



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(51) . Int. Cl.

G11B 20/12 (2006.01)

G11B 20/10 (2006.01)

G11B 27/00 (2006.01)

G11B 7/007 (2006.01)

G11B 20/10 (2006.01)

G11B 27/00 (2006.01)

(11) 공개번호 10-2007-0039866

(43) 공개일자 2007년04월13일

(21) 출원번호 10-2006-7003880

(22) 출원일자 2006년02월24일

심사청구일자 없음

번역문 제출일자 2006년02월24일

(87) 국제공개번호 WO 2005/124765

(86) 국제출원번호 PCT/JP2005/010888

국제출원일자 2005년06월14일

국제공개일자 2005년12월29일

(30) 우선권주장 JP-P-2004-00177661 2004년06월15일 일본(JP)

JP-P-2004-00177662 2004년06월15일 일본(JP)

JP-P-2004-00177663 2004년06월15일 일본(JP)

JP-P-2004-00177664 2004년06월15일 일본(JP)

JP-P-2004-00177666 2004년06월15일 일본(JP)

JP-P-2004-00189013 2004년06월25일 일본(JP)

JP-P-2004-00255440 2004년09월02일 일본(JP)

(71) 출원인 마쓰시다덴기산교 가부시키가이샤
일본국 오사카후 가도마시 오아자 가도마 1006반지

(72) 발명자 나카무라, 타다시
일본 오사카후 571-8501 가도마시 오아자 가도마 1006마쓰시다덴기산
교 가부시키가이샤 내

(74) 대리인 정상구
이범래
신현문

전체 청구항 수 : 총 6 항

(54) 드라이브 장치

(57) 요약

드라이브 장치(310)는 기록 재생부(314)와, 드라이브 제어부(311)를 포함한다. 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와 다음번 기록 가능 어드레스를 비교하는 것과, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치 이외의 특정한 위치이며 사용자 데이터 영역에 있어서의

특정한 위치에 데이터를 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어하는 것과, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 다음번 기록 가능 어드레스와 동일한 경우에는 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 데이터를 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어하는 것을 포함하는 처리를 실행한다.

대표도

도 8a

특허청구의 범위

청구항 1.

추기형 기록 매체에 대하여 시퀀셜 기록을 하는 드라이브 장치에 있어서,

상기 추기형 기록 매체는, 데이터 영역과, 디스크 관리 정보 영역을 포함하고,

상기 데이터 영역은, 교체 영역과, 사용자 데이터 영역을 포함하고,

상기 디스크 관리 정보 영역에는, 상기 추기형 기록 매체를 관리하기 위한 디스크 관리 정보가 기록되어 있고,

상기 데이터 영역에는, 복수의 물리 어드레스가 할당되어 있고,

상기 사용자 데이터 영역에는, 복수의 논리 어드레스가 할당되어 있고,

상기 사용자 데이터 영역에는, 적어도 1개 트랙이 할당되어 있고,

상기 디스크 관리 정보는, 상기 적어도 1개의 트랙을 관리하기 위한 트랙 관리 정보를 포함하고,

상기 트랙 관리 정보는, 트랙 내에서 마지막에 데이터가 기록된 위치를 나타내는 물리 어드레스인 최종 기록 어드레스를 포함하고,

상기 드라이브 장치는,

상기 추기형 기록 매체에 대하여 기록 동작 또는 재생 동작을 하는 기록 재생부와,

상기 기록 재생부를 제어하는 드라이브 제어부를 포함하고,

상기 드라이브 제어부는,

상기 디스크 관리 정보 영역으로부터 상기 디스크 관리 정보를 판독하는 것과,

상기 디스크 관리 정보에 기초하여, 상기 복수의 논리 어드레스와 상기 복수의 물리 어드레스와의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하는 것과,

데이터가 기록되어야 하는 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함하는 기록 지시를 받아들이는 것과,

상기 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스를 물리 어드레스로 변환하는 것과,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 논리 어드레스와 상기 트랙 관리 정보에 기초하여, 상기 적어도 1개의 트랙 중 1개의 트랙을 결정하는 것과,

상기 결정된 트랙 내의 상기 최종 기록 어드레스에 기초하여, 상기 결정된 트랙 내에서의 다음에 데이터가 기록 가능한 위치를 나타내는 물리 어드레스를 다음번 기록 가능 어드레스로서 결정하는 것과,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스와 상기 다음번 기록 가능 어드레스를 비교하는 것과,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스가 상기 다음번 기록 가능 어드레스보다 작은 경우에는,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타내지는 위치 이외의 특정한 위치로 상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치에 상기 데이터를 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것과,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스를 상기 특정한 위치를 나타내는 물리 어드레스에 맵핑하는 교체 관리 정보와 상기 데이터 기록에 의해서 생성된 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 새로운 디스크 관리 정보를 생성하는 것과,

상기 새로운 디스크 관리 정보를 상기 디스크 관리 정보 영역에 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것을 포함하는 처리를 실행하는 것과,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스가 상기 다음번 기록 가능 어드레스와 같은 경우에는,

상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타내지는 위치에 상기 데이터를 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것과,

상기 데이터 기록에 의해서 생성된 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 새로운 디스크 관리 정보를 생성하는 것과,

상기 새로운 디스크 관리 정보를 상기 디스크 관리 정보 영역에 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것을 포함하는 처리를 실행하는, 드라이브 장치.

청구항 2.

제 1 항에 있어서,

상기 초기형 기록 매체는, 복수의 ECC 클러스터를 포함하고,

상기 복수의 ECC 클러스터의 각각은, 복수의 섹터를 포함하고,

상기 복수의 섹터에는 상기 복수의 물리 어드레스가 각각 할당되어 있고,

상기 다음번 기록 가능 어드레스는, 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 ECC 클러스터의 다음의 ECC 클러스터에 포함되는 선두 섹터의 물리 어드레스인, 드라이브 장치.

청구항 3.

제 1 항에 있어서,

상기 결정된 트랙은, 오픈 트랙이고,

상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치는, 상기 결정된 트랙 내의 다음번 기록 가능 어드레스에 의해서 나타내지는 위치로서 결정되는, 드라이브 장치.

청구항 4.

제 1 항에 있어서,

상기 결정된 트랙은, 오픈 트랙이고,

상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치는, 상기 결정된 트랙과 다른 트랙 내의 다음번 기록 가능 어드레스에 의해서 나타내지는 위치로서 결정되고,

상기 오픈 트랙 내의 상기 다음번 기록 가능 어드레스는, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타내지는 위치에 가장 가까운 위치를 나타내는, 드라이브 장치.

청구항 5.

