



(19)대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(51) 。 Int. Cl. G11B 7/007 (2006.01)	(45) 공고일자 (11) 등록번호 (24) 등록일자	2007년04월19일 10-0709153 2007년04월12일
---	-------------------------------------	--

(21) 출원번호 (22) 출원일자 심사청구일자	10-2001-0009881 2001년02월27일 2005년11월03일	(65) 공개번호 (43) 공개일자	10-2001-0085645 2001년09월07일
----------------------------------	---	------------------------	--------------------------------

(30) 우선권주장	2000-054249	2000년02월29일	일본(JP)
------------	-------------	-------------	--------

(73) 특허권자	소니 가부시끼 가이샤 일본국 도쿄도 미나토쿠 코난 1-7-1
-----------	--------------------------------------

(72) 발명자	도도히로후미 일본도쿄도시나가와꾸기따시나가와6쵸메7-35소니가부시끼가이샤내 야마다마코토 일본도쿄도시나가와꾸기따시나가와6쵸메7-35소니가부시끼가이샤내
----------	--

(74) 대리인	장수길 구영창
----------	------------

(56) 선행기술조사문헌 JP10003694 A * KR 19970071678 A * 심사관에 의하여 인용된 문헌	KR 19980702709 A KR 19980011091 A
--	--------------------------------------

심사관 : 민경신

전체 청구항 수 : 총 21 항

(54) 기록 방법, 기록 장치, 및 기록 매체

(57) 요약

파일 시스템의 계층 구조를 관리하기 위한 관리 정보를 디스크형 기록 매체의 소정 영역에 기록하는 단계, 및 상기 소정 영역의 미사용 영역을 특별한 파일로서 취급하는 단계를 포함하며, 계층적 파일 시스템에 대응하여 디스크형 기록 매체에 데이터를 기록하기 위한 기록 방법이 개시된다.

대표도

도 4

특허청구의 범위

청구항 1.

계층적인 파일 시스템에 기초하는 데이터를 디스크형 기록 매체에 기록하는 기록 방법으로서,

파일 시스템의 계층 구조를 관리하는 관리 정보를 디스크형 기록 매체의 특정 영역에 기록함과 함께, 상기 특정 영역 중의 미사용 영역을 특별 파일로 기록하고,

상기 특정 영역에 상기 관리 정보를 추가하는 경우, 상기 관리 정보를 상기 미사용 영역에 추가 기록함과 함께, 상기 추가 기록에 대응하여 상기 특별 파일의 크기를 갱신하여 기록하는 기록 방법.

청구항 2.

삭제

청구항 3.

제1항에 있어서,

상기 특별 파일을 나타내는 정보는, 상기 특정 영역 내의 소정 위치에 배치되는 기록 방법.

청구항 4.

제3항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치 앞에 있는 기록 방법.

청구항 5.

제3항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치의 뒤에 있는 기록 방법.

청구항 6.

제3항에 있어서, 상기 위치는, 상기 관리 정보에 의해 나타낸 파일의 실체가 배치되는 영역과 상기 특정 영역의 경계에 있는 기록 방법.

청구항 7.

제1항에 있어서, 상기 특정 영역에 새로 상기 관리 정보를 추가하는 영역이 없게 될 때, 상기 특별 파일을 나타내는 정보를 재기입하여 상기 특별 파일의 영역을 확대하는 기록 방법.

청구항 8.

제1항에 있어서, 상기 특별 파일은, 숨김 파일 속성, 시스템 파일 속성, 및 판독 전용 파일 속성으로서 기록되는 기록 방법.

청구항 9.

계층적 파일 시스템에 기초하여 데이터를 디스크형 기록 매체에 기록하는 기록 수단을 구비하는 기록 장치로서,

상기 기록 수단은, 상기 파일 시스템의 계층 구조를 관리하는 관리 정보를 상기 디스크형 기록 매체의 특정 영역에 기록함과 함께, 상기 특정 영역 중의 미사용 영역을 특별 파일로서 기록하고, 상기 기록 수단에 의해 상기 미사용 영역에 상기 관리 정보가 추가 기록되는 경우, 상기 추가 기록에 대응하여 상기 특별 파일의 크기를 갱신하여 기록하는 기록 장치.

청구항 10.

계층적 파일 시스템에 기초한 데이터가 기록되는 디스크형 기록 매체로서,

파일 시스템의 계층 구조를 관리하는 관리 정보를 디스크형 기록 매체의 소정 영역에 기록함과 함께, 상기 특정 영역 중의 미사용 영역을 특별 파일로서 기록하고,

상기 특정 영역에 상기 관리 정보를 추가하는 경우, 상기 관리 정보가 상기 미사용 영역에 추가 기록됨과 함께, 상기 추가 기록에 대응하여 상기 특별 파일의 크기가 갱신되는 기록 매체.

청구항 11.

삭제

청구항 12.

제10항에 있어서, 상기 특별 파일을 나타내는 정보는, 상기 특정 영역 내의 소정 위치에 배치되는 기록 매체.

청구항 13.

제12항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치 앞에 있는 기록 매체.

청구항 14.

제12항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치 뒤에 있는 기록 매체.

청구항 15.

제12항에 있어서, 상기 위치는, 상기 관리 정보에 의해 나타낸 파일의 실체가 배치되는 영역과 상기 특정 영역의 경계에 있는 기록 매체.

청구항 16.

제10항에 있어서, 상기 특정 영역에 새로 상기 관리 정보를 추가하는 영역이 없게 될 때, 상기 특별 파일을 나타내는 정보를 재기입하여 상기 특별 파일의 영역을 확대하는 기록 매체.

청구항 17.

제10항에 있어서, 상기 특별 파일은, 숨김 파일 속성, 시스템 파일 속성, 및 판독 전용 파일 속성으로서 기록되는 기록 매체.

청구항 18.

제9항에 있어서, 상기 특별 파일을 나타내는 정보는, 상기 특정 영역 내의 소정 위치에 배치되는 기록 장치,

청구항 19.

제18항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치 앞에 있는 기록 장치.

청구항 20.

제18항에 있어서, 상기 위치는, 상기 계층 구조의 루트 디렉토리를 나타내는 정보가 배치되는 위치 뒤에 있는 기록 장치.

청구항 21.

제18항에 있어서, 상기 위치는, 상기 관리 정보에 의해 나타낸 파일의 실체가 배치되는 영역과 상기 특정 영역의 경계에 있는 기록 장치.

청구항 22.

제9항에 있어서, 상기 특정 영역에 새로 상기 관리 정보를 추가하는 영역이 없게 될 때, 상기 특별 파일을 나타내는 정보를 재기입하여 상기 특별 파일의 영역을 확대하는 기록 장치.

청구항 23.

제9항에 있어서, 상기 특별 파일은, 숨김 파일 속성, 시스템 파일 속성, 및 판독 전용 파일 속성으로서 기록되는 기록 장치.

명세서

발명의 상세한 설명

발명의 목적

발명이 속하는 기술 및 그 분야의 종래기술

본 발명은 대용량 디스크형 재기입가능한 기록 매체에 데이터를 기록하기 위한 기록 방법 및 기록 장치에 관한 것이다. 본 발명은 또한 이러한 기록 매체에 관한 것이다.

최근, DVD(Digital Versatile Disc)와 같은 고밀도 광 디스크가 개발 및 표준화되어 왔다. UDF(Universal Disc Format)로 참조되는 논리 포맷이 제안되어 왔다. DVD-RAM(DVD-Random Access Memory)에 대하여, UDF가 사용된다. UDF는 CD-ROM(Compact Disc Read Only Memory)의 기입만 가능한 디스크인 CD-R 및 재기입가능 디스크인 CD-RW에도 적용될 수 있다.

UDF에 있어서는, 계층적 파일 시스템이 사용된다. 루트 디렉토리에 저장된 정보에 대응하여, 서브 디렉토리 및 그 실제 파일이 참조된다. 서브 디렉토리에 저장된 정보에 대응하여, 다른 서브 디렉토리 및 그 실제 파일이 참조된다.

