesu výroby CD-R disku je zaznamenána na CD-R disk celá záznamu schopná kapacita. Proto tedy CD-R mechanika 5 určuje celou záznamu schopnou kapacitu z cílového CD-R disku a záznamu schopnou zbytkovou kapacitu z poslední fyzické pozice, která je současně zaznamenána. Záznamu schopná zbytková kapacita, která byla určena, je odeslána v kroku SP42 správci rychlé vyrovnávací paměti CAM. Správce rychlé vyrovnávací paměti CAM odečítá množství dat zapsaných v rychlé vyrovnávací paměti od záznamu schopné zbytkové kapacity za účelem odeslání zbytkové kapacity správci posloupnosti SQM. V kroku SP43 odečítá správce posloupnosti SQM superblok řídicí struktury B hvězda-strom (SVD) a množství zapisované do uzlové tabulky od zbytkové kapacity odeslané ze správce rychlé vyrovnávací paměti CAM a odesílá zbytkovou kapacitu správci souboru FLM. V kroku SP44 odečítá správce souboru FLM
30 okrajovou část požadovanou pro zaznamenání ukončovací informace nebo podobně od zbytkové kapacity odeslané ze správce posloupnosti SQM.
35

V případě, kdy zbytková kapacita vypočítaná tímto způsobem je větší než 0, CDRFS usoudí, že data mohou být zapsána a přejde do kroku SP46 za účelem pokračování zpracování. Naproti tomu negativní odpověď, získaná v kroku SP45, znamená, že není žádný prostor pro zapisování dat, která mají být zpracována na CD-R disk. CDRFS přejde do kroku SP47 za účelem zobrazení předem určené výstrahy uživateli. Takto je potvrzena zbytková kapacita na CD-R disku po každém provedení každé operace rychlého zápisu a operace celkového rychlého zápisu na CD-R disku. V případě, kdy se usoudí, že po zpracování zapisovaného množství nezbude žádné místo,
40 je možné předem zamezit pokračování zpracování poté, co je do CD-R mechaniky 5 vložen CD-R disk, který nemá místo pro zápis.
45

V CDRFS používajícím CD-R disk, CD-R disk předstírá, že je přepisovacím diskem. V případě CD-R disku je použita nová oblast při každé obnovovací činnosti, takže použitelná zbytková kapacita CD-R adresový prostor stává souborem, takže není požadována žádná činnost pro převod souboru do logické adresy. Obr. 32 ukazuje případ, ve kterém je imaginární adresa AV převáděna na fyzickou adresu AR na záznamovém médiu blokem C2 zpracování posloupnosti. Při takovémto způsobu není imaginární adresa rozdělena pro každý soubor, takže je požadován převod souborů na logické adresy, ve srovnání s případem z obr. 3. Následně, v souladu s vynále-

zem, bylo možné zkonstruovat systém souborů (CDRFS) odpovídající typu s možností jednoho zápisu, aniž by byla zhoršena výkonnost přístupu ve srovnání s médiem schopným zápisu nebo podobně, přidělením imaginárního adresového prostoru pro každá data uvedená na obr. 3.

- 5 S výše uvedenou strukturou je možné zacházet s CD-R diskem, který je diskovým záznamovým médiem s možností jednoho zápisu tak, že se použitím CDRFS, který má funkci zpracování výměny adresy umožní, aby nově zapsaný obnovený datový blok na fyzické adrese FBA CD-R disku vypadal jako datový blok, který byl na této adrese před obnovením, použitím CDRFS, který má funkci zpracování výměny adresy.

- 10 Dále je možné přepsat data bez zasažení jiných paketů, i když je zápis neúspěšný omezením referenčního vztahu na jeden směr, takže paket, který je zapisován později se vztahuje k paketu, který byl zapsán předtím.

- 15 Dále, v případě, kdy je paket generován shromážděním nečistého bloku v rychlé vyrovnávací paměti, je tento nečistý blok shromážděn v souladu s prioritou založenou na algoritmu LRU, takže plánovaná fyzická adresa (Contact FBA) je přidělena uspořádáním klíče posloupnosti SQK tak, že každý klíč posloupnosti SQK je nastaven ve vzestupném pořadí s ohledem na shromážděný nečistý blok s výsledkem, že když je zapsán cílový nečistý blok na CD-R disk, bude zvýšena
20 pravděpodobnost, že posloupnost je uspořádána v souvislé oblasti, čímž je umožněno dosáhnout zlepšení čtecího výkonu.

Dále je možné zabezpečit, že data mohou být zaznamenána na CD-R disk, který je připravován uživatelem monitorováním použitelné zbytkové kapacity CD-R disku.

- 25 Popis je koncipován s ohledem na případ, kdy je CD-R disk použit jako záznamové médium s možností jednoho zápisu, avšak vynález tím není omezen. Může být použit jiný typ záznamového média s jedním zápisem.

- 30 Ve výše uvedeném provedení je vydávána výstraha, když není dostatečná zbytková kapacita v době monitorování použitelné zbytkové kapacity na CD-R disku. Nicméně, ani tímto není vynález omezen. Data, která byla zpracována, mohou být zaznamenána s jistotou na CD-R disk uskutečněním operace celkového rychlého zápisu a operace zmrazení v čase, kdy je výstraha vydávána.

- 35 Dále se ve výše uvedeném provedení popis vztahuje k případu, kdy zápis dat je prováděn CDRFS na jeden CD-R disk. Vynález tím není omezen. Například může být použita množina záznamových médií pro zajištění více zařízení za účelem řízení množiny médií jedním CDRFS. Jako výsledek, například může být jednoduše řízen jedním systémem souborů měnič pro řízení množiny médií a hrací skříně nebo podobné zařízení pro řízení množiny mechanik.
40

Průmyslová využitelnost

- 45 Předkládaný vynález vytváří systém pro zpracování informací a zaznamenávání informací na záznamové médium, který je využitelný v informačním procesoru používajícím disk s možností jednoho zápisu.