추기형 기록 매체에 기록되어 있는 데이터를 재생하는 드라이브 장치에 있어서,

상기 추기형 기록 매체는, 데이터 영역과, 디스크 관리 정보 영역을 포함하고,

상기 데이터 영역은, 교체 영역과, 사용자 데이터 영역을 포함하고,

상기 디스크 관리 정보 영역에는, 상기 추기형 기록 매체를 관리하기 위한 디스크 관리 정보가 기록되어 있고,

상기 데이터 영역에는, 복수의 물리 어드레스가 할당되어 있고,

상기 사용자 데이터 영역에는, 복수의 논리 어드레스가 할당되어 있고,

상기 디스크 관리 정보는, 복수의 교체 관리 정보를 포함하는 교체 관리 정보 리스트를 포함하고,

상기 복수의 교체 관리 정보의 각각은, 상기 사용자 데이터 영역에서의 위치를 나타내는 물리 어드레스를 다른 물리 어드레스에 맵핑하고,

상기 드라이브 장치는,

상기 추기형 기록 매체에 대하여 기록 동작 또는 재생 동작을 하는 기록 재생부와,

상기 기록 재생부를 제어하는 드라이브 제어부를 포함하고,

상기 드라이브 제어부는,

상기 디스크 관리 정보 영역으로부터 상기 디스크 관리 정보를 판독하는 것과,

상기 디스크 관리 정보에 기초하여, 상기 복수의 논리 어드레스와 상기 복수의 물리 어드레스의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하는 것과,

데이터가 재생되어야 하는 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함하는 재생 지시를 받아들이는 것과,

상기 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스를 물리 어드레스로 변환하는 것과,

상기 교체 관리 정보 리스트를 사용하여, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 다른 물리 어드레스의 교체원 위치로서 맵핑되어 있지 않고, 또한, 다른 물리 어드레스의 교체처 위치로서 맵핑되어 있는지를 결정하는 것과,

상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 다른 물리 어드레스의 교체원 위치로서 맵핑되어 있지 않고, 또한, 다른 물리 어드레스의 교체처 위치로서 맵핑되어 있다고 결정된 경우에는,

상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스로부터 데이터를 재생하지 않고, 소정의 데이터를 출력하는 것을 포함하는 처리를 실행하는, 드라이브 장치.

청구항 6.

제 5 항에 있어서,

상기 소정의 데이터가 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스로부터 재생한 데이터인, 드라이브 장치.

명세서

기술분야

본 발명은 정보 기록 매체에 데이터를 기록하여, 정보 기록 매체에 기록된 데이터를 재생하는 드라이브 장치에 관한 것이다.

배경기술

최근, 디지털 데이터의 기록에 여러 가지 형태의 정보 기록 매체가 사용되고 있고, 반복데이터가 재기록 가능한 재기록형 광디스크나, 기록 회수가 1회로 제한되고 있는 한편, 매체의 가격이 염가인 초기형 광디스크가 존재한다.

이러한 재기록형 광디스크의 예로서, DVD-RAM 디스크, BD 내지 RE(Blu-ray Disc Rewritable) 디스크 등이 있다.

또한, 초기형 광디스크의 예로서, DVD-R 디스크, BD-R(Blu-ray Disc Recordable) 디스크 등이 있다.

재기록형 광디스크에서는 디스크상에 기록되는 데이터의 신뢰성을 향상시키기 위해서, 결함 관리 기구가 도입되어 있다.

결함 관리 기구는 크게 나누면 슬리핑 리플레이스먼트(slipping replacement) 알고리즘과 리니어 리플레이스먼트(linear replacement) 알고리즘으로 이루어진다.

슬리핑 리플레이스먼트 알고리즘은 주로 디스크의 포맷시에 실시된다. 즉, 포맷 처리에 있어서, 사용자 데이터 영역 중의 전체 ECC 클러스터를 검사하여, 결함 클러스터가 발견되면, 그 위치를 프라이머리 디렉트 리스트(이후, PDL)에 등록하고, 대응하는 논리 클러스터를 다음의 결함이 아닌 물리 클러스터에 엇갈리게 대응시킨다.

이로써, 사용자 데이터의 기록시에 있어서는, PDL에 등록된 결함 클러스터를 피하여 기록을 하게 되어, 데이터 기록의 신뢰성을 향상시키는 것이 가능해진다.

한편, 리니어 리플레이스먼트 알고리즘에서는 사용자 데이터의 기록시에 실시된다.

즉, 데이터를 기록하였을 때에, 그 기록 결과를 확인하는 베리파이(verify) 처리를 한다. 만약, 기록에 실패한 경우, 기록을 한 ECC 클러스터는 결함 클러스터로 되고, 세컨더리 디렉트 리스트(이후, SDL)에 의해 그 위치가 관리된다.

그리고, 사용자 데이터는 디스크상의 최 내주나 최외주에 설치되어 있는 교체 영역에 대체 기록된다.

대체 기록에 있어서도 상술한 베리파이 처리가 행하여진다. 기록이 성공하면 데이터 기록 위치가 결정되기 때문에, 이 시점에서, 결함 클러스터의 위치 정보와 대체처의 ECC 클러스터의 위치 정보를 대응시키는 정보인 SDL 엔트리를 생성하고, 상기 SDL에 등록한다.

또한, SDL 엔트리는 교체 영역에 포함되는 모든 ECC 클러스터에 대하여 설치되고, 각각의 ECC 클러스터가 교체처로서 사용 가능, 즉 현재는 빈 영역인지, 이미 교체처로서 사용 완료인지를 관리하는 경우도 있다. 이 교체 영역 중의 빈 영역은 스페어 클러스터라고도 불린다.

재생시에는 PDL이나 SDL을 참조하여, 필요에 따라서 대체처의 ECC 클러스터의 재생을 한다.

상술한 PDL이나 SDL은 디스크상의 리드인 영역 내에 설치되는 디렉트 매니지먼트 에어리어(이후, DMA)에 기록된다. DMA에는 그 밖에, 교체 영역의 용량 등의 정보도 포함한다.

재기록형 광디스크의 경우, 결함 관리에 관한 정보의 개신은 DMA를 재기록함으로써 행한다.

또한, 초기형 광디스크에 있어서도, 예를 들면 특허문현 1에 제시되는 바와 같이, 결함 관리 기구의 도입이 가능하다.

특허문현 1의 도 3a에서는 디스크의 데이터 구조에 대하여 언급하고 있다. 특허문현 1의 디스크는 DMA가 리드인 영역 및 리드아웃 영역 중에 설치되어 있다.

또한, 템퍼러리 디렉트 매니지먼트 에어리어(TDMA)가 리드인 영역 및 리드아웃 영역 중에 설치되어 있다.

초기형 광디스크의 경우, 결함 관리에 관한 정보의 개신은 결합 정보를 개신할 때마다 TDMA에 결합 정보를 초기함으로써 행하여진다.

그리고, 디스크의 클로즈 또는 파일라이즈를 할 때에, 최신의 TDMA의 내용을 DMA에 기록한다.

TDMA에는 일시 결합 관리 정보(Tempory defect management information: 이후, TDDS) 및 일시 결합 정보(Tempory Defect Information: 이후, TDFL)가 기록된다.

특허문현 1에 있어서의 도 5b에는 TDDS의 데이터 구조가 도시되어 있다. TDDS는 대응하는 TDFL로의 포인터 정보를 포함한다. TDFL은 TDMA 중에 복수회 기록되기 때문에, 포인터 정보도 각각의 TDFL에 대하여 기록된다.

또한 TDDS에는 초기형 광디스크상의 최종 기록 어드레스(last recorded address)가 기록된다. 특허문현 1의 도 5b에 도시되는 바와 같이, 하나의 초기형 광디스크에 대하여 복수의 최종 기록 어드레스를 가질 수 있다.

또한 TDDS에는 초기형 광디스크상의 최종 기록 교체 어드레스(last recorded replacement address)가 기록된다. 특허문현 1의 도 5b에 도시되는 바와 같이, 각 디스크에 대하여 복수의 최종 기록 교체 어드레스를 가질 수 있다.