다음에, UDF의 계층적 파일 시스템이 상세히 설명될 것이다. 디스크의 기록 영역에서, 데이터는 섹터 단위로 액세스된다. DVD-RAM에서, 기록 영역은 디스크의 내주로부터 외주로 액세스된다. 볼륨 정보 영역은 디스크의 최내주 영역에서부터 그 리드-인(lead-in) 영역으로 형성된다. 볼륨 정보 영역은 시스템 영역으로서 참조된다. 시스템 영역은 루트 디렉토리의 파일 엔트리(이하, 'FE'라 함)의 위치를 나타낸다. FE는 할당 디스크립터(이하, 'AD'라 함)로 구성된다. AD는 루트 디렉토리, 서브 디렉토리, 또는 파일의 어드레스 및 길이를 나타내는 정보이다.

루트 디렉토리의 FE의 AD는 루트 디렉토리의 논리 어드레스 및 길이를 실체로서 나타낸다. 루트 디렉토리는 적어도 하나의 파일 식별 디스크립터(이하, 'FID'라 함)를 포함한다. FID는 루트 디렉토리에 포함된 서브 디렉토리의 FE 및 서브 디렉토리에 포함된 파일의 FE를 나타낸다. 이들 FE는 각각 서브 디렉토리 및 파일의 실체를 참조한다. 서브 디렉토리의 실체는 적어도 하나의 FID를 포함한다. 달리 말하면, UDF에서, 루트 디렉토리를 제외하고, 포인터로서의 FID 및 FE에 대응하여, FID, FE, 및 실체가 순서대로 액세스된다.

UDF에서, 상술된 FID, FE, 및 실체는 임의의 기록가능 영역에 기입될 수 있다. 서브 디렉토리 및 파일의 정보가 관련되더라도, 그들의 FID, FE, 및 실체는 다른 어드레스에 기입될 수 있다. FID, FE, 및 실체의 어드레스는 액세스 순서에 무관하게 할당될 수 있다.

도 1은 종래의 UDF에 대응하여 디스크에 데이터를 할당하는 일 예를 도시한다. 도 1을 참조하면, 리드-인 영역(201)이 디스크(200)의 최내주에 형성된다. 시스템 영역(202)은 리드-인 영역(201)의 외부에 형성된다. 예를 들어, 루트 디렉토리의 실체(203)는 시스템 영역(202)의 외부에 형성된다.

다음에, 일 예로서, 루트 디렉토리로부터 서브 디렉토리를 개재하여 파일이 액세스 되는 경우가 설명될 것이다. 루트 디렉토리의 실체(203)의 FID에 대응하여, 루트 디렉토리의 실체(203)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 서브 디렉토리의 FE(204)가 참조된다. 서브 디렉토리의 FE(204)의 AD에 대응하여, 서브 디렉토리의 FE(204)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 서브 디렉토리의 실체(205)가 참조된다. 이와 같이, 서브 디렉토리의 실체(205)의 FID가 참조된다. 서브 디렉토리의 실체(205)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 파일의 FE(206)가 참조된다. 파일의 FE(206)의 AD에 대응하여, 파일의 FE(206)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 파일의 실체(207)가 참조된다.

다른 예로서, 파일이 루트 디렉토리로부터 직접 참조되는 경우에, 루트 디렉토리의 실체(203)의 FID가 참조된다. 루트 디렉토리의 실체(203)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 파일의 FE(208)가 참조된다. FE(208)의 AD에 대응하여, 파일의 FE(208)와 물리적으로 분리된 어드레스에서의 파일의 실체(209)가 참조된다.

종래에는, 디렉토리 및 파일 정보가 디스크상에 분산되어 있으면, 그 정보는 빠르게 관독될 수 없었다.

달리 말하면, 서로 다른 어드레스에서의 포인터들을 참조하여 하나의 파일이 액세스되는 경우, 디스크 탐색 시간이 길어진다. 달리 말하면, 디스크상의 정보가 빠르게 액세스될 수 없다. 특히, 하드 디스크 등 보다 액세스 시간이 긴 디스크형 기록 매체에서는 이것이 중대한 문제점이다.

이러한 문제점을 해결하기 위해, FID 및 FE 등의 포인터 정보가 소정 영역에 함께 기록되기도 한다. 그러나, 이 경우, 디스크로부터 파일이 삭제될 때, 그 FE가 삭제되기 때문에, 상기 FE에 대한 블랭크 어드레스에 다른 파일이 기입될 수 있다. 이러한 상황에서, 소정 영역에 기록된 포인터 정보가 분리될 수 있다. 결과적으로 상술된 문제점이 발생할 것이다.

발명이 이루고자 하는 기술적 과제

따라서, 본 발명의 목적은, 포인터 정보의 분리없이 파일이 항상 빠르게 액세스될 수 있도록 하는 기록 방법, 기록 장치 및 기록 매체를 제공하는 것이다.

본 발명의 제1 측면은, 계층적 파일 시스템에 대응하여 디스크형 기록 매체에 데이터가 기록되는 방법에 있어서, 디스크형 기록 매체의 소정 영역에 파일 시스템의 계층 구조를 관리하기 위한 관리 정보를 기록하는 단계, 및 상기 소정 영역의 미사용 영역을 특별 파일로서 취급하는 단계를 포함하는 것이다.

본 발명의 제2 측면은, 계층적 파일 시스템에 대응하여 디스크형 기록 매체에 데이터가 기록되는 기록 장치에 있어서, 디스크형 기록 매체의 소정 영역에 파일 시스템의 계층 구조를 관리하기 위한 관리 정보를 기록하기 위한 수단, 및 상기 소정 영역의 미사용 영역을 특별 파일로서 취급하기 위한 수단을 포함하는 것이다.

본 발명의 제3 측면은, 계층적 파일 시스템에 대응하여 데이터가 기록되는 디스크형 기록 매체에 있어서, 파일 시스템의 계층 구조를 관리하기 위한 관리 정보가 소정 영역에 기록되고, 상기 소정 영역의 미사용 영역은 특별 파일로서 취급되는 것이다.

상술된 바와 같이, 본 발명에 따르면, 계층적 파일 시스템에 대응하여 디스크형 기록 매체에 데이터가 기록될 때, 파일 시스템의 계층 구조를 관리하기 위한 관리 정보가 기록 매체의 소정 영역에 기록된다. 또한, 상기 소정 영역의 미사용 영역은 특별 파일로서 취급된다. 결과적으로, 관리 정보가 확실하게 추가될 수 있고, 소정 영역에 확보될 수 있다.

본 발명의 이들 및 다른 목적, 특징 및 이점은 도면에 도시된 바와 같은 최적의 실시예에 대한 이하의 상세한 설명으로부터 명백해질 것이다.

발명의 구성

이하, 도면을 참조하여 본 발명의 제1 실시예가 설명된다. 도 2는 본 발명에 따른 디스크형 기록 매체(1)의 논리 포맷을 도시한다. 디스크형 기록 매체(1)의 논리 포맷은 상술한 UDF에 기초한다. 디스크형 기록 매체(1; 이하, '디스크'라 함)의 최내주에 리드-인 영역(10)이 형성된다. 논리 섹터 번호(이하, 'LSN'이라 함)가 리드-인 영역(10)의 외부로부터 순서대로 할당된다. 볼륨 정보 영역(11), DAN-1(Data Area Number 1) 영역, DAN-2 영역, DAN-3 영역, 및 볼륨 정보 영역(12)이 순서대로 형성된다. 최외주에는, 리드-아웃 영역(13)이 형성된다. 논리적 블록 번호들이 DAN-1 영역 내지 DAN-3 영역에 할당된다.

도 3은 볼륨 정보 영역(11 및 12) 각각의 내용의 일 예를 도시한다. 볼륨 정보 영역(11)은 UDF에 대응하는 VRS(Volume Recognition Sequence), MVDS(Main Volume Description Sequence), 및 VIS(Logical Volume Sequence)를 포함한다. 볼륨 정보 영역(11)의 종단에는, 앵커 포인트(anchor point)가 배치된다. 볼륨 정보 영역(11)의 내용은 리드-아웃 영역(13)의 내부에 형성된 볼륨 정보 영역(12)에 RVDS(Reserve Volume Descriptor Sequence)로서 이중으로 기입된다. 볼륨 정보 영역(12)의 선두 및 종단에는, 하나의 앵커 포인트가 배치된다. 볼륨 정보 영역(12)의 종단에서의 앵커 포인트는 최종 논리 섹터 번호에 대응한다.