PATENTOVÉ NÁROKY

- 5 1. Zařízení pro zpracování informací, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že obsahuje řídicí prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) pro umožnění toho, aby fyzická pozice (FBA) dat souboru, který je zaznamenáván na médiu (DISC) korespondovala s logickou pozicí v imaginárním adresovém prostoru (CVx), generující korespondenční tabulku (A, B, D, E ...) mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí (FBA) a tím řídicí, podle toho, jak
 10 se mění fyzická pozice (FBA), korespondenční vztah mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí (FBA) po změně v paměti (7); záznamový prostředek (5) pro záznam dat souboru do paměti (7) a dat prvků korespondenční tabulky na médium (DISC) jako zapsaných dat; výpočetní prostředek (CAM, SQM, FLM) pro výpočet zbytkové kapacity schopné zápisu na médiu (DISC); porovnávací prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) pro
 15 porovnávání množství zapsaných dat v paměti (7) se zbytkovou kapacitou schopnou zápisu a výstupní prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) pro výstup výsledku detekovaného přebytku jako výsledek detekce přebytku, když je tento přebytek detekován.
- 20 2. Zařízení pro zpracování informací podle nároku 1, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že záznamový prostředek (5) obsahuje řídicí prostředek pro okamžitý záznam dat zapsaných v paměti (7) na médium (DISC), když je na výstupu výsledek detekce přebytku.
3. Zařízení pro zpracování informací podle nároku 1, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že
 25 médium (DISC) je záznamové médium s možností jednoho zápisu a zapisovaná data zahrnují formátovací informaci potřebnou pro záznamové médium (DISC) se schopností zápisu.
4. Zařízení pro zpracování informací podle nároku 1, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že řídicí prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) obsahuje gene-
 30 rační prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) informační tabulky souborů pro generování množiny informačních tabulek souborů pro umístění množiny položek korespondenčních informací ukazujících korespondenční vztah mezi klíčovou informací (SQK) ukazující logickou pozici dat souboru a fyzickou pozicí (FBA) dat souboru označenou klíčovou informací (SQK) na médiu (DISC); generační prostředek systému souboru
 35 kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) indexové tabulky pro generování indexové tabulky (D) ukazující umístění každé z klíčových informací (SQK) v příslušné informační tabulce souborů z množiny informačních tabulek souborů; generační prostředek systému souboru kompaktního disku se schopností záznamu (CDRFS) řídicí tabulky pro generování řídicí tabulky ukazující fyzickou záznamovou pozici (FBA) na médiu (DISC) indexové tabulky (D) a množiny
 40 informačních tabulek souborů a záznamový prostředek pro záznam informačních tabulek souborů, indexových tabulek (D) a řídicích tabulek do paměti (7) jako datové prvky korespondenční tabulky.
5. Zařízení pro zpracování informací podle nároku 4, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že klíčová informace (SQK) je číslo klíče posloupnosti a číslo bloku vnitřně připojené k datům souboru.
 45
6. Způsob zpracování informací, **v y z n a č u j í c í s e t í m**, že obsahuje kroky:
 umožnění toho, aby fyzická pozice (FBA) dat souboru, který je zaznamenáván na médiu (DISC) korespondovala s logickou pozicí v imaginárním adresovém prostoru (CVx) tím, že je generována korespondenční tabulka mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí (FBA), čímž se řídí korespon-
 50 denční vztah mezi logickou pozicí a fyzickou pozicí (FBA) po změně v paměti (7) podle toho, jak se mění fyzická pozice (FBA);

záznam dat souboru do paměti (7) a dat prvků korespondenční tabulky na médium (DISC) jako zapsaných dat;

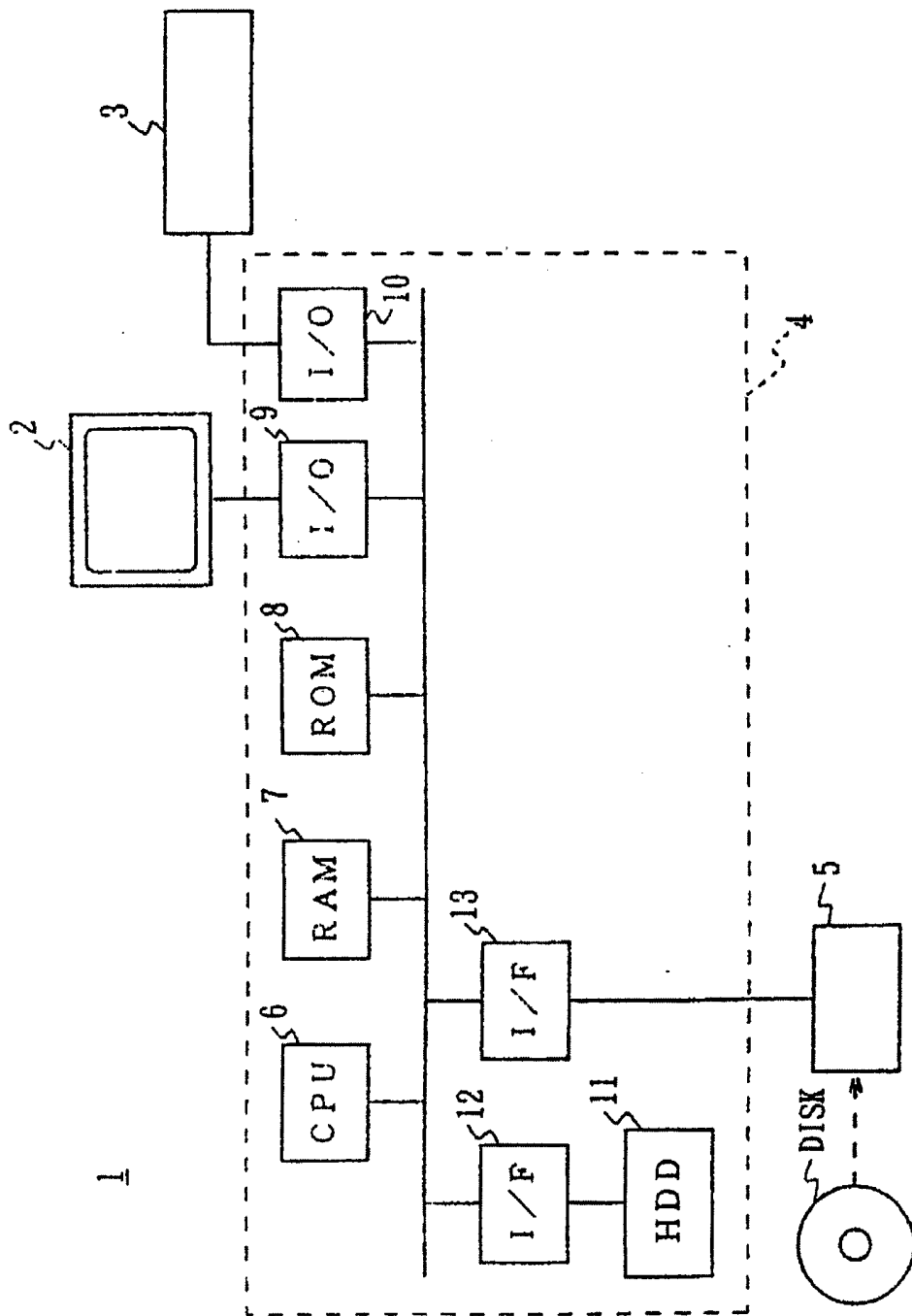
výpočet zbytkové kapacity schopné zápisu na médiu (DISC);

porovnání zbytkové kapacity schopné zápisu s množstvím dat zapsaných v paměti (7);