특허문현 1의 도 6에는 TDFL의 데이터 구조가 도시되어 있다.

TDFL에는 결함 관련 정보(information regarding defect) #1, #2, 등이 포함된다.

결함 관련 정보는 상태 정보(state information), 결함 클러스터로의 포인터, 대체 클러스터로의 포인터를 포함한다.

결함 관련 정보는 상술한 SDL에 포함되는 SDL 엔트리와 동일한 데이터 구조와 기능을 하는 것이다.

도 33a 및 도 33b는 특허문현 1의 도 9a 및 도 9b에서 개시되는 TDFL의 개신방법을 도시한다.

도 33a는 TDFL #0의 데이터 구조를 도시하고 있다. TDFL #0은 결함 #1, #2, #3에 대한 결함 관련 정보 #1, #2, #3을 포함한다.

TDFL #0이 기록된 후, 초기형 광디스크에 새로운 데이터 기록이 행하여져, 결함 #4, #5가 발생하였다고 한다. 이 때, 도 33b에 도시하는 TDFL #1이 초기형 광디스크상에 기록된다.

여기에서 TDFL #1은 TDFL #0에 포함되는 결함 관리 정보를 모두 보유한 채로, 새롭게 결함 #4, #5에 대한 결함 관련 정보 #4, #5를 추가함으로써 생성된다

특허문현 1의 도 10에는 결함 관련 정보의 데이터 구조가 도시되어 있다.

결함 관련 정보는 상태 정보를 포함한다. 상태 정보는 결함 영역이 연속결함 블록(continuous defect block)인지, 단독결함블록(single defect block)인지를 나타내는 정보를 포함한다.

또한 결함 관련 정보는 결함 영역으로의 포인터(결함 영역의 디스크상에서의 위치)를 포함한다.

또한, 결함 관련 정보는 결함 영역에 대응하는 대체 영역으로의 포인터를 포함한다.

결함 영역이 연속적인 결함 블록열인 경우, 상태 정보는 결함 영역으로의 포인터가 연속결함블록의 개시 또는 종료 위치인 것을 나타낸다. 또한, 대체 영역으로의 포인터가, 그 대체블록의 개시 또는 종료위치인 것을 나타낸다.

이들 데이터 구조를 사용함으로써 초기형 광디스크에 있어서 결함 관리 기구가 실현된다.

또한, 상술한 바와 같은 결함 관리 기구를 사용하면, 초기형 광디스크에 있어서도 의사적인 덮어쓰기 기록이 실현 가능해진다.

도 31 및 도 32를 사용하여, 초기형의 정보 기록 매체에 있어서의 의사적인 덮어쓰기 기록에 대하여 설명한다.

상술한 바와 같이, 결함 관리 기구에 있어서는 결함 관련 정보나 SDL 엔트리라는 교체 정보에 의해, 데이터가 기록되어 있는 외관상의 논리 어드레스를 바꾸지 않고서, 실제로 데이터가 기록되는 물리 어드레스를 미리 확보된 다른 장소에 맵핑하는 것이 행하여진다.

그래서, 만약, 초기형 광디스크상의 기록 완료의 논리 어드레스에 대하여 데이터의 덮어쓰기가 지시된 경우, 그 데이터를 다른 물리 어드레스상의 섹터에 기록하고, 원래의 논리 어드레스를 유지하도록 교체 정보를 갱신하면, 외관상은 데이터가 덮어쓰기 기록된 상태를 실현하는 것이 가능해진다. 이후, 이러한 기록방법을, 의사덮어쓰기 기록이라고 부른다.

도 31은 초기형 광디스크인 정보 기록 매체(1)에 몇 개인가의 디렉토리와 파일이 기록된 상태를 도시하는 도면이다. 또한, 이 상태에서는 아직 의사덮어쓰기 기록은 행하여지고 있지 않은 것으로 한다.

초기형 광디스크에 있어서는 디스크상의 사용자 데이터 영역을 트랙 및 세션이라는 단위로 관리한다.

도 31에 있어서는 사용자 데이터 영역상에 기록되는 사용자 데이터의 관리는 파일 시스템에 의해서 행하여진다. 파일 시스템이 관리를 하는 공간을 볼륨 공간(2)이라고 부른다.

또한, 이하의 설명에 있어서는 파일 시스템을 구성하는 볼륨/파일 구조로서 정보 기록 매체(1)에 기록되는 기술자나 포인터, 메타데이터 파티션이나 메타데이터 파일의 구조 등은 특히 상세한 기재가 없는 한, ISO/IEC13346 규격 또는 UDF (Universal Disk Format) 규격으로 규정된 데이터 구조를 가지는 것으로 한다.

도 31에서는 볼륨 공간(2) 내에, 볼륨 구조 영역(3)과, 물리 파티션(4)이 기록되어 있다.

물리 파티션(4) 내에는 UDF 규격버전 2.5로 규정되어 있는 메타데이터 파티션(5a, 5b)이 포함된다.

또한 물리 파티션(4) 내에는 메타데이터 파일(6a)과 그 복제인 메타데이터 미러 파일(6b)이 기록되어 있다.

그리고, 그 물리 파티션(4) 중에서의 기록 위치를 나타내는 파일 엔트리(FE)인 FE(메타데이터 파일; 7a) 및 FE(메타데이터 미러 파일; 7b)이 기록되어 있다. 또한, 데이터 파일(File-a; 8), 데이터 파일(File-b; 9)도 기록되어 있다.

FE나 디렉토리 파일 등의 파일 구조의 정보는 전부 메타데이터 파티션, 즉, 메타데이터 파일 내에 배치되어 있다.

UDF 규격으로 규정되는 데이터 구조에서는 볼륨 구조 영역(3) 중에 메타데이터 파티션(5a) 및 파일집합 기술자(FSD; 12)의 기록 위치가 기록되어 있다.

FSD(12)의 기점으로서, 파일 구조를 ROOT 디렉토리에서 순차 검색하여, 예를 들면 데이터 파일(File-a; 8)에 액세스하는 것이 가능해진다.

다음으로, 도 31의 상태에 새롭게 데이터 파일(File-c)을 의사덮어쓰기하면 도 32에 도시하는 상태로 된다.

여기에서는, 데이터 파일(File-c)이 정보 기록 매체(1)상의 ROOT 디렉토리 바로 아래에 기록되었다고 한다.

데이터 파일(Fjlc-c)의 기록 시에는 데이터 파일(File-c)의 추가를 위해 필요한 파일 구조의 정보가 생성·생성된다. 구체적으로는 FE(ROOT; 13)의 갱신이나 FE(File-c; 14)의 생성이다.

그리고, 데이터 파일(File-c; 15)이 도 31의 미기록 영역에 기록되어, 도 32의 상태가 된다.

FE(File-c; 14)가 기록될 때, FE(File-c; 14)는 메타데이터 파티션{5a; 즉 메타데이터 파일(6a)} 중의 미기록 영역(11a)에 기록된다.

다음으로, FE(ROOT; 16)가 FE(ROOT; 13)에 대하여, 의사덮어쓰기 기록된다.

이 때, 도 32에 도시하는 바와 같이, FE(ROOT; 16)의 데이터는 교체 영역(17)에 기록된다.

또한, 디스크 관리 정보(2)에 포함되는 교체 정보를 갱신하여, FE(ROOT; 13)를 FE(ROOT; 16)로 맵핑한다.