논리 섹터 번호(272)로부터 (최종 논리 섹터 번호 - 272)까지의 영역은 LVS(Logical Volume Space)로서 참조되는 구역 영역이다. LVS에는, DAN-1 영역 내지 DAN-3 영역이 형성된다. LVS의 최내주측에 형성된 DAN-1 영역은 UDF에 대응하는 FSD(File Set Descriptor) 및 SBD(Space Bitmap Descriptor)로 구성된다. SBD는 디스크(1)의 비어있는 영역 정보를 개별 섹터에 대한 플래그로 나타낸다. DAN-1 영역은 파일 시스템의 계층 구조의 루트 디렉토리의 FE 어드레스를 나타낸다.

DAN-2 영역은 디렉토리의 FE(File Entry) 및 디렉토리의 실체의 FID(File ID)를 포함한다. 달리 말하면, 디렉토리의 FE 및 그 실체의 FID가 함께 DAN-2 영역에 기록된다. 디스크가 포맷될 때(이후 설명될 것임), 소정의 기록 용량이 DAN-2 영역에 대해 할당된다. 이후 설명되듯이, DAN-2 영역의 미사용 영역은 특정 속성이 부여된 파일로서 할당된다. 이하, DAN-2 영역의 미사용 영역으로 구성된 파일은 EFI(Entry Information File)로서 참조된다. DAN-2 영역의 미사용 영역이 EIF로서 취급될 때, 상술된 SBD는 상기 미사용 영역을 비어있는 영역으로서 인식하는 것이 억제된다.

종래 기술을 참조하며 설명하였듯이, FE는 파일 또는 디렉토리의 실체의 위치(어드레스) 및 사이즈를 나타낸다. FE의 AD(Allocation Descriptor)는 이러한 정보를 나타낸다. FID는 파일 또는 디렉토리의 이름, 위치(어드레스), 및 사이즈를 나타낸다. FID의 ICB(Information Control Block)는 이러한 정보를 나타낸다.

DAN-3 영역은 파일의 FE 및 그 실체를 포함하는 영역이다. DAN-3 영역에는, 파일의 FE 및 그 FE에 대응하는 파일이 연속적인 어드레스에 배치된다. 파일이 추가될 때, 그 파일의 FE 및 실체는 현존 파일 및 그 실체의 FE의 연속적인 어드레스가 선행되는 연속적인 어드레스에 배치된다. 파일 및 그 실체의 FE가 연속적인 어드레스에 배치되기 때문에, 파일이 빠르게 액세스될 수 있다.

다음에, 도 4 및 도 5를 참조하면, 본 발명에 따른 디렉토리, 파일, 및 비어있는 영역을 관리하기 위한 방법이 설명될 것이다. 도 4는 도 2에 도시된 DAN-1 영역 내지 DAN-3 영역만을 도시하는 부분도이다. 도 4에 도시된 바와 같이, 데이터는 반시계 방향으로 기록된다. 도 5는 FE, FID, 및 실체의 계층 구조를 도시한다.

예를 들어, 루트 디렉토리의 FE는 $LSN = a$ 에서 시작한다. 루트 디렉토리의 FE의 AD는 루트 디렉토리의 실체의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다. 루트 디렉토리의 실체 및 루트 디렉토리의 FE는 연속적인 어드레스에 배치된다. 예를 들어, 루트 디렉토리의 실체의 어드레스는 $LSN = a + 1$ 이다. 루트 디렉토리의 실체는 적어도 하나의 FID를 포함한다. FID는 루트 디렉토리의 서브 디렉토리의 이름, 어드레스, 및 사이즈를 나타낸다. 서브 디렉토리의 FE 및 루트 디렉토리의 실체는 연속적인 어드레스에 배치된다. 예를 들어, 서브 디렉토리의 FE의 어드레스는 $LSN = a + 2$ 이다. 서브 디렉토리의 FE의 AD는 서브 디렉토리의 실체의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다. 서브 디렉토리의 실체 및 서브 디렉토리의 FE는 연속적인 어드레스로 배치된다. 예를 들어, 서브 디렉토리의 실체의 어드레스는 $LSN = a + 3$ 이다. 서브 디렉토리의 실체는 적어도 하나의 FID를 포함한다. FID는 파일 또는 다른 서브 디렉토리의 이름, 어드레스, 및 사이즈를 나타낸다.

FE, FID, 및 실체는 도 5에 도시된 바와 같이 참조되기 때문에, 루트 디렉토리의 실체, 루트 디렉토리의 서브 디렉토리의 정보 등은 루트 디렉토리의 FE 어드레스에 대해 연속적인 어드레스로 도 4에 도시된 바와 같은 DAN-2 영역의 최내주의 소정 위치에 배치된다.

한편, 도 5를 참조하면, 루트 디렉토리의 실체의 FID는 FE의 이름, 어드레스, 및 사이즈를 나타낸다. EIF의 FE의 AD는 EIF의 실체의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다. 이러한 방식으로, EIF가 파일로서 취급되기 때문에, 다른 파일과 마찬가지로, FE는 EIF의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다.

도 6의 (a)에 도시된 바와 같이, EIF의 FE는 EIF의 실체 뒤에 배치된다. 이하 설명되듯이, EIF의 시작 어드레스 및/또는 종료 어드레스 및 사이즈는 DAN-2 영역에 기입된 각 정보의 양에 따라 변화한다.

루트 디렉토리의 FE, 루트 디렉토리의 실체, 루트 디렉토리의 서브 디렉토리의 FE, 루트 디렉토리의 서브 디렉토리의 실체, EIF의 FE, 및 EIF의 실체가 DAN-2 영역에 배치된다.

파일의 FE 및 그 실체는 DAN-3 영역에 배치된다. 파일의 실체는 사용자 데이터 등에 대한 영역이다. 도 5에 도시된 바와 같이, 루트 디렉토리의 실체의 FID는 파일의 FE의 이름, 어드레스, 및 사이즈를 나타낸다. 파일의 FE는 DAN-3 영역에 배치된다. 그 지점에서, 파일의 FE의 시작 어드레스는 $LSN = d$ 이다. 파일의 FE의 AD는 파일의 실체의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다. 파일의 실체 및 파일의 FE는 연속적인 어드레스에 배치된다. 예를 들어, 파일의 실체의 시작 어드레스는 $LSN = d + 1$ 이다.

상술된 바와 같이, 디스크(1)가 형성될 때, DAN-2 영역이 할당된다. 다음에, 디스크(1)에 대한 포맷 방법의 일 예가 간단하게 설명될 것이다. 본 예에서, 리드-인 영역(10) 및 리드-아웃 영역(13)은 디스크(1)가 제조될 때 형성된다. 포맷 프로세스는 디스크(1)의 내주로부터 외주로 수행된다.

포맷 프로세스가 시작될 때, 상술된 VRS, MVDS, 및 LVIS가 리드-인 영역(10)의 외부로부터 형성된다. 그 후, LVS가 형성된다. LVS에는, DAN-1 영역이 먼저 형성된다. 그 후, FDS가 형성되고, 루트 디렉토리의 위치가 지정된다. 그 후, SBD가 형성된다. 그 지점에서, 상술된 EIF의 영역은 SDB가 사용된 영역으로서 취급된다. 결과적으로 EIF의 영역이 할당된다.

SBD 및 DAN-1 영역이 형성된 후, DAN-2 영역이 DAN-1 영역의 외부로부터 형성된다. DAN-2 영역이 형성될 때, DAN-1 영역의 FSD에 대응하여, 루트 디렉토리의 FE 및 그 실체가 소정의 연속적인 어드레스에 배치된다. 다음에, EIF의 FID가 이미 형성된 루트 디렉토리의 실체에 추가된다. FID는 EIF의 FE의 어드레스를 나타낸다.

그 지점에서, EIF의 속성이 FID 및 FE에 지정된다. 대안적으로는, FID가 "숨김 파일 속성"을 지정한다. EIF의 속성은 다른 디바이스 또는 OS(운영체제)에 의해 EIF가 소거, 재기입, 또는 이동되는 것을 방지한다. 예를 들어, "숨김 파일 속성", "시스템 파일 속성", 및 "판독 전용 파일 속성"이 또한 EIF의 속성들로서 지정된다.

"숨김 파일 속성"은 파일이 통상적인 방법으로 브라우징되는 것을 방지하는 속성이다. "시스템 파일 속성"은 파일이 그 시스템에 필요한 시스템 파일이라는 것을 나타내는 속성이다. "판독 전용 파일 속성"은 그 파일이 변경되거나 소거되는 것을 시스템이 방지하는 판독 전용 파일이라는 것을 나타내는 속성이다. 이들 3개의 속성이 파일에 지정될 때, 그 파일은 소거, 재기입 및 이동이 방지된다. 이들 속성은 소정의 방식으로 제거될 수 있다.