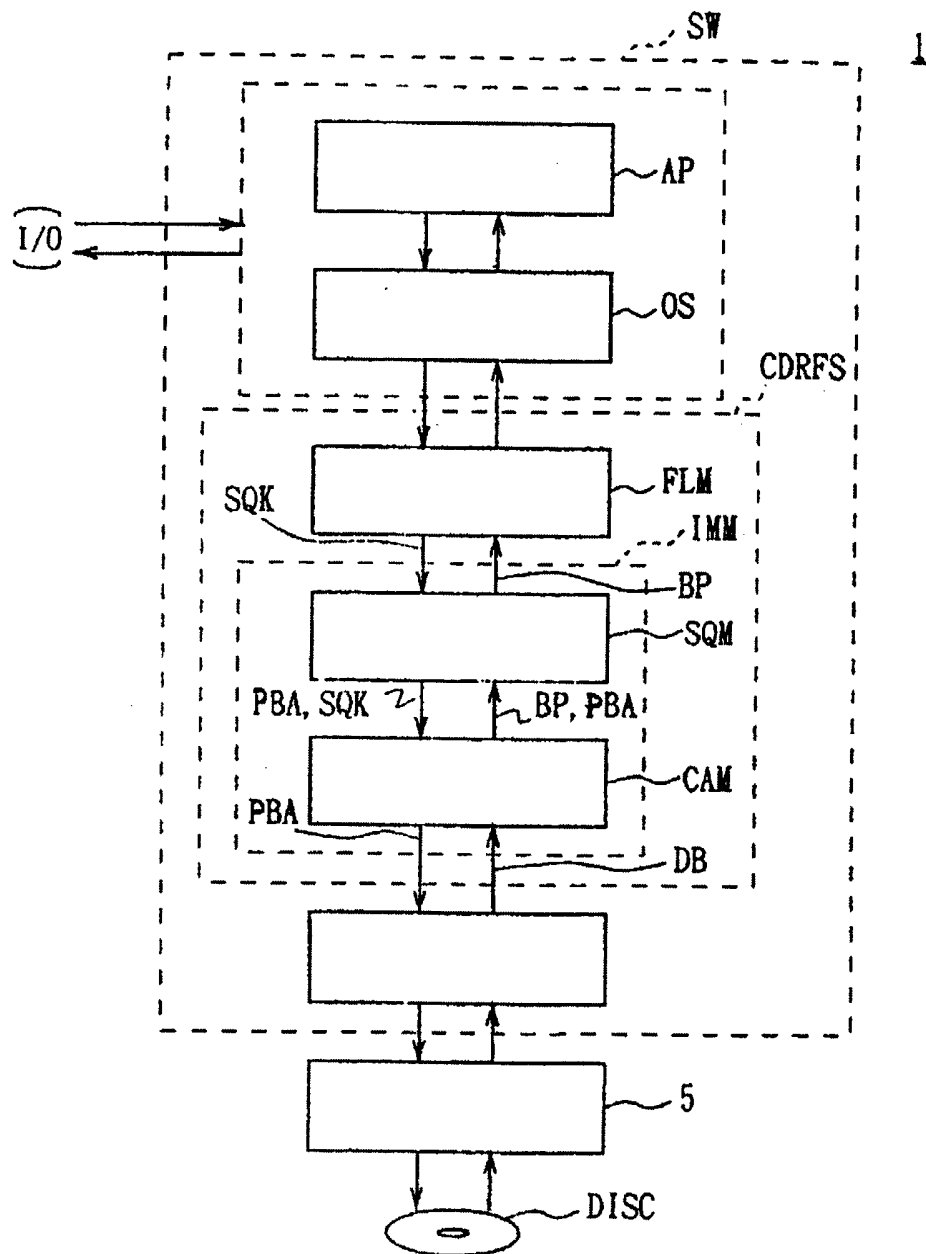
- 5 výstup výsledku detekovaného přebytku jako výsledek detekce přebytku, když porovnávací prostředek vykazuje přebytek zapsaného množství.