이러한 파일의 기록 처리 후가 행해진 후, 데이터 파일(File-c; 15)을 재생하는 동작은 다음과 같아진다.

정보 기록 매체(1)의 볼륨 구조 영역(3)으로부터 FE(메타데이터 파일; 7a)와 FSD(12)의 위치 정보가 취득된다.

다음으로, 파일 구조의 재생이 행하여진다. 파일 구조의 재생을 위해서, 취득 완료의 FE(메타데이터 파일; 7a)와 FSD(12)의 위치 정보를 바탕으로, FSD(12)의 재생이 행하여진다.

재생된 FSD(12)로부터 FE(ROOT; 13)의 위치 정보가 논리 어드레스로서 취득된다.

취득된 FE(ROOT; 13)의 위치 정보(논리 어드레스)를 바탕으로, FE(ROOT; 13)의 재생이 행하여진다.

이 때, 교체 정보가 참조되고, FE(ROOT; 13)의 위치 정보(논리 어드레스)에 맵핑되어 있는 FE(ROOT; 16)가 재생된다.

FE(ROOT; 16)는 최신의 ROOT 디렉토리 파일을 포함하기 때문에, FE(File-c; 14)로의 위치 정보를 가진다.

그리고, FE(File-c; 14)로부터 얻어진 데이터 파일(File-c; 15)의 위치 정보를 사용하여 데이터 파일(File-c; 15)의 재생이 행하여진다.

이상과 같이, 초기형 광디스크에 있어서도, 결함 관리 기구를 사용함으로써 의사덮어쓰기 기록이 가능해진다.

특허문현 1: 미국특허출원공개 제 2004/0076096호 명세서

발명의 상세한 설명

그러나, 상기에서 설명한 바와 같은 초기형 광디스크의 의사덮어쓰기 기록방식에서는 교체 영역 중의 미기록 영역이 없어지면 사용자 데이터 영역에 미기록 영역이 남아 있었다고 해도 그 이상의 데이터 기록을 할 수 없게 된다는 과제가 있다. 왜냐하면, 파일 시스템 정보를 갱신할 수 없게 되기 때문이다.

특히, 초기형 광디스크의 경우, 교체 영역의 용량을 필요한 시점에서 확장 가능한 재기록형 광디스크와는 달리, 디스크의 포맷(초기화)시에 결정되어 버린다.

그리고, 의사덮어쓰기 기록을 하는 것을 상정하여, 사전에 적절한 교체 영역의 용량을 정하는 것은 곤란하다.

만약 사전에 결정한 교체 영역의 용량이 지나치게 크다면, 사용자 데이터 영역의 용량이 줄어버리고, 지나치게 작으면 사용자 데이터 영역에 미기록 영역이 남아 있는 데도 그 이상의 데이터 기록을 할 수 없는 상황이 발생하여 버린다. 어느 경우도 초기형 광디스크의 사용자 데이터 영역을 유효하게 이용할 수 없다.

본 발명은 상기 과제를 해결하는 것으로, 초기형 광디스크의 의사덮어쓰기 기록에 있어서, 사용자 데이터 영역을 낭비없이 사용하는 것을 가능하게 하는 드라이브 장치를 제공하는 것을 목적으로 한다.

본 발명의 드라이브 장치는 초기형 기록 매체에 대하여 시퀀셜 기록을 하는 드라이브 장치로서, 상기 초기형 기록 매체는 데이터 영역과, 디스크 관리 정보 영역을 포함하고, 데이터 영역은 교체 영역과, 사용자 데이터 영역을 포함하고, 상기 디스크 관리 정보 영역에는 상기 초기형 기록 매체를 관리하기 위한 디스크 관리 정보가 기록되어 있고, 상기 데이터 영역에는 복수의 물리 어드레스가 할당되어 있고, 상기 사용자 데이터 영역에는 복수의 논리 어드레스가 할당되어 있고, 상기 사용자 데이터 영역에는, 적어도 1개 트랙이 할당되어 있고, 상기 디스크 관리 정보는 상기 적어도 1개의 트랙을 관리하기 위한 트랙 관리 정보를 포함하고, 상기 트랙 관리 정보는 트랙 내에서 최후에 데이터가 기록된 위치를 나타내는 물리 어드레스인 최종 기록 어드레스를 포함하고, 상기 드라이브 장치는 상기 초기형 기록 매체에 대하여 기록 동작 또는 재생 동작을 하는 기록 재생부와, 상기 기록 재생부를 제어하는 드라이브 제어부를 포함하고, 상기 드라이브 제어부는 상기 디스크 관리 정보 영역으로부터 상기 디스크 관리 정보를 판독하는 것과, 상기 디스크 관리 정보에 기초하여, 상기 복수의 논리 어드레스와 상기 복수의 물리 어드레스의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하는 것과, 데이터가 기록되어야 할 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함하는 기록 지시를 받아들이는 것과, 상기 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스를 물리 어드레스로 변환하는 것과, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스와 상기 트랙 관리 정보에 기초하여, 상기 적어도 1개의 트랙 중의 1개의 트랙을 결정하는 것과, 상기 결정된 트랙 내의 상기 최종 기록 어드레스에 기초하여, 상기 결정된 트랙 내에서의 다음에 데이터가 기록 가능한 위치를 나타내는 물리 어드레스를 다음번 기록 가능 어드레스로서 결정하는 것과, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스와 상기 다음번 기록 가능 어드레스를 비교하는 것과, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스가 상기 다음번 기록 가능 어드레스보다 작은 경우에는, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치 이외의 특정한 위치로서 상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치에 상기 데이터를 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것과, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스를 상기 특정한 위치를 나타내는 물리 어드레스에 맵핑하는 교체 관리 정보와 상기 데이터 기록에 의해서 갱신된 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 새로운 디스크 관리 정보를 생성하는 것과, 상기 새로운 디스크 관리 정보를 상기 디스크 관리 정보 영역에 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것을 포함하는 처리를 실행하는 것과, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스가 상기 다음번 기록 가능 어드레스와 동일한 경우에는, 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 상기 데이터를 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것과, 상기 데이터 기록에 의해서 갱신된 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 새로운 디스크 관리 정보를 생성하는 것과, 상기 새로운 디스크 관리 정보를 상기 디스크 관리 정보 영역에 기록하도록 상기 기록 재생부를 제어하는 것을 포함하는 처리를 실행하는 것을 포함하는 처리를 실행한다.

상기 초기형 기록 매체는 복수의 ECC 클러스터를 포함하여, 상기 복수의 ECC 클러스터의 각각은 복수의 섹터를 포함하고, 상기 복수의 섹터에는 상기 복수의 물리 어드레스가 각각 할당되어 있고, 상기 다음번 기록 가능 어드레스는 상기 최종 기록 어드레스를 포함하는 ECC 클러스터의 다음 ECC 클러스터에 포함되는 선두 섹터의 물리 어드레스라도 좋다.

상기 결정된 트랙은 오픈 트랙이고, 상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치는 상기 결정된 트랙 내의 다음번 기록 가능 어드레스에 의해서 나타나는 위치로서 결정되어도 좋다.