다음에, EIF의 FE가 형성된다. 상술된 바와 같이, FE는 파일의 어드레스 및 사이즈를 나타낸다. 따라서, FE가 지정될 때는, 더미 파일이 할당된다. EIF의 FE에는 2개의 속성인 "관독 전용 파일 속성" 및 "시스템 파일 속성"이 지정될 수 있다.

따라서, EIF가 DAN-2 영역에 배치될 때, DAN-2 영역의 비어있는 영역이 할당될 수 있다. 상술된 바와 같이, 디스크(1)가 포맷된 후, 서브 디렉토리의 FE 및 그 실체가 DAN-2 영역에 배치된다. 그 지점에서, DAN-2 영역의 EIF의 영역은 서브 디렉토리의 FE 및 그 실체에 대해서 감소된다.

후에 설명되는 바와 같이, DAN-2 영역은 상술된 방식이 아닌 다른 방식으로 형성되어도 좋다. 이 경우, DAN-2 영역의 개별 정보 성분들의 위치가 변화한다.

이러한 방식으로, DAN-2 영역이 형성된다. 비록 DAN-3 영역이 DAN-2 영역의 외부에 형성되지만, DAN-3 영역에 대해서는 어느 프로세스도 수행되지 않는다. 예를 들어, DAN-3 영역은 스킵된다. 그 후, RVDS가 형성된다. RVDS가 형성된 후, 디스크(1)에 대한 포맷 프로세스가 완료된다.

위 예에서, 루트 디렉토리의 FE, 그 실체, EIF, 및 그 FE가 DAN-2 영역에 순서대로 배치된다. 그러나, 본 발명이 이러한 실시예에 제한되는 것은 아니다. 본 발명의 제1 실시예에 따르면, EIF의 FE의 어드레스가 고정된다. EIF의 FE의 위치는 (1) 루트 디렉토리 전, (2) 루트 디렉토리 후, 또는 (3) DAN-2 영역과 DAN-3 영역 사이의 경계여도 좋다. 다음에, 도 6의 (a) 내지 (e)를 참조하여, EIF를 DAN-2 영역에 배치하기 위한 방법이 각각의 경우에 대응하여 설명될 것이다.

도 6의 (a) 내지 (e)는 각각 DAN-2 영역을 도시한다. DAN-1 영역이 DAN-2 영역에 선행한다(즉, DAN-2 영역의 좌측에 DAN-1 영역이 형성됨). 따라서, LSN은 우측으로 증가한다. 도 6의 (a) 내지 (e) 및 7의 (a) 내지 (d)에서, 디렉토리는 "Dir"로 약칭한다.

도 6의 (a)에서, 루트 디렉토리의 FE 및 그 실체는 DAN-2 영역의 선두측에 배치된다. EIF의 FE는 DAN-2 영역의 종단측에 배치된다. EIF의 실체는 루트 디렉토리의 실체의 종단과 EIF의 FE의 선두 사이에 배치된다. 도 6의 (a)에 도시된 예에서, 루트 디렉토리의 실체의 EIF의 FID는 DAN-2 영역의 종단측에 배치된 EIF의 FE의 어드레스를 나타낸다. EIF의 FE는 EIF의 실체의 시작 어드레스를 나타낸다. 달리 말하면, EIF의 실체가 EIF의 FE에 선행한다.

도 6의 (a)에 도시된 예에서는, 서브 디렉토리의 정보(FE 및 실체)가 DAN-2 영역에 배치된 루트 디렉토리의 실체 뒤에 추가된다. EIF의 실체는 서브 디렉토리의 정보에 대한 선두로부터 감소된다. 결과적으로, EIF의 FE의 AD에 기입된 EIF의 시작 어드레스가 재기입된다.

도 6의 (a)에 도시된 예에서, EIF의 FE의 어드레스가 사전 지정된 때에는, 루트 디렉토리의 실체의 FID를 참조할 필요없이 EIF가 액세스될 수 있다. 따라서, 루트 디렉토리의 실체의 EIF에 대응하는 FID는 재기입되는 것이 방지될 수 있다. 결과적으로, EIF의 FE가 특정 이유로 인해 재기입되더라도, EIF의 FID가 손실되지 않는다면, EIF는 쉽게 복원될 수 있다.

도 6의 (b)는, EIF의 FE 및 그 실체가 DAN-2 영역의 선두측에 배치되고 루트 디렉토리의 실체 및 그 FE가 DAN-2 영역의 종단측에 배치되는 예를 도시한다. 루트 디렉토리의 실체의 FID는 EIF의 FE를 나타낸다. EIF의 FE의 AD는 EIF의 실체를 나타낸다.

도 6의 (b)에 도시된 예에서는, DAN-2 영역에 추가되는 서브 디렉토리의 정보에 대한 선두로부터 EIF의 실체가 감소된다. 결과적으로, EIF의 FE가 재기입된다. 도 6의 (b)에 도시된 예에서, DAN-2 영역의 종단측에 배치된 루트 디렉토리의 FE는 포맷 프로세스가 수행된 후에 지정된다. 예를 들어, 포맷 프로세스가 수행된 후, 루트 디렉토리가 배치된다. 그 지점에, 루트 디렉토리의 FE가 배치된다.

통상, 컴퓨터 시스템에서, 디스크는 루트 디렉토리부터 액세스된다. 따라서, 도 6의 (b)에 도시된 바와 같이, EIF의 FE 및 그 실체가 EIF의 FE 및 그 실체 뒤에 배치될 때, 루트 디렉토리의 FE 및 그 실체는 EIF의 FE 및 그 실체에 대하여 보장된다.

이와 마찬가지로, 도 6의 (c)는 EIF의 FE가 루트 디렉토리의 FE 이전에 배치되는 예를 도시한다. 달리 말하면, EIF의 FE 및 루트 디렉토리의 FE는 DAN-2 영역의 선두측에 배치된다. 그 후, 루트 디렉토리의 실체 및 EIF의 실체가 배치되고, 루트 디렉토리의 FE 및 그 실체는 DAN-2 영역의 종단측에 배치된다. 도 6의 (e)는 루트 디렉토리의 FE 및 그 실체가 DAN-2 영역의 선두측에 배치되고 EIF의 FE 및 그 실체가 DAN-2 영역의 종단측에 배치되는 예를 도시한다.

다음에, 포맷 프로세스 후 서브 디렉토리를 추가하기 위한 방법이 상세히 설명될 것이다. 상술된 바와 같이, 서브 디렉토리의 FE 및 그 실체는 DAN-2 영역의 EIF의 실체의 감소된 영역에 배치된다. 다음에, 도 7의 (a) 내지 (d)를 참조하여, 도 6의 (a)에 도시된 경우의 예가 설명될 것이다. 도 7의 (a) 내지 (d)에 도시된 정보 성분들은 도 6의 (a) 내지 (e)에 도시된 것들과 동일하다.

도 7의 (a)는 포맷 프로세스가 방금 수행된 상태에서의 DAN-2 영역의 내용을 도시한다. 도 7의 (a)는 도 6의 (a)에 대응한다. 도 7의 (a)에 도시된 상태에서, 서브 디렉토리가 추가된다. 도 7의 (b)에 도시된 바와 같이, 서브 디렉토리를 나타내는 FID는 루트 디렉토리의 실체 뒤에 추가된다. 그 지점에서, EIF의 실체의 영역 사이즈가 감소된다. 실제로, 루트 디렉토리의 실체의 최후 섹터가충만되면, EIF의 실체가 감소된다. 그렇지 않으면, EIF의 실체를 감소시킬 필요는 없다.

그 후, 서브 디렉토리의 FE를 추가하기 위해서, EIF의 사이즈는 더욱 감소된다(도 7의 (c) 참조). 이 경우에는, EIF의 실체의 사이즈를 감소시킬 필요가 있다. 또한, 도 7의 (d)에 도시된 바와 같이, 서브 디렉토리의 실체를 추가하기 위해서, EIF의 사이즈가 더욱 감소된다. 또한, EIF의 실체의 사이즈 변화를 반영하기 위해서, EIF의 FE의 정보가 재기입된다.