10

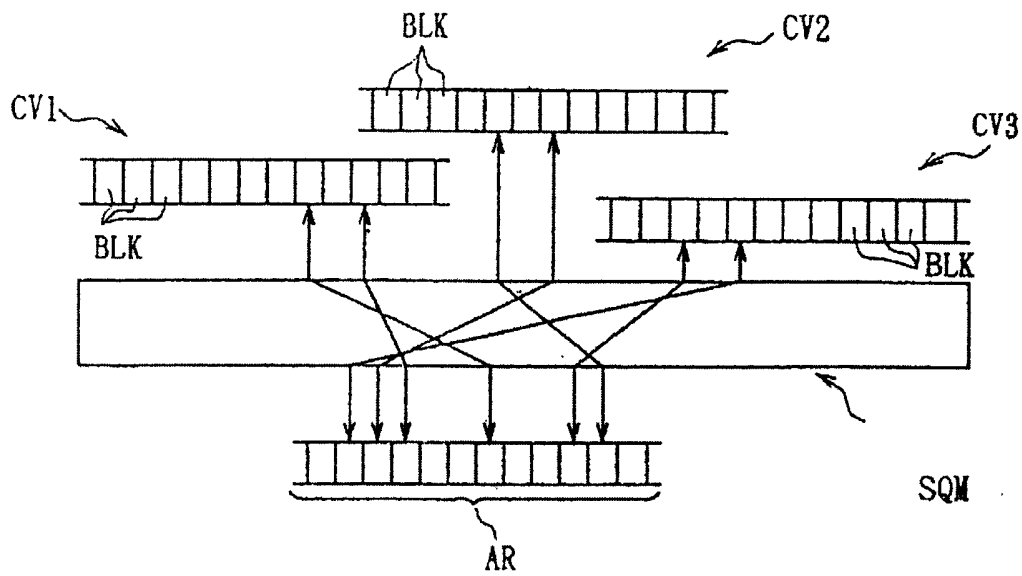
19 výkresů



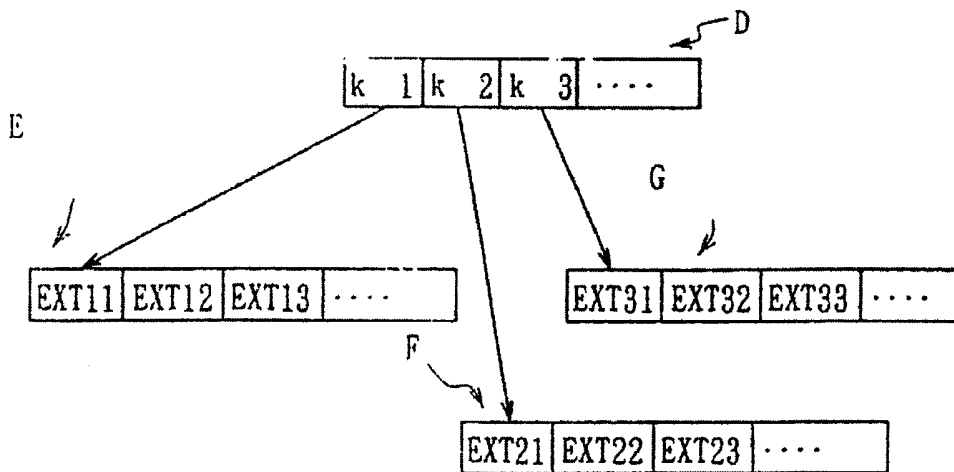
Obr. 1



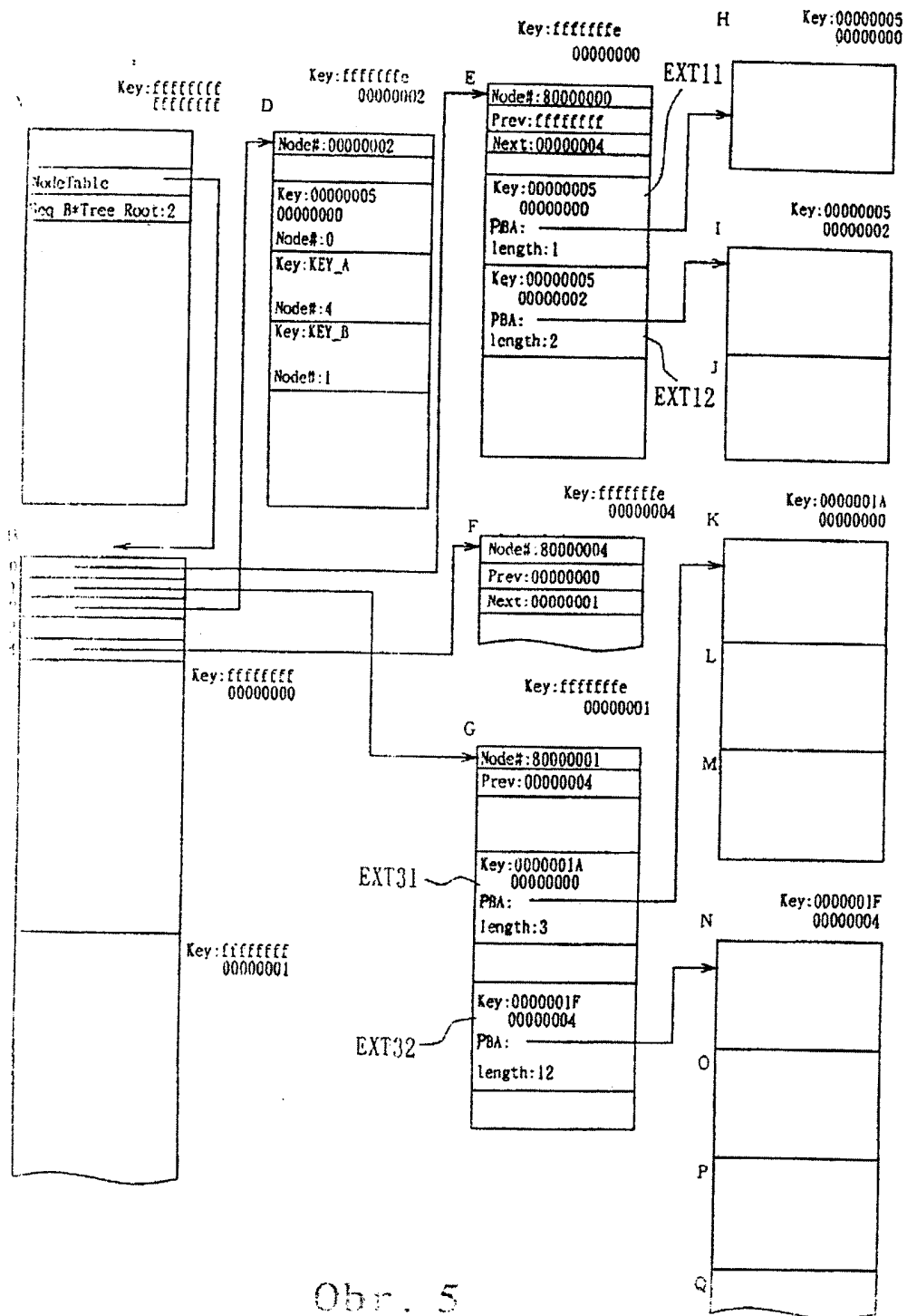
Obr. 2



Obr. 3



Obr. 4



Obr. 5

Číslo posloupnosti		fyzická adresa
123456789abcdef0h	---->	1000h
123456789abcdef1h	---->	1001h
123456789abcdef2h	---->	1002h
123456789abcdef3h	---->	1003h
123456789abcdef4h	---->	1004h

Obr. 6

počet zápisů	6
volné	2
tabulka (0)	30
tabulka (1)	6
tabulka (2)	4
tabulka (3)	4
tabulka (4)	1
tabulka (5)	22

Obr. 7

koncový uzel	$1 \times 2^{20} \text{kbyte} / 2 \text{kbyte} / (145 \text{extent} / 2)$ = 7231.6 block = 7232 block
indexový uzel (3. úroveň)	$72312 \text{ block} / (170 \text{ index} / 2) = 850.7 \text{ block}$ = 851 block
indexový uzel (2. úroveň)	$851 \text{ block} / (170 \text{ index} / 2) = 10.01 \text{ block}$ = 11 block
indexový uzel (kořenový)	1 block
celkem	8095 block