상기 결정된 트랙은 오픈 트랙이고, 상기 사용자 데이터 영역에서의 특정한 위치는 상기 결정된 트랙과 다른 트랙 내의 다음번 기록 가능 어드레스에 의해서 나타나는 위치로서 결정되고, 상기 오픈 트랙 내의 상기 다음번 기록 가능 어드레스는 상기 기록 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 상기 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 가장 가까운 위치를 나타내어도 좋다.

본 발명의 드라이브 장치는 초기형 기록 매체에 기록되어 있는 데이터를 재생하는 드라이브 장치로서, 상기 초기형 기록 매체는 데이터 영역과, 디스크 관리 정보 영역을 포함하고, 데이터 영역은 교체 영역과, 사용자 데이터 영역을 포함하고, 상기 디스크 관리 정보 영역에는 상기 초기형 기록 매체를 관리하기 위한 디스크 관리 정보가 기록되어 있고, 상기 데이터 영역에는 복수의 물리 어드레스가 할당되어 있고, 상기 사용자 데이터 영역에는 복수의 논리 어드레스가 할당되어 있고, 상기 디스크 관리 정보는 복수의 교체 관리 정보를 포함하는 교체 관리 정보 리스트를 포함하고, 상기 복수의 교체 관리 정보의 각각은 상기 사용자 데이터 영역에서의 위치를 나타내는 물리 어드레스를 다른 물리 어드레스에 맵핑하고, 상기 드라이브 장치는 상기 초기형 기록 매체에 대하여 기록 동작 또는 재생 동작을 하는 기록 재생부와, 상기 기록 재생부를 제어하는 드라이브 제어부를 포함하고, 상기 드라이브 제어부는 상기 디스크 관리 정보 영역으로부터 상기 디스크 관리 정보를 판독하는 것과, 상기 디스크 관리 정보에 기초하여, 상기 복수의 논리 어드레스와 상기 복수의 물리 어드레스의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하는 것과, 데이터가 재생되어야 할 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함하는 재생 지시를 받아들이는 것과, 상기 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스/물리 어드레스로 변환하는 것과, 상기 교체 관리 정보 리스트를 사용하여, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 다른 물리 어드레스의 교체원 위치로서 맵핑되어 있지 않고, 또한, 다른 물리 어드레스의 교체처 위치로서 맵핑되어 있는지를 결정하는 것과, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 다른 물리 어드레스의 교체원 위치로서 맵핑되어 있지 않고, 또한, 다른 물리 어드레스의 교체처 위치로서 맵핑되어 있다고 결정된 경우에는, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스로부터 데이터를 재생하지 않고서, 소정의 데이터를 출력하는 것을 포함하는 처리를 실행한다.

상기 소정의 데이터가, 상기 재생 지시에 포함되는 상기 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스로부터 재생한 데이터라도 좋다.

본 발명에 의하면, 초기형 광디스크의 의사덮어쓰기 기록에 있어서, 사용자 데이터 영역을 낭비없이 사용하는 것을 가능하게 하는 드라이브 장치를 제공할 수 있다.

실시예

이하, 도면을 참조하면서, 본 발명의 실시형태를 설명한다.

(실시형태 1)

1-1. 초기형 기록 매체

도 1a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 정보 기록 매체(100)의 외관을 도시한다.

정보 기록 매체(100)의 최 내주에 리드인 영역(101)이 배치되어 있다. 정보 기록 매체(100)의 최외주에 리드아웃 영역(103)이 배치되어 있다. 정보 기록 매체(100)의 리드인 영역(101)과 리드아웃 영역(103)의 사이에 데이터 영역(102)이 배치되어 있다.

리드인 영역(101)에는 후술하는 기록 재생부(314)에 포함되는 광피업이 정보 기록 매체(100)로 액세스할 때에 필요한 기준 정보나, 다른 기록 매체와의 식별정보 등이 기록되어 있다. 리드아웃 영역(103)에도 리드인 영역(101)에 기록되어 있는 정보와 동일한 정보가 기록되어 있다.

리드인 영역(101), 데이터 영역(102) 및 리드아웃 영역(103)에는 복수의 물리 섹터가 할당되어 있다. 각 물리 섹터는 최소의 액세스단위이다. 각 물리 섹터는 물리 섹터번호(이후, PSN)와 같은 어드레스 정보에 의해 식별된다.

복수의 물리 섹터를 포함하는 ECC 클러스터(또는, ECC 블록)를 최소의 단위로서 데이터의 기록·재생이 행하여진다.

도 1b는 정보 기록 매체(100)의 데이터 구조를 도시한다. 도 1b에서는 도 1a에서 동심원형으로 나타나고 있는 리드인 영역(101), 데이터 영역(102) 및 리드아웃 영역(103)을 가로방향으로 배치하여 나타내고 있다.

리드인 영역(101)은 디스크 관리 정보 영역(104)을 포함하고, 리드아웃 영역(103)은 디스크 관리 정보 영역(105)을 포함한다.

디스크 관리 정보 영역(104, 105)의 각각은 디스크 관리 정보가 기록된다. 디스크 관리 정보는 후술하는 교체 관리 정보 리스트나, 세션관리 정보, 빈 영역 관리 정보 등을 포함한다. 디스크 관리 정보 영역(104, 105)은 디스크 관리 정보를 갱신하기 위한 영역으로서 사용된다. 이 갱신을 위한 영역은 일시 디스크 관리 정보 영역이라고도 불린다.

또한, 본 발명을 BD-R 규격에 적용하는 경우에는 본 명세서에 있어서의 용어 「디스크 관리 정보 영역」을 「디스크 관리 영역」으로 바꾸어 읽고, 본 명세서에 있어서의 용어 「일시 디스크 관리 정보 영역」을 「일시 디스크 관리 영역」으로 바꾸어 읽고, 본 명세서에 있어서의 용어 「디스크 관리 정보」를 「디스크 관리 구조」로 바꾸어 읽고, 본 명세서에 있어서의 용어 「일시 디스크 관리 정보」를 「일시 디스크 관리 구조」로 바꾸어 읽는 것으로 한다.

데이터 영역(102)은 내주 교체 영역(106)과, 사용자 데이터 영역(108)과, 외주 교체 영역(107)을 포함한다.

사용자 데이터 영역(108)은 사용자 데이터를 기록하기 위해서 사용되는 영역이다.

도 1c는 사용자 데이터 영역(108)의 데이터 구조를 도시한다.

사용자 데이터 영역(108)은 복수의 세션을 포함한다. 각 세션은 복수의 트랙을 포함한다.

각 트랙은 정보 기록 매체(100)상의 연속 영역이다. 각 트랙은 후술하는 트랙 관리 정보에 의해서 관리된다.

또한, 본 발명을 BD-R 규격에 적용하는 경우에는 본 명세서에 있어서의 용어 「트랙」을 「시퀀셜 기록 영역(SRR)」로 바꾸어 읽는 것으로 한다.

각 세션은 정보 기록 매체(100)상에 연속하여 배치되는 복수의 트랙을 포함한다. 각 세션은 후술하는 세션 관리 정보에 의해서 관리된다.

도 2a는 세션을 관리하기 위한 세션 관리 정보(200)의 데이터 구조를 도시한다. 세션 관리 정보(200)는 디스크 관리 정보에 포함된다.

세션 관리 정보(200)는 헤더 정보(201)와, 복수의 트랙 관리 정보를 포함한다.

헤더 정보(201)는 세션 관리 정보(200)의 식별자나, 도 2b에 도시하는 트랙 관리 정보(210)의 수 등이 일반적인 정보를 갖는다.