위 예에서는, 서브 디렉토리가 추가되는 경우가 설명되었다. 그러나, 이 방법은 파일이 루트 디렉토리에 추가되는 경우에도 적용될 수 있다는 것을 주의하자.

도 6의 (e)에 도시된 예에서와 같이, EIF의 FE는 서브 디렉토리의 FE의 위치에 배치되어도 좋다. 이 경우에는, EIF의 FE를 다른 섹터로 이동시키고 나서, EIF에 대응하는 FID의 어드레스 정보를 갱신할 필요가 있다. 도 6의 (a)에 도시된 구조에서는, 이러한 프로세스가 필요없다.

다음에, 도 8을 참조하여, 루트 디렉토리에 파일을 추가하기 위한 프로세스가 설명될 것이다. 상술된 바와 같이, 파일의 FE 및 그 실체는 DAN-3 영역에 배치된다. 파일이 루트 디렉토리에 추가될 때, 파일의 FID는 루트 디렉토리의 실체에 기입된다. 필요할 때에는, DAN-2 영역의 EIF의 사이즈가 감소된다. 결과적으로, EIF의 FE가 재기입된다.

추가될 파일(파일 A)의 FE는 루트 디렉토리의 실체에 추가되는 FID에 의해서 표현되는 어드레스에 배치된다. 파일 A의 실체 및 파일 A의 FE는 연속적인 어드레스에 배치된다. 파일 B, C 등이 디스크에 기입될 때, 파일 B의 FE는 파일 A의 실체의 종단부 뒤에 배치된다. 파일 B의 FE 및 그 실체는 연속적인 어드레스에 배치된다. 이러한 동작은 파일 C에도 적용된다. 달리 말하면, 파일 B의 실체 및 파일 C의 FE가 연속적인 어드레스에 배치된다. 파일 C의 FE 및 그 실체는 연속적인 어드레스에 배치된다.

파일의 실체가 그 FE의 바로 뒤에 배치되기 때문에, 파일은 순서대로 액세스될 수 있다. 복수의 파일이 순서대로 배치될 때, 이들은 보다 빨리 액세스될 수 있다.

다수의 서브 디렉토리가 DAN-2 영역의 루트 디렉토리에 추가될 때, 루트 디렉토리의 실체의 다수의 FID, 서브 디렉토리의 다수의 FE, 및 다수의 그 실체가 추가된다. 결과적으로, DAN-2 영역은 서브 디렉토리의 FID, FE, 및 실체로충만된다.

이러한 문제점을 해결하기 위해, 본 발명에 따르면, 디스크(1)가 충분한 공간을 가질 때, 새로운 DAN-2 영역 및 DAN-3 영역이 DAN-3 영역의 파일의 종단부 뒤에 형성될 수 있다. 이하, 새로이 형성되는 DAN-2 영역 및 DAN-3 영역은 각각 DAN-2' 영역 및 DAN-3' 영역으로 참조된다.

도 9는 DAN-2' 영역 및 DAN-3' 영역을 도시한다. DAN-2' 영역은, DAN-2 영역내 EIF의 FE의 AD 뒤에 AD'가 추가되는 방식으로 형성되어, EIF의 사이즈가 증가된다. AD'는 DAN-3 영역의 파일의 종단부 어드레스 및 DAN-2' 영역으로서 추가된 EIF'의 사이즈를 나타낸다. DAN-3' 영역은 EIF'의 실체 뒤에 형성된다. 루트 디렉토리에 추가되는 서브 디렉토리의 FE 및 실체는 DAN-2' 영역에 기입된다. 파일은 DAN-3' 영역에 기입된다.

그 지점에서, DAN-1 영역의 SBD는 DAN-2' 영역에 배치된 EIF'에 대응하여 재기입된다. 결과적으로 DAN-2' 영역에 배치된 EIF'의 영역이 할당된다.

EIF는 특정 이유로 인해 파괴되기도 한다. EIF가 파괴될 때, 서브 디렉토리의 FE의 실체는 손실되지 않는다. 그 지점에서, DAN-2의 비어있는 영역이 할당되지 않는다. 파일의 실체는 DAN-2 영역에 재기입된다. 따라서, EIF가 파괴될 때 복원되어야 한다.

EIF는 아래와 같이 복원된다. 예를 들어, EIF가 소거되고 파일이 동일 디렉토리에 추가될 때, 루트 디렉토리의 실체의 EIF의 FID가 소거된다.

첫번째 경우에는, 루트 디렉토리의 실체의 FID만이 소거될 것이다. EIF의 FE의 위치는 남게 된다. 또한, EIF의 FE의 위치가 알려진다. 그 경우, EIF의 FID는 EIF의 FE에 대응하여 생성된다. 생성된 FID는 루트 디렉토리의 실체에 추가된다. 결과적으로, EIF가 복원된다.

두번째 경우에는, EIF의 FE의 위치가 알려지지 않는다. 그 경우, 모든 DAN-2 영역은 EIF의 잔여 부분을 추출하기 위해서 스캔 및 재계산된다. 추출된 부분과 DAN-2 영역 사이의 차분을 계산함으로써, EIF의 영역이 취득될 수 있다. EIF는 DAN-2 영역내 단일 영역으로서 할당되기 때문에, 이러한 복원 방법이 사용될 수 있다.

도 10은 본 발명에 따른 드라이브 디바이스의 구조 예를 도시한다. 본 예에서, 디스크(1)는 위상 변화 금속 재료로 구성된 기록층을 구비한다. 드라이브 디바이스는 디스크(1)에 데이터를 기록하기 위해서 레이저 출력을 조절하고, 기록층의 온도를 제어하며, 결정/비결정 상태를 변화시킨다.

디스크(1)는 스핀들 모터(22)에 의해 회전 및 구동된다. 광 픽업(23)은 디스크(1)에 데이터를 기록 및 디스크(1)로부터 데이터를 재생한다. 광 픽업(23)은 이송 모터(24)에 의해 디스크(1)의 반경 방향으로 이동된다.

데이터는 외부 호스트 컴퓨터(30)로부터 인터페이스(29)(예를 들어, SCSI(Small Computer System Interface))를 통해 드라이브에 공급된다. 인코더/디코더 블록(25)은 인터페이스(29)에 접속된다. 버퍼 메모리(26)는 인코더/디코더 블록(25)에 접속된다. 버퍼 메모리(26)는 기입 데이터 또는 판독 데이터를 저장한다.

기입 데이터는 인터페이스(29)를 통해 인코더/디코더 블록(25)에 공급된다. 데이터가 기록될 때, 인코더/디코더 블록(25)은 상술한 포맷으로 데이터를 생성한다. 그 후, 인코더/디코더 블록(25)은 그 포맷에 대응하여 데이터를 인코딩한다. 데이터가 재생될 때, 인코더/디코더 블록(25)은 그 데이터에 대하여 디코드 프로세스를 수행하고, 인터페이스(29)를 통해 호스트 컴퓨터(30)로 디지털 데이터를 출력한다. 인코더/디코더 블록(25)은 서브 코드로서 그 데이터의 헤더에 어드레스를 추가한다.

인코더/디코더 블록(25)은 이퀄라이저(27)를 통해 레이저 드라이버(28)에 기록 데이터를 공급한다. 레이저 드라이버(28)는 디스크(1)에 데이터를 기록하는데 필요한 소정 레벨을 갖는 구동 파형을 생성한다. 레이저 드라이버(28)의 출력 신호는 광 픽업(23)으로 공급된다. 광 픽업(23)은 디스크(1)에 데이터를 기록한다. 레이저 드라이버(28)는 RF 신호 처리 블록(31)의 APC(Automatic Power Control) 동작에 대응하여 레이저 전력을 적절히 제어한다. 또한, 디스크(1)의 반사광에 대응하는 신호가 RF 신호 처리 블록(31)에 공급된다. 어드레스 추출 회로(32)는 RF 신호 처리 블록(31)로부터 공급된 신호에서 어드레스 정보를 추출한다. 추출된 어드레스 정보는 제어용 마이크로컴퓨터(33; 이하 상세히 설명됨)로 공급된다.

RF 신호 처리 블록(31)에서, 매트릭스 증폭기는 광 검출기의 검출 신호를 계산하고, 트래킹 에러 신호 TERR 및 쏫점 에러 신호 FERR을 생성한다. 트래킹 에러 신호 및 쏫점 에러 신호는 서보 블록(34)으로 공급된다.