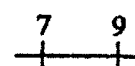
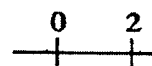
Obr. 8

klíč posloupnosti	fyzická adresa	délka
0	3	10

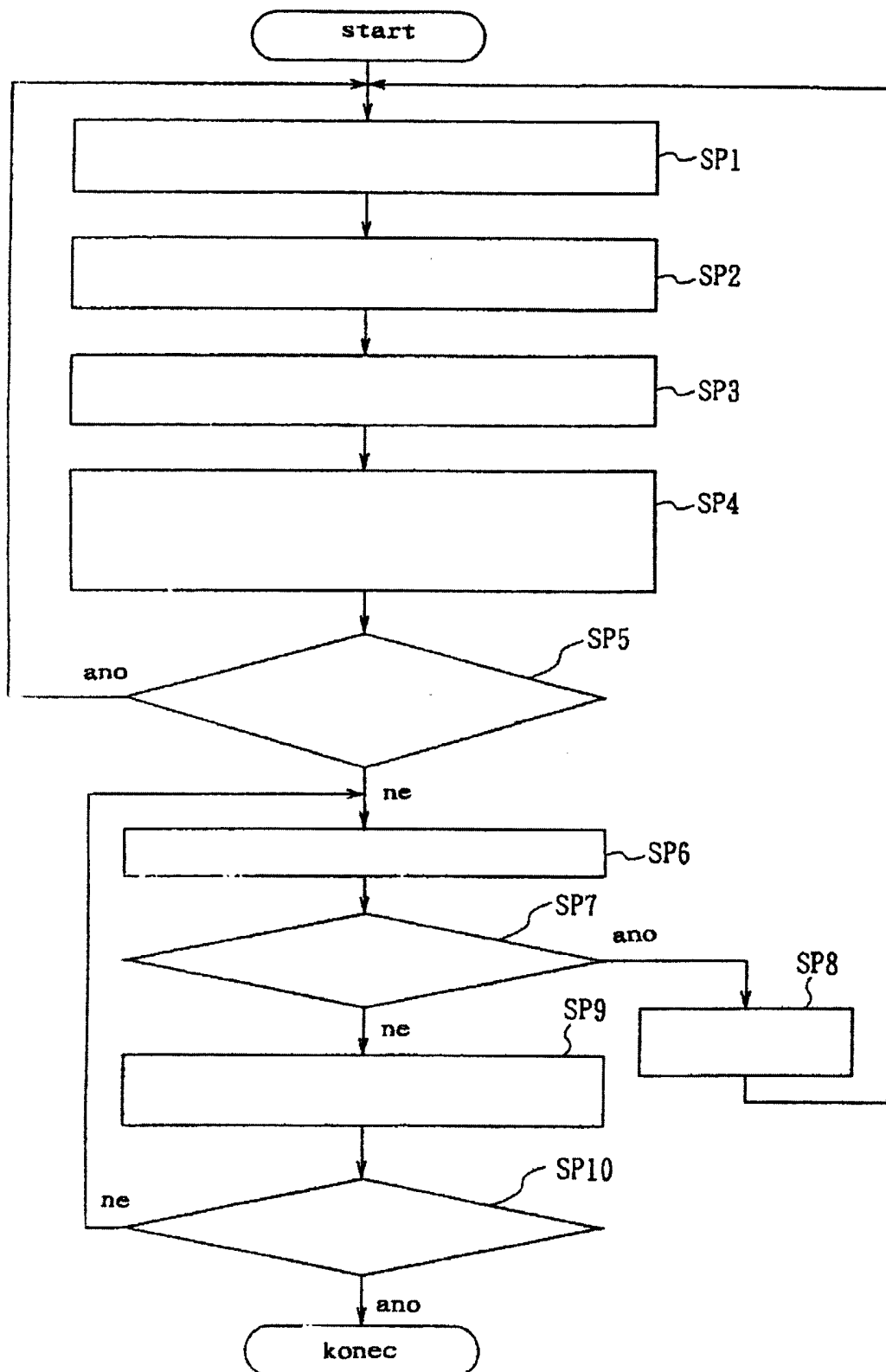


Obr. 9A

klíč posloupnosti	fyzická adresa	délka
0	3	3
7	10	3

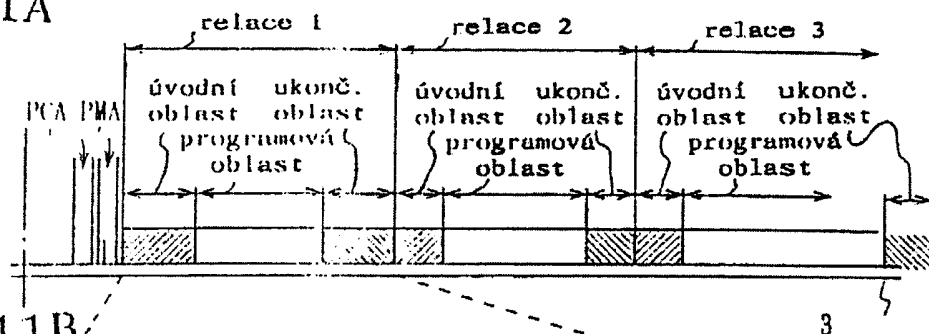


Obr. 9B

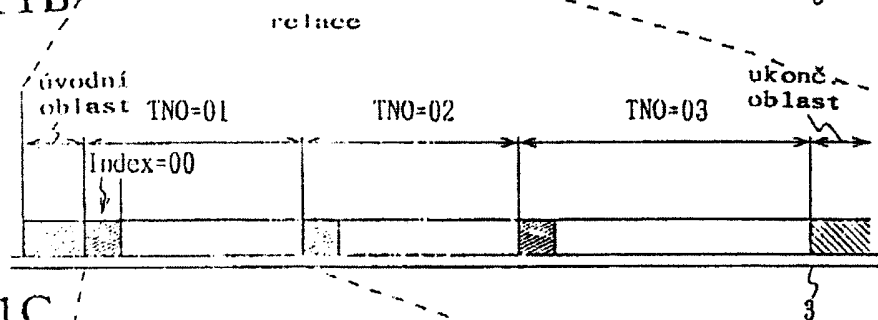


Obr. 10

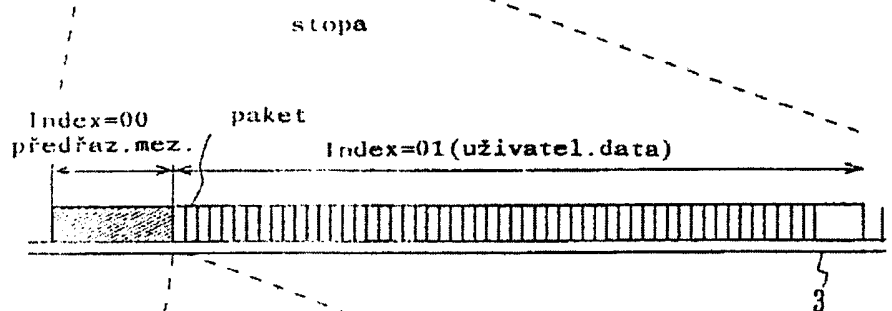
Obr. 11A



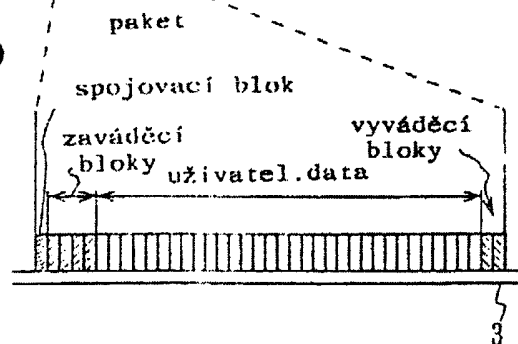
Obr. 11B



Obr. 11C



Obr. 11D



Start	délka	obsah
1152	5	identifikátor standardu systému souborů
1157	1	verze systému souborů
1158	16	copyright
1174	1	vyhledávací metoda superbloku
1175	1	rezervováno
1176	4	fyzická adresa superbloku
1180	4	začátek fyzické adr. oblasti superbloku
1184	4	konec fyzické adresy oblasti superbloku
1188	2	příznaky systému souborů
1190	2	vel. paketu (pouze při adr. metodě II)
1192	4	kapacita nosiče dat
1196	852	rezerva (=0)

Obr. 12

Start	délka	obsah
0	64	záhlaví superbloku
64	2	verze superbloku
66	2	příznaky superbloku
68	4	fyzická adresa uzlové tabulky
72	4	fyzická adresa předchozího superbloku
76	4	číslo kořenového uzlu B*stromu posloupn.
80	4	číslo kořenového uzlu B*stromu adresářů
84	4	pořadové číslo
88	400	seznam superbloků
488	1536	seznam příznaků superbloků
2024	20	rezerva (=0)
2044	4	kontrolní součet

Obr. 13

Start	délka	obsah
0	4	fyzická adresa superbloku
4	4	čas vytvoření

Obr. 14

Start	délka	obsah
0	4	fyzická adresa superbloku
4	4	čas vytvoření
8	56	řetězec příznaků

Obr. 15

Start	délka	obsah
0	4	počet zápisů
4	4	volný zápis
8	4	zápis (0)
12	4	zápis (1)
16	4	zápis (2)
.	.	.
.	.	.
.	.	.
4Ne+8	4	zápis (Ne-1)

Obr. 16