트랙 관리 정보 #N은 도 1c에 도시하는 트랙 #N에 대응하는 정보를 갖는다. 여기에서, N은 1 이상의 정수이다.

도 2b는 트랙을 관리하기 위한 트랙 관리 정보(210)의 데이터 구조를 도시한다. 트랙 관리 정보(210)는 디스크 관리 정보에 포함된다.

트랙 관리 정보(210)는 트랙이 세션의 선두 트랙인지의 여부를 나타내는 세션 개시 정보(211)와, 트랙의 개시 위치를 나타내는 트랙 개시 위치 정보(212)와, 트랙 중에서 최후에 데이터가 기록된 위치를 나타내는 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(이후, LRA; 213)를 포함한다.

만약 어떤 트랙 관리 정보(210)에 의해서 관리되는 트랙이 세션의 선두에 위치하는 경우에는, 그 트랙이 세션의 선두에 위치하는 것을 나타내는 값(예를 들면, "1")이 세션 개시 정보(211)에 설정된다. 그 이외의 경우에는, 다른 값(예를 들면, "0")이 세션 개시 정보(211)에 설정된다.

트랙 개시 위치 정보(212)는 트랙의 개시 위치를 나타내는 물리 어드레스를 포함한다.

트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)는 트랙 내에서 유효한 데이터가 기록된 최종위치를 나타내는 물리 어드레스를 포함한다. 유효한 데이터란 예를 들면, 호스트 장치(305)로부터 공급된 사용자 데이터이다. 도 1c에 도시되는 LRA(120)나 LRA(121)는 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)의 일례이다.

또한, 본 발명을 BD-R 규격에 적용하는 경우에는 본 명세서에 있어서의 용어 「트랙 관리 정보」 를 「시퀀셜 기록 영역 엔트리」로 바꾸어 읽고, 본 명세서에 있어서의 용어 「세션 관리 정보」 를 「시퀀셜 기록 영역 정보」로 바꾸어 읽는 것으로 한다.

또한, 정보 기록 매체(100)가 ECC 클러스터를 최소단위로서 데이터 기록을 하는 경우에는, 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)는 ECC 클러스터 경계한다고는 제한하지 않는다. 일반적으로, 기록 지시되는 데이터 용량은 ECC 클러스터의 용량의 정수배로 되지 않기 때문이다. 이 때, LRA(213)는 기록 지시된 데이터가 기록된 최후의 물리 섹터의 어드레스를 나타낸다.

또한, LRA(213)가 ECC 클러스터 경계와 일치하지 않은 경우, 기록 지시된 데이터에 계속되고, 패딩 데이터가 ECC 클러스터 경계까지 기록된다.

본 실시형태에 있어서는 트랙마다 데이터의 기록이 가능하다. 새로운 데이터의 기록은 각 트랙의 선두로부터 행하여지고, 트랙 내에서는 연속적으로 데이터가 배치된다(시퀀셜 기록). 그 트랙 내에서 데이터의 기록이 행하여지면, 그 트랙 내에서 최후에 기록된 위치가 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)에 반영된다.

그 트랙 내에서 기록을 재개하는 경우에는 최신의 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)의 값을 조사함으로써, 그 트랙 내에서의 다음의 기록 개시 위치를 알 수 있다.

또한, 트랙이 할당된 직후에서, 그 트랙에 데이터가 전혀 기록되어 있지 않은 경우는, 그 상태를 나타내는 소정의 값(예를 들면, "0")을 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)에 설정하도록 하여도 좋다.

다음번 기록 가능위치(이후, NWA)는 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)에 의해서 나타나는 물리 섹터의 다음의 물리 섹터의 위치를 나타낸다. 또는, 정보 기록 매체(100)가 있는 ECC 클러스터를 최소단위로서 데이터 기록을 하는 경우에는, NWA는 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)에 의해서 나타나는 물리 섹터를 포함하는 ECC 클러스터의 다음의 ECC 클러스터의 선두위치를 나타낸다.

이것을 수식을 사용하여 나타내면, (수 1)과 같아진다.

(a) $LRA \neq 0$ 일 때,

$$NWA = N \times (\text{Floor}(LRA/N) + 1)$$

N:ECC 클러스터에 포함되는 물리 섹터수(예를 들면, N=32)

(b) $LRA = 0$ 일 때,

$$NWA = (\text{상기 트랙의 개시 위치})$$

단, $\text{Floor}(x)$ 는 x 이하의 최대의 정수치.

이후의 설명에서는 NWA는 ECC 클러스터의 선두위치를 나타내는 것으로 가정한다.

데이터의 기록이 가능한 상태에 있는 트랙은 오픈 트랙이라고 불린다.

오픈 트랙의 트랙번호는 도 2a에 도시되는 세션 관리 정보(200) 중의 헤더 정보(201)에 포함된다(예를 들면, 제 1 오픈 트랙번호(203), 제 2 오픈 트랙번호(204) 등).

한편, 오픈 트랙이 아닌 트랙은 클로즈드 트랙이라고 불린다.

예를 들면, 미기록 영역이 존재하지 않는 트랙이나, 사용자로부터 지시된 트랙이 클로즈드 트랙으로 된다.

오픈 트랙과는 달리, 클로즈드 트랙의 트랙번호는 세션 관리 정보(200) 중의 헤더 정보(210) 내에 격납되지 않는다.

클로즈드 트랙으로의 데이터 기록은 금지되어 있다.

오픈 트랙번호와 트랙 관리 정보(210) 중의 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)를 조사함으로써, 정보 기록 매체(100)상에서의 미기록 영역을 알 수 있다.

또한, 본 발명을 BD-R 규격에 적용하는 경우, 오픈 트랙은 오픈 SRR을 나타낸다. 또한, 클로즈드 트랙은 클로즈드 SRR을 나타낸다.

또한, 초기형의 정보 기록 매체(100)에 있어서도, 기록 완료의 ECC 클러스터를 관리함으로써, 정보 기록 매체상의 임의의 위치(물리 어드레스)에 데이터를 기록하고 일종의 랜덤 기록을 하는 것이 가능하다.

이러한 랜덤 기록을 실현하기 위해서는 정보 기록 매체(100) 상에서의 빈 영역의 관리와 최종 데이터 기록 위치의 관리를 할 필요가 있다.

본 실시형태에 있어서는 도 2c에 도시하는 빈 영역 관리 정보(220)와 디스크 관리 정보 영역(104, 105)에 기록된 디스크 관리 정보를 사용하여 이러한 관리를 실현한다.

랜덤 기록을 하는 경우에는 디스크 관리 정보 영역(104)에 도 2c에 도시하는 빈 영역 관리 정보(220)가 기록된다.

도 2c는 빈 영역 정보(220)의 데이터 구조를 도시한다. 빈 영역 정보(220)는 헤더 정보(221)와, 관리 대상 영역 정보(222)와, 빈 영역 정보(223)를 포함한다.

헤더 정보(221)는 빈 영역 관리 정보(220)의 식별자 등의 일반적인 정보를 갖는다.

관리 대상 영역 정보(222)는 빈 영역 관리 정보(220)에 의해서 미기록/기록 완료 상태를 관리되는 섹터가 포함되는 사용자 데이터 영역(108) 중의 영역을 특정하는 정보를 포함한다. 예를 들면, 관리 대상 영역 정보(222)는 그 영역의 개시 위치나 그 영역의 길이를 포함한다.