제어용 마이크로컴퓨터(33)는 추출된 어드레스를 사용하여 탐색 동작을 제어한다. 또한, 제어용 마이크로컴퓨터(33)는 제어 신호를 사용하여 레이저 전력을 제어한다. 제어용 마이크로컴퓨터(33)는, CPU(Central Processing Unit), RAM(Random Access Memory), 및 ROM(Read Only Memory)을 포함한다. 제어용 마이크로컴퓨터(33)는 인터페이스(29), 인코더/디코더 블록(25), RF 신호 처리 블록(31), 서보 블록(34) 등인 드라이브의 모든 구성 부분들을 제어한다. 메모리(36)가 제어용 마이크로컴퓨터(33)에 접속될 수 있다.

디스크(1)에서 재생된 RF 신호는 인코더/디코더 블록(25)으로 공급된다. 인코더/디코더 블록(25)은 변조된 기록 데이터를 복조하기 위한 복조 프로세스 등과 같이 소정의 포맷에 대응하는 디코드 프로세스 및 에러 정정 코드를 디코드하기 위한 디코드 프로세스(즉, 에러 정정 프로세스)를 수행한다. 인코더/디코더 블록(25)은 재생 데이터를 버퍼 메모리(26)에 저장한다. 인코더/디코더(25) 블록이 호스트 컴퓨터(30)로부터 판독 명령을 수신할 때, 인코더/디코더 블록(25)은 인터페이스(29)를 통하여 판독 데이터를 호스트 컴퓨터(30)로 전송한다.

프레임 동기 신호, 트래킹 에러 신호, 및 초점 에러 신호는 RF 신호 처리 블록(31)으로부터 서보 블록(34)으로 공급된다. 또한, 어드레스 정보는 어드레스 추출 회로(32)로부터 서보 블록(34)으로 공급된다. 서보 블록(34)은 광 픽업(23)에 대한 트래킹 서보 동작 및 초점 서보 동작을 수행한다. 또한, 서보 블록(34)은 이송 모터(24)에 대한 스레드 서보 동작(thread servo operation)을 수행한다.

위 예에서, 호스트 컴퓨터(30)는 드라이브 디바이스에 접속된다. 그러나, 본 발명이 이러한 구조에 제한되는 것은 아니라는 것에 주의하여야 한다. 대신에, 접속된 디바이스가 디지털 신호를 입력 및 출력하고 드라이브 디바이스의 인터페이스와 호환가능하기만 하면, 다른 디바이스가 드라이브 디바이스에 접속될 수 있다. 예를 들어, 드라이브 디바이스는 디스크형 기록 매체에 촬영된 화상을 기록하는 휴대용 디지털 비디오 카메라 레코더에 내장될 수도 있다.

위 예에서, 디스크(1)에 대한 포맷 데이터는 인코더/디코더 블록(25)에 의해 생성된다. 그러나, 본 발명이 이러한 예에 제한되는 것은 아니다. 달리 말하면, 포맷 데이터는 제어용 마이크로컴퓨터(33)에 의해 생성될 수 있다. 대안적으로는, 포맷 데이터가 호스트 컴퓨터(30)로부터 공급되기도 한다.

다음에, 본 발명의 제2 실시예가 설명될 것이다. 위 예에서, DAN-2 영역의 비어있는 영역은 파일로서 관리된다. 루트 디렉토리의 서브 디렉토리의 FE 및 그 실체는 DAN-2 영역의 더미 파일로서 포맷 프로세스에서 할당되었던 EIF의 사이즈를 감소시켜 추가된다. 이와는 대조적으로, 본 발명의 제2 실시예에 따르면, DAN-2 영역의 비어있는 영역이 메모리에서 관리된다.

제2 실시예에 따른 디스크(1)의 포맷 및 드라이브 디바이스의 구조는 제1 실시예에 따른 것과 거의 동일하다.

디스크(1')가 포맷될 때, DAN-1 영역 및 DAN-2 영역이 형성된다. 그 지점에서, 제1 실시예와는 달리, DAN-2 영역의 비어있는 영역에 대한 특정 파일 EIF가 형성되지 않는다. 달리 말하면, DAN-2 영역으로서의 특정 영역이 할당되지만, 그 비어있는 영역에 대한 더미 파일이 배치되지 않는다. 따라서, DAN-1 영역에 배치된 SBD는 그 영역이 비어있는 영역이라는 것을 나타낸다.

이러한 방식으로 포맷된 디스크(1')가 드라이브 디바이스에 탑재되거나 또는 그 전력이 턴온될 때, 드라이브 디바이스는 모든 DAN-2 영역을 스캔하고 비어있는 영역을 검출한다. 드라이브 디바이스는 검출된 비어있는 영역에 대한 정보를 비어있는 영역 관리 테이블로서 그 메모리에 저장한다. 비어있는 영역 관리 테이블은 도 10에 도시된 구조의 메모리(36)에 저장된다. 비어있는 영역 관리 테이블은 비어있는 영역의 시작 어드레스 또는 종료 어드레스 및 길이의 목록을 포함한다.

비어있는 영역 관리 테이블의 구조가 이러한 예로 제한되는 것은 아니다. 대안적으로는, DAN-2 영역이 섹터 단위로 스캔된다. 결과적으로, 각 섹터에 대한 플래그를 갖는 비트맵 데이터가 구성될 수 있다.

달리 말하면, 본 발명의 제2 실시예에 따르면, DAN-2 영역의 비어있는 영역 정보에 대한 AD가 메모리에서 관리된다. 따라서, 제1 실시예와는 달리, DAN-2 영역에 EIF를 할당할 필요가 없다. 결과적으로, EIF의 FE를 배치할 필요가 없다. 따라서, DAN-2 영역이 보다 효과적으로 사용될 수 있다. 또한, DAN-2 영역의 비어있는 영역 정보가 메모리에서 관리되기 때문에, DAN-2 영역의 데이터는 보다 빨리 변경될 수 있다. 결과적으로, 디스크(1')의 파일 및 디렉토리가 빠르게 기입, 추가 및 삭제될 수 있다.

본 발명에 따르면, 루트 디렉토리 및 서브 디렉토리의 FE와 실체에 대한 정보와 같은 파일 시스템의 관리 정보가 디스크(1')의 DAN-2 영역에 함께 기입된다. 따라서, 디스크(1')가 드라이브에 로드되거나 또는 그 전원이 턴온될 때, 이러한 정보가 디스크에 배치되어 있는 경우에서 보다 비어있는 영역 관리 테이블을 생성하기 위해 디스크(1')가 더 빨리 스캔될 수 있다.

제1 실시예에서와 같이, 디스크(1')상의 디렉토리 및 파일은 DAN-2 영역의 정보에 대응하여 액세스된다. 파일 또는 디렉토리가 추가될 때, DAN-2 영역의 정보에 대응하는 엘리먼트는 메모리에 저장된 비어있는 영역 관리 테이블에 기입된다. 또한, 디스크(1')의 DAN-2 영역의 실제 정보가 재기입된다.

본 발명의 제2 실시예는 퍼스널 컴퓨터와 같이 일반적으로 데이터를 기록하는 디바이스에 적용될 수 있다. 보다 바람직하게는, 본 발명의 제2 실시예가, 디스크형 기록 매체에 촬영된 화상을 기록하는 휴대용 디지털 비디오 카메라 비디오 레코더와 같은 전용 디바이스에 적용될 수 있다.

또한, 위 예에서, 본 발명은 광 디스크 또는 광자기 디스크와 같이 탈착가능 디스크형 기록 매체에 적용된다. 그러나, 본 발명은 기록된 데이터가 특정 관리 정보에 의해 관리되기만 하면 다른 타입의 기록 매체에도 적용될 수 있다는 것을 주의하여야 한다. 예를 들어, 본 발명은 하드 디스크 드라이브와 같은 고정 드라이브에 적용될 수 있다.

발명의 효과

상술된 바와 같이, 본 발명에 따르면, 디스크에서 관리되는 디렉토리, 파일 등의 이름, 어드레스, 길이 등이 함께 디스크의 소정 영역(DAN-2 영역)에 기록된다. 따라서, 이러한 관리 정보가 빠르게 관독될 수 있다.

또한, 본 발명에 따르면, 디스크에서 관리되는 디렉토리, 파일 등의 이름, 어드레스, 길이 등이 DAN-2 영역에 기록되기 때문에, 이러한 정보가 특정 원인으로 인해 파괴되는 경우에 파일을 복원하는데 필요한 시간이 단축될 수 있다.