Start	délka	obsah
0	4	číslo uzlu
4	1	počet záznamů
5	3	rezerva (0)
8	12	indexový záznam (0)
20	12	indexový záznam (1)
.	.	.
.	.	.
.	.	.
2036	12	indexový záznam (169)

Obr. 17

Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	4	číslo uzlu

Obr. 18

Start	délka	obsah
0	4	číslo uzlu
4	1	počet záznamů
5	3	rezerva (=0)
8	4	číslo předchozího uzlu
12	4	číslo příštího uzlu
16	2	rezerva (=0)
18	14	záznam oblasti (0)
32	14	záznam oblasti (1)
.	.	.
.	.	.
.	.	.
2034	14	záznam oblasti (144)

Obr. 19

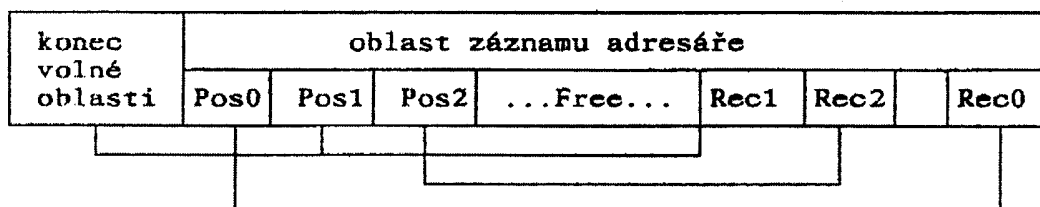
Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	4	fyzická adresa
12	2	délka

Obr. 20

Start	délka	obsah
0	4	číslo uzlu
4	1	počet záznamů
5	1	rezerva (=0)
6	2	celková vel. záznamu
8	4	číslo předchozího uzlu
12	4	číslo příštího uzlu
16	2	konec volné oblasti
18	2030	oblast záznamu adresářů

Obr. 21

PosX: offset záznamu adresáře
 RecX: záznam adresáře
 Free: volná oblast



Obr. 22

Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	2	velikost
10	1	typ
11	1	atribut
12	2	mód
14	vel. 14	jíný atribut

Obr. 23

Start	délka	obsah
0	4	číslo adresáře
4	2	transformovaný klíč
6	2	sekvenční číslo

Obr. 24

typ	obsah
typ = 0	soubor
typ = 1	adresář
typ = 2	návěští n.s. (kořen adr.)
typ = 3	symbolické spojování
typ = 4	pevné spojování

Obr. 25

Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	2	velikost
10	1	typ
11	1	atribut
12	2	mód
14	2	počet spojení
16	2	uživatelské jméno
18	2	skupinové jméno
20	4	čas posledního přístupu
24	4	čas poslední modifikace
28	4	čas vytvoření
32	8	velikost souboru
40	4	číslo posloupnosti
44	1	délka jména (=NL)
45	NL	jméno souboru