빈 영역 정보(223)는 관리 대상으로 되는 영역에 포함되는 각 ECC 클러스터가 미기록인지 기록 완료인지를 나타내는 정보를 포함한다. 예를 들면, 각 ECC 클러스터에 대하여 1비트씩의 데이터를 할당하고, 상기 ECC 클러스터가 미기록이면 예를 들면 "0"을, 기록 완료이면 예를 들면 "1"을 설정함으로써, 대상 영역의 모든 ECC 클러스터에 대한 공백 상황을 관리하는 것이 가능해진다.

디스크 관리 정보 영역(104)에 기록된 디스크 관리 정보는 도 3에 도시하는 디스크 구조 정보(1100)를 포함한다. 디스크 구조 정보(1100)는 최종 데이터 기록 위치 정보(1107)를 포함한다. 최종 데이터 기록 위치 정보(1107)는 사용자 데이터 영역(108) 내에서 최후에 데이터가 기록된 위치를 나타내는 물리 어드레스를 포함한다.

디스크 구조 정보(1100)는 디스크 구조 정보(1100) 전반에 관한 일반정보(1101)와, 최신의 교체 관리 정보 리스트(1000)의 디스크 관리 정보 영역 내(104, 105) 내에서의 위치 정보를 나타내는 교체 관리 정보 리스트 위치 정보(1102)와, 사용자 영역(108)의 개시 위치를 나타내는 사용자 영역 개시 위치 정보(1103)와, 사용자 영역(108)의 종단 위치를 나타내는 사용자 영역 종단 위치 정보(1104)와, 디스크 관리 정보 영역 정보(1107b), 내주 교체 영역(106), 외주 교체 영역(107)의 용량이나 교체를 위해 사용 가능한 영역을 나타내는 교체 영역 정보(1105) 및 교체 영역 관리 정보(1108)를 더 포함한다.

디스크 관리 정보 영역(1107b)을 사용함으로써, 디스크 관리 정보 영역의 용량을 정보 기록 매체마다 변경하는 것이 가능하게 된다. 또한, 디스크 관리 정보 영역 정보(1107b)를 사용함으로써, 내주 교체 영역(106)이나 외주 교체 영역(107) 중에 상술한 일시 디스크 관리 정보 영역의 용량을 변경하는 것이 가능하게 된다.

교체 영역 정보(1105)를 사용함으로써, 교체 영역의 용량을 정보 기록 매체마다 변경하는 것이 가능해진다. 예를 들면, 내주 교체 영역(106)이나 외주 교체 영역(107)의 용량을 0으로 지정하는 것도 가능하다.

교체 영역 관리 정보(1108)는 내주 교체 영역(106), 외주 교체 영역(107)에 있어서, 다음에 이용 가능한 위치를 나타내는 다음번 사용 가능 위치 정보를 포함한다.

각 교체 영역에서는 트랙과 마찬가지로 시퀀셜하게 기록된다. 각 교체 영역에서의 다음번 사용 가능 위치 정보는 트랙에 있어서의 NWA와 동일한 기능을 다하는 것이며, 각 교체 영역에의 새로운 데이터의 기록은 다음번 사용 가능 위치 정보에 의해 나타나는 위치로부터 시퀀셜하게 행하여진다.

디스크 구조 정보(1100)는 최신의 세션 관리 정보(200)의 디스크 관리 정보 영역 내(104, 105) 내에서의 위치 정보를 나타내는 세션관리 정보 위치 정보(1109)와, 최신의 빈 영역 관리 정보(220)의 디스크 관리 정보 영역 내(104, 105) 내에서의 위치 정보를 나타내는 빈 영역 관리 정보 위치 정보(1110)를 더 포함한다.

상술한 바와 같이, 세션 관리 정보(200) 또는 빈 영역 관리 정보(220)의 어느 것을 사용하여도, 정보 기록 매체(100)상의 물리 섹터의 공백 상황을 관리하는 것이 가능하다. 따라서, 용도에 따라서 세션 관리 정보(200) 또는 빈 영역 관리 정보(220)의 어느 하나를 선택하여 사용하도록 하여도 좋다. 또는, 양쪽을 동시에 사용하도록 하여도 좋다. 이러한, 빈 영역 관리방식에 관한 정보는 디스크 구조 정보(1100)의 기록 종별 정보(1106)에 포함된다.

또한, 디스크 관리 정보 영역(105)은 정보 기록 매체(100)의 신뢰성을 향상시키기 위해서, 디스크 관리 정보 영역(104)에 기록된 디스크 관리 정보의 복제를 기록하거나, 디스크 관리 정보 등을 갱신할 때에, 디스크 관리 정보 영역(104)에 격납할 수 없는 경우에 사용되는 확장 영역이기 때문에, 이후에서는 상세한 설명은 생략한다. 또한, 교체 영역 중 등에 기록되는 일시 디스크 관리 정보 등에 대해서도 동일하다.

도 1c에 도시되는 예에서는 사용자 데이터 영역(108)상에 기록되는 사용자 데이터의 관리는 파일 시스템에 의해서 행하여진다. 파일 시스템이 관리를 하는 공간은 볼륨 공간(109)이라고 불린다.

볼륨 공간에는 복수의 논리 섹터가 할당되어 있다. 각 논리 섹터는 논리 섹터번호(이후, LSN)와 같은 어드레스 정보에 의해 식별된다.

또한, 이하의 설명에 있어서는 파일 시스템을 구성하는 볼륨/파일 구조로서 정보 기록 매체(100)에 기록되는 기술자나 포인터, 메타데이터 파티션이나 메타데이터 파일 등은 특히 상세한 기재가 없는 한, ISO/IEC13346 규격 또는 UDF(Universal Disk Format) 규격에 규정된 데이터 구조를 가지는 것으로 한다. 물론, 다른 파일 시스템을 사용하는 것도 가능하다.

또한, 도 1a 내지 도 1c에 도시하는 정보 기록 매체(100)는 1개의 기록층을 갖는 것으로서 설명하였지만, 2개 이상의 기록층을 갖는 정보 기록 매체도 존재할 수 있다.

도 4는 2개의 기록층을 갖는 정보 기록 매체(100b)의 데이터 구조를 도시한다.

도 4에 있어서, L0이 제 1 층을 나타내고, L1이 제 2 층을 나타낸다. 제 1 층 및 제 2 층의 각각은 정보 기록 매체(100)와 거의 동일한 구조를 갖고 있다. 즉, 리드인 영역(101)은 제 1 층의 최 내주측에 설치되어 있고, 리드아웃 영역(103a)은 제 2 층의 최 내주에 설치되어 있다. 또한, 제 1 층의 최외주에는 외주 영역(103b)이 설치되어 있고, 제 2 층의 최외주에는 외주 영역(103c)이 설치되어 있다. 리드인 영역(101), 외주 영역(103b), 리드아웃 영역(104a), 외주 영역(103c)은 각각 디스크 관리 정보 영역(104, 105, 104a, 105a)을 포함한다.