본 발명의 제1 실시예에 따르면, DAN-2 영역의 비어있는 영역이 파일로서 관리된다. 따라서, DAN-2 영역은 다른 OS에 의해 기입되는 것이 억제된다.

또한, 본 발명의 제1 실시예에 따르면, 디렉토리의 관리 정보 및 실체가 추가될 때, 비어있는 영역으로서 관리되는 파일은 추가된 정보에 대해 감소된다. 따라서, 디렉토리의 실체를 재기입할 필요가 없다.

본 발명의 제1 실시예에 따르면, DAN-2 영역이 충만될 때, DAN-2 영역의 비어있는 영역으로서 관리되는 파일에 관한 정보를 재기입함으로써, DAN-2 영역이 확장될 수 있다.

또한, 본 발명의 제1 실시예에 따르면, DAN-2 영역의 비어있는 영역으로서 관리되는 파일에 특별한 속성이 할당되기 때문에, 비어있는 영역에 의해 관리되는 파일은 다른 OS에 의해 삭제되는 것이 방지될 수 있다.

본 발명이 최상 모드의 실시예에 대해서 도시 및 설명되었지만, 당업자라면 이러한 것의 형태 및 상세에 있어서 다양한 변경, 생략 및 추가가 본 발명의 사상 및 범위를 벗어나지 않고도 성립될 수 있다는 것을 이해할 것이다.

도면의 간단한 설명

도 1은 종래의 UDF에 따른 디스크 상의 데이터 할당 예를 도시하는 개략도;

도 2는 본 발명에 따른 디스크형 기록 매체의 논리 포맷을 도시하는 개략도;

도 3은 볼륨 정보 영역의 내용 예를 도시하는 개략도;

도 4는 본 발명에 따라서 디렉토리, 파일 및 비어있는 영역을 관리하는 방법을 설명하는 개략도;

도 5는 본 발명에 따라서 디렉토리, 파일 및 비어있는 영역을 관리하는 방법을 설명하는 개략도;

도 6의 (a) 내지 (e)는 DAN-2 영역에 EIF를 배치하는 방법을 설명하는 개략도;

도 7의 (a) 내지 (d)는 포맷 처리 수행후 서브 디렉토리를 추가하는 방법을 설명하는 개략도;

도 8은 루트 디렉토리에 파일을 추가하는 프로세스를 설명하는 개략도;

도 9는 새로 추가된 DAN-2' 및 DAN-3' 영역을 도시하는 블록도; 및

도 10은 본 발명에 따른 드라이브 디바이스의 구조 예를 나타내는 블록도.