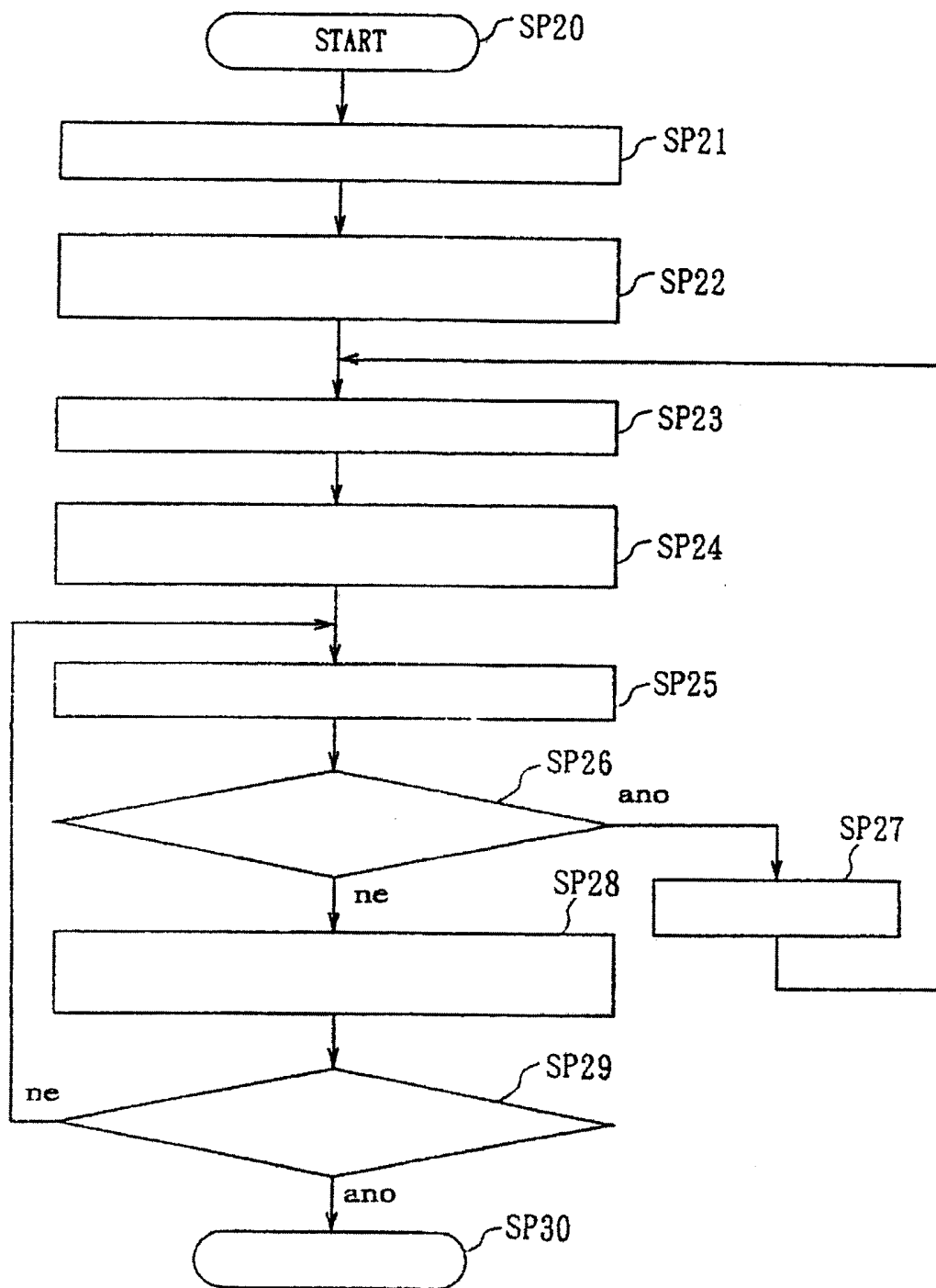
Obr. 26

Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	2	velikost
10	1	typ
11	1	atribut
12	2	mód
14	2	počet spojení
16	2	uživatelské jméno
18	2	skupinové jméno
20	4	čas posledního přístupu
24	4	čas poslední modifikace
28	4	čas vytvoření
32	4	identifikátor adresáře
36	1	délka jména (=NL)
37	NL	jméno adresáře

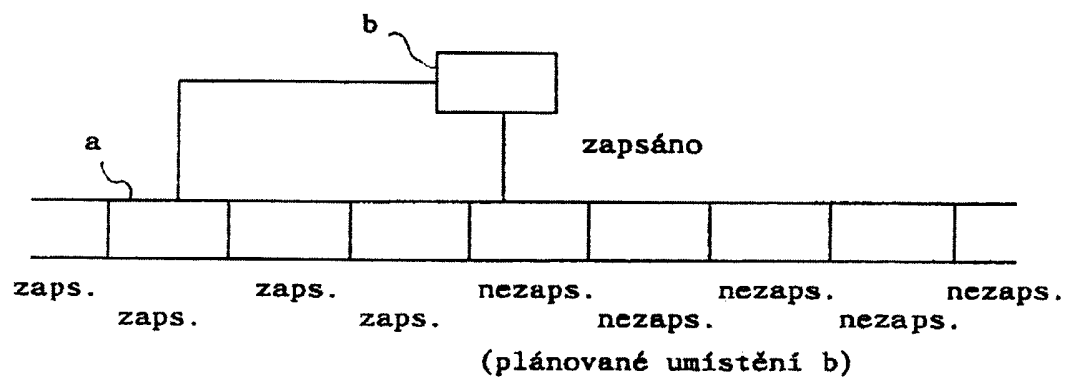
Obr. 27

Start	délka	obsah
0	8	klíč
8	2	velikost
10	1	typ
11	1	rezerva (=0)
12	8	spojení
20	1	délka jména (=NL)
21	NL	jméno spojení

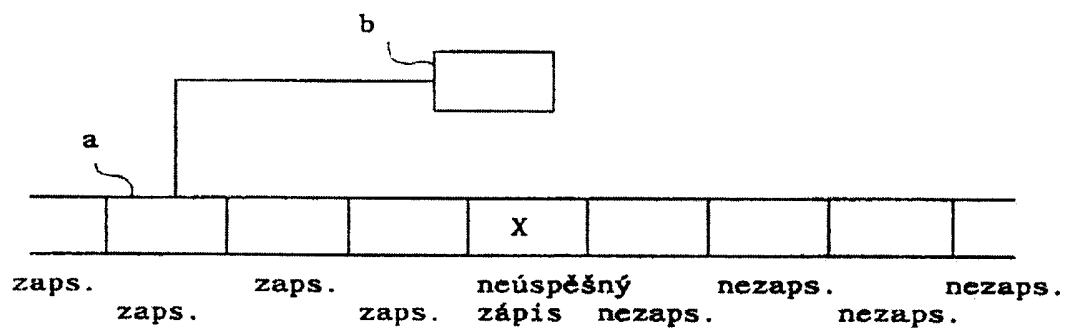
Obr. 28



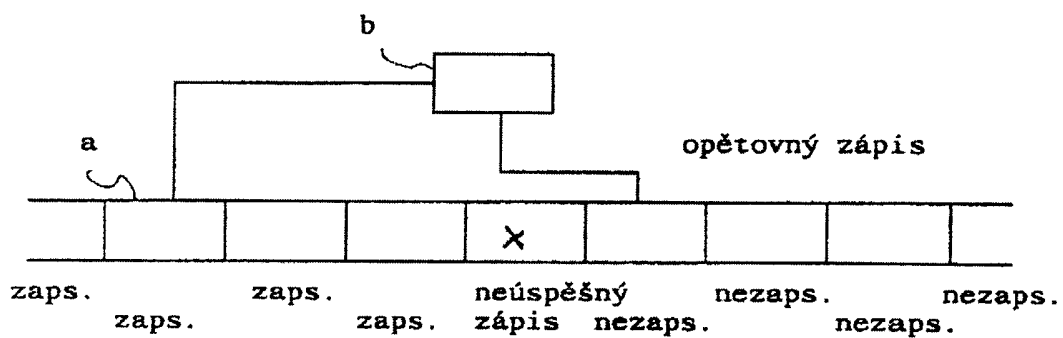
Obr. 29



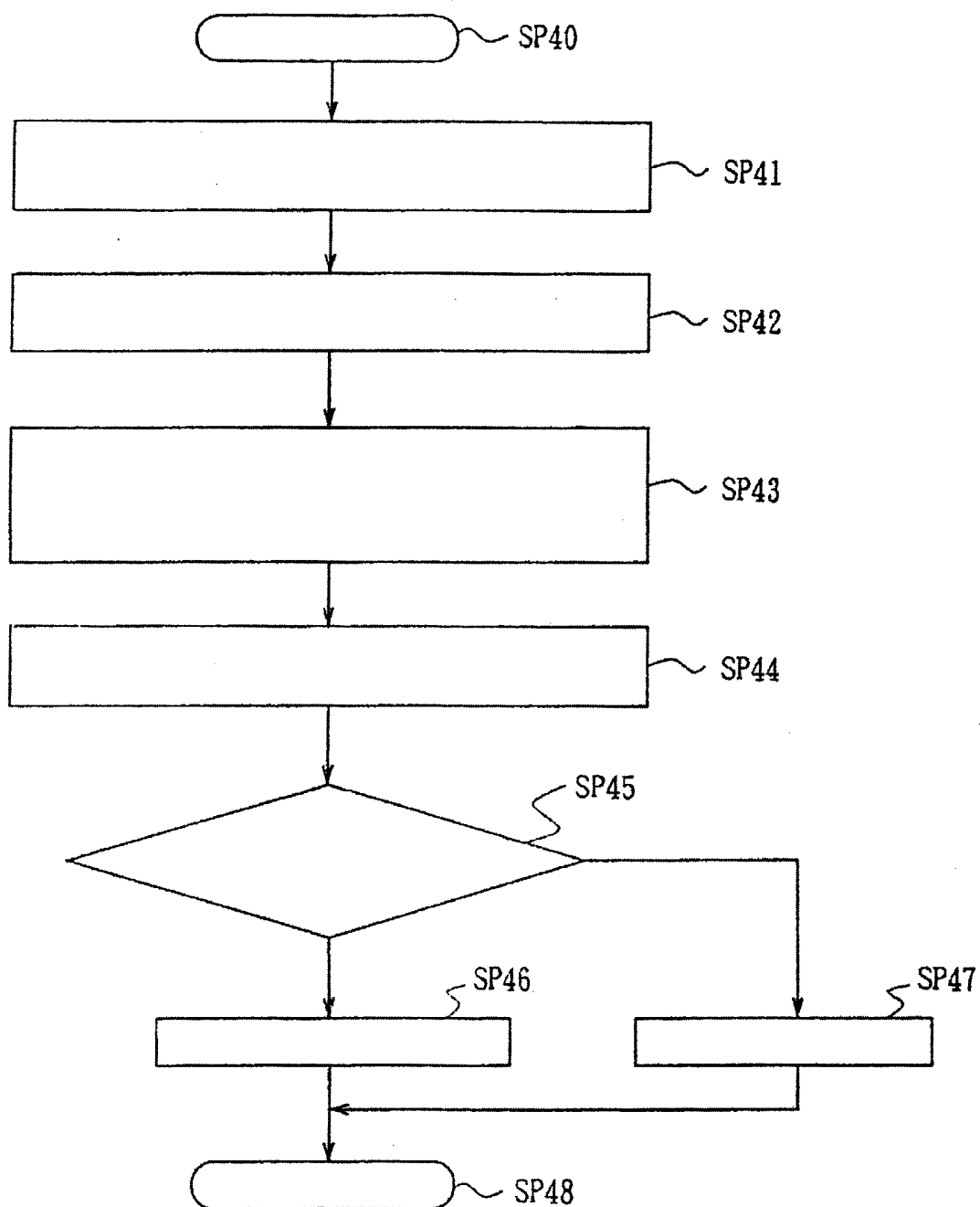
Obr. 30A



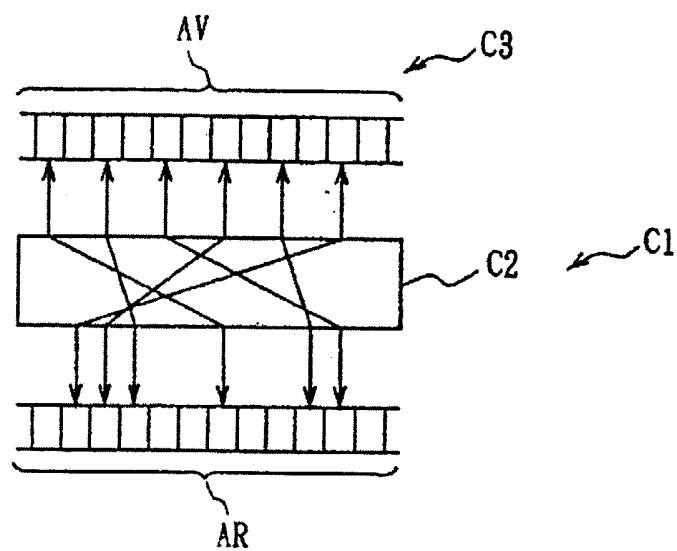
Obr. 30B



Obr. 30C



Obr. 31



Obr. 32

Konec dokumentu