<도면의 주요 부분에 대한 부호의 설명>

1 : 디스크형 기록 매체

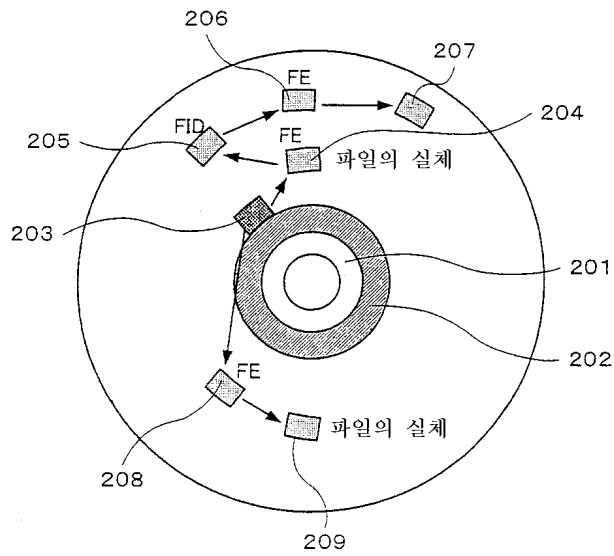
10 : 리드-인 영역

11, 12 : 볼륨 정보 영역

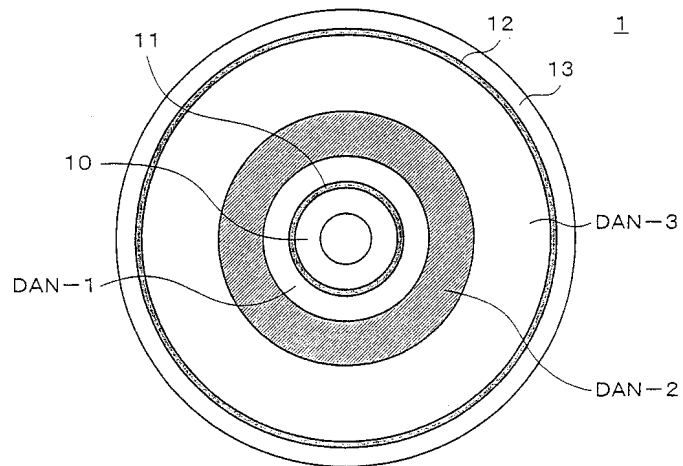
13 : 리드-아웃 영역

도면

도면1



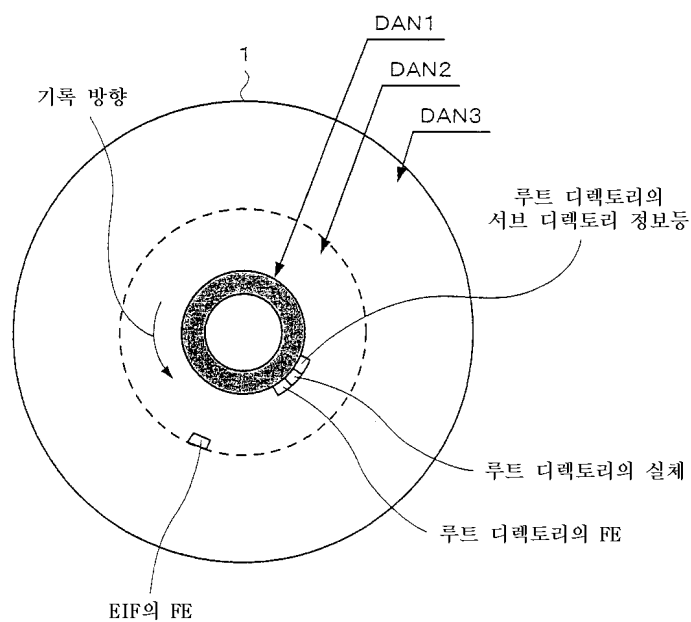
도면2



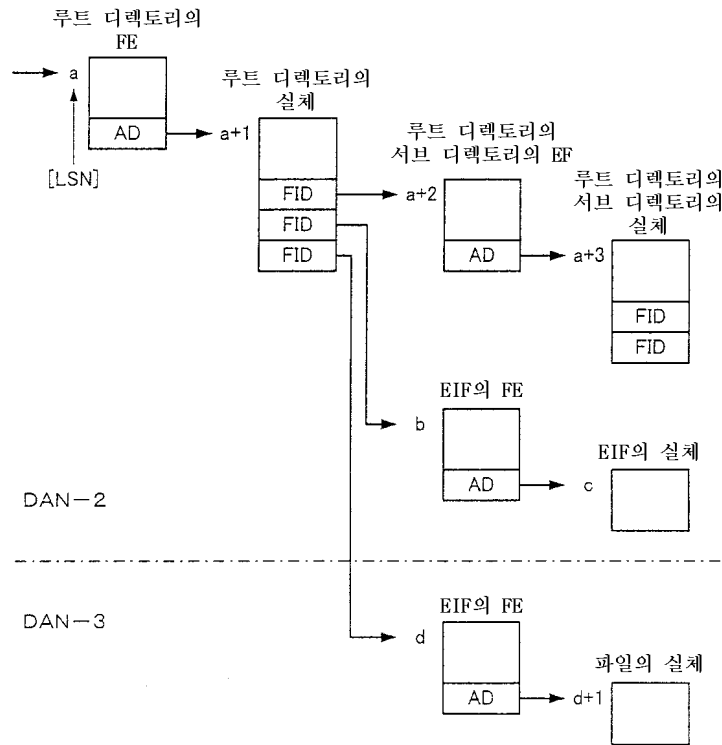
도면3

LSN	설명	구조	LBN
0 to 15	Reserved (all 00h bytes)	볼륨 인식 시퀀스 (VRS)	할당 안됨
16	Beginning Extended Area Descriptor		
17	NSR Descriptor		
18	Terminating Extended Area Descriptor		
19 to 31	Reserved (all 00h bytes)	메인 볼륨 기술자 시퀀스 (MVDS)	
32	Primary Volume Descriptor		
33	Implementation Use Volume Descriptor		
34	Partition Descriptor		
35	Logical Volume Descriptor		
36	Unallocated Space Descriptor		
37	Terminating Descriptor		
38 to 47	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
48	Logical Volume Integrity Descriptor	논리 볼륨 통합 시퀀스 (LVIS)	
49	Terminating Descriptor		
50 to 63	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
64 to 255	Reserved (all 00h bytes)		
256	Anchor Volume Descriptor Pointer	제1 앵커 포인트	
257 to 271	all 00h bytes Data		
272 to Last LSN-272	Descriptors for File Structure and Files	파티션 (LVS)	0 to Last LBN
Last LSN-271 to Last LSN-257	all 00h bytes Data		할당 안됨
Last LSN-256	Anchor Volume Descriptor Pointer	제2 앵커 포인트	
Last LSN-255 to Last LSN-224	Reserved (all 00h bytes)	보유 볼륨 기술자 시퀀스 (RVDS)	
Last LSN-223	Primary Volume Descriptor		
Last LSN-222	Implementation Use Volume Descriptor		
Last LSN-221	Partition Descriptor		
Last LSN-220	Logical Volume Descriptor		
Last LSN-219	Unallocated Space Descriptor		
Last LSN-218	Terminating Descriptor		
Last LSN-217 to Last LSN-208	Trailing Logical Sectors (all 00h bytes)		
Last LSN-207 to Last LSN-1	Reserved (all 00h bytes)		
Last LSN	Anchor Volume Descriptor Pointer	제3 앵커 포인트	

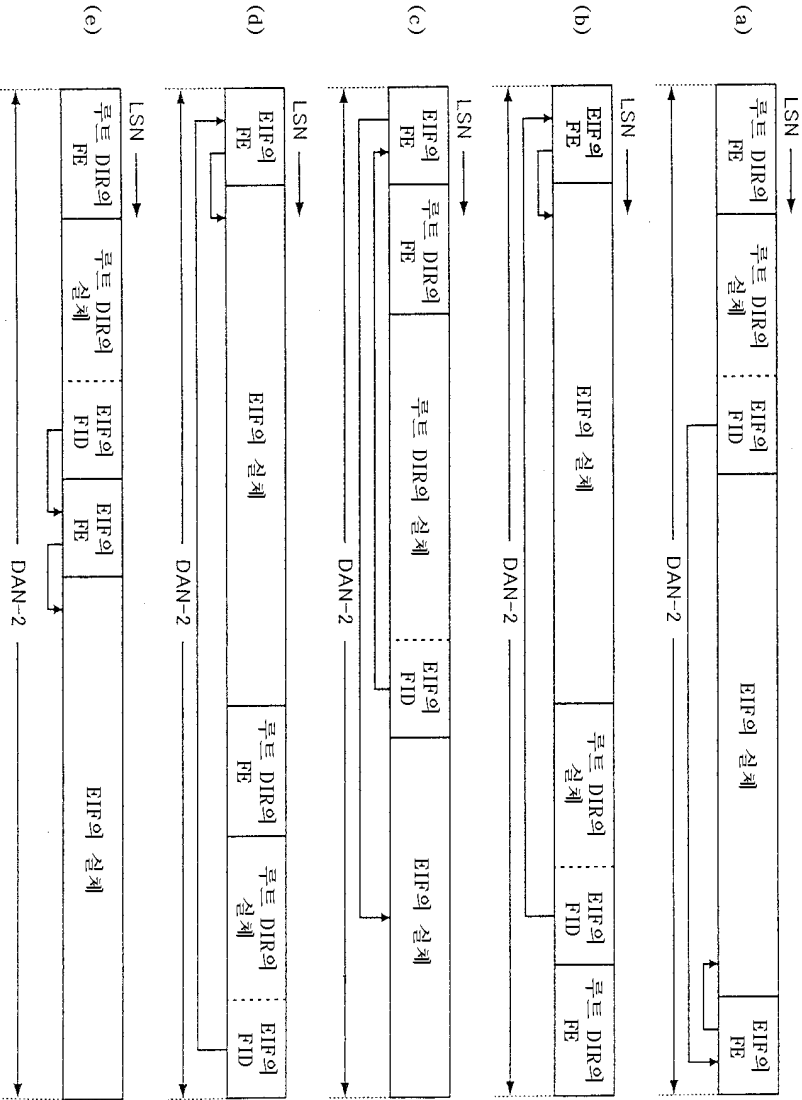
도면4



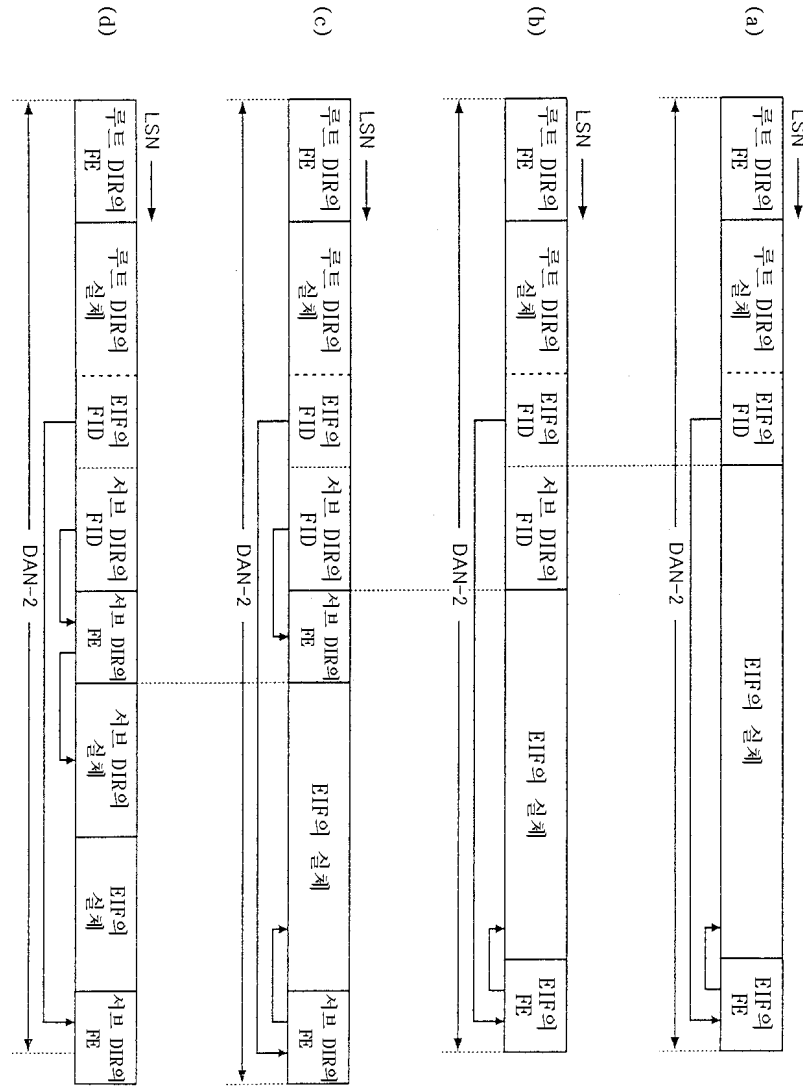
도면5



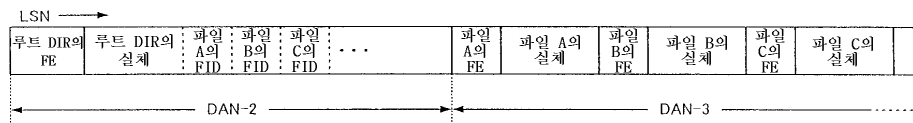
도면6



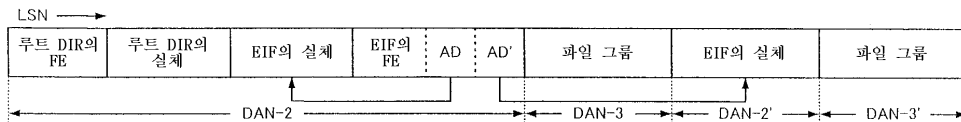
도면7



도면8



도면9



도면10