또한, 도 4에 도시되는 바와 같이, 교체 영역(106, 106a, 107, 107a)이 설치된다. 각 교체 영역의 용량은 상술한 바와 같이, 정보 기록 매체마다 변경하는 것이 가능하다. 또한, 각 교체 영역 중에 추가의 일시 디스크 관리 정보 영역을 설치하는 것도 가능하다. 그리고, 사용자 데이터 영역(108 및 108a)은 연속적인 논리 어드레스를 갖는 논리적으로 1개의 볼륨 공간으로서 취급된다.

이상에 의해, 복수의 기록층을 가진 정보 기록 매체를 논리적으로는 1개의 기록층을 갖는 정보 기록 매체로서 취급하는 것이 가능해진다. 이후에서는, 1개의 기록층을 갖는 정보 기록 매체에 대하여 설명하지만, 그 설명은 복수의 기록층을 갖는 정보 기록 매체에도 적용하는 것이 가능하다. 그 때문에, 특히 설명이 필요한 경우에 대해서만, 복수의 기록층을 갖는 정보 기록 매체에 관한 설명을 적절하게 하기로 한다.

1-2. 의사덮어쓰기 기록

다음에 도 5a 및 도 5b를 참조하여 교체 정보에 대하여 설명한다.

교체 정보란, 정보 기록 매체상에서 결함이 생긴 클러스터(결함 클러스터)의 위치를 나타내는 교체원 위치 정보와, 그 결함 클러스터를 교체하는 대체 클러스터의 위치를 나타내는 교체처 위치 정보를 포함하는 교체 관리 정보(또는 디렉트 리스트 엔트리)를 포함하는 교체 관리 정보 리스트(또는 디렉트 리스트)를 말한다.

또한, 본 발명은 사용자 데이터 영역에 대체 클러스터를 기록하는 것을 가능하게 한다.

또한, 본 발명은 교체 정보를 사용하여 초기형의 정보 기록 매체에 있어서의 의사적인 덮어쓰기 기록을 실현한다.

도 1b에 도시되는 바와 같이, 데이터 영역(102)은 내주 교체 영역(106)과, 사용자 데이터 영역(108)과, 외주 교체 영역(107)을 포함한다.

내주 교체 영역(106) 및 외주 교체 영역(107) 중의 적어도 일부는 사용자 데이터 영역(108)상에 기록된 데이터의 대체 기록을 하기 위한 영역으로서 사용된다.

예를 들면, 사용자 데이터 영역(108)상에 결함 클러스터가 존재하는 경우에는 내주 교체 영역(106) 및 외주 교체 영역(107) 중의 적어도 일부가, 그 결함 클러스터를 교체하는 대체 클러스터를 기록하기 위한 영역으로서 사용된다.

또는, 내주 교체 영역(106) 및 외주 교체 영역(107) 중의 적어도 일부는 후술하는 의사덮어쓰기 기록에 있어서의 갱신 후의 데이터를 기록하기 위한 영역으로서도 사용될 수 있다.

교체 정보와 교체 영역을 조합한 교체 기록은 베리파이 처리와 동시에 실시된다.

베리파이 처리란, 데이터를 기록한 직후에 그 데이터를 재생하고, 기록한 데이터와 재생된 데이터를 비교하여, 데이터가 정확하게 기록되어 있는지의 여부를 조사하는 처리이다. 이러한 일련의 처리는 베리파이·에프터·라이트 처리라고 불린다.

베리파이 처리시에 에러가 생긴 경우, 즉, 데이터가 정확하게 기록되지 않은 경우에, 교체 기록이 실시된다. 즉, 결함 클러스터는 대체 클러스터로 교체되고, 데이터는 대체 클러스터에 기록된다.

이 대체 클러스터는 내주 교체 영역{106; 또는, 외주 교체 영역(107)} 또는 사용자 데이터 영역(108) 내에 기록된다.

의사적인 덮어쓰기 기록이란, 데이터가 기록되어 있는 외관 상의 논리 어드레스를 바꾸지 않고서, 실제로 데이터가 기록되는 물리 어드레스를 다른 장소에 맵핑하는 수법이다.

만약, 기록 완료의 논리 어드레스에 대하여 데이터의 덮어쓰기가 지시된 경우, 그 덮어쓰기 전에 데이터가 기록되어 있던 물리 어드레스와는 다른 물리 어드레스상의 ECC 클러스터에 새로운 데이터를 기록하고, 덮어쓰기 전의 ECC 클러스터와 새로운 데이터가 기록된 대체 클러스터와의 맵핑을 한다.

이러한 의사적인 덮어쓰기 기록에 있어서의 대체 클러스터는 교체 영역 또는 사용자 데이터 영역 내에 기록된다.

이러한 맵핑을 하기 위한 교체 정보로서, 도 5a에 도시되는 교체 관리 정보 리스트(1000)가 사용된다.

이러한 맵핑 처리에 의해, 실제로 데이터가 덮어쓰기된 것은 아니지만, 의사적으로 데이터가 덮어쓰기된 것과 같은 상태를 실현하는 것이 가능해진다. 이후, 이러한 기록방법을, 의사덮어쓰기 기록이라고 부른다.

도 5a는 본 발명의 교체 정보인 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 구조를 도시한다. 교체 관리 정보 리스트(1000)는 결함 클러스터의 위치와 대체 클러스터의 위치의 맵핑을 하기 위해서 사용된다. 교체 관리 정보 리스트(1000)는 헤더 정보(1001)와, 복수의 교체 관리 정보(1010; 교체 관리 정보 #1, #2, #3...)를 포함한다.

헤더 정보(1001)는 교체 관리 정보 리스트(1000)에 포함되는 교체 관리 정보의 수를 포함한다. 교체 관리 정보는 상기 맵핑을 나타내는 정보를 포함하고 있다.

도 5b는 교체 관리 정보(1010)의 데이터 구조를 도시한다. 교체 관리 정보(1010)는 상태 정보(1011)와, 교체원 위치 정보(1012)와, 교체처 위치 정보(1013)를 포함한다.

상태 정보(1011)는 상기 맵핑에 관한 상태 정보를 포함한다. 예를 들면, 교체 관리 정보(1010)의 종류나 속성, 교체원 위치 정보(1012) 및 교체처 위치 정보(1013)의 유효·무효상태 등을 나타낸다.

교체원 위치 정보(1012)는 교체원의 정보(예를 들면, 결합 클러스터)의 위치를 나타낸다.

교체처 위치 정보(1013)는 교체처의 정보(예를 들면, 대체 클러스터)의 위치를 나타낸다.

또한, 의사덮어쓰기 기록의 경우는 덮어쓰기 전의 ECC 클러스터의 위치를 교체원 위치 정보(1012)로 지시하고, 덮어쓰기 후의 ECC 클러스터의 위치를 교체처 위치 정보(1013)로 지시함으로써 맵핑이 행하여진다.

여기에서, 교체 관리 정보(1010)에 등록되는 교체원 위치 정보(1012)와 교체처 위치 정보(1013)는 대응하는 ECC 클러스터의 선두 섹터의 물리 어드레스(예를 들면, PSN)를 사용하여 나타나도 좋다. 결합 관리 및 의사덮어쓰기 기록에 있어서, ECC 클러스터단위에서의 맵핑이 행하여지기 때문이다.

종래의 리니어 리플레이스먼트에 있어서는 대체 클러스터는 교체 영역에 기록되어 있었다. 따라서, 교체처 위치 정보(1013)에는 항상, 교체 영역 내의 ECC 클러스터의 위치 정보가 설정되어 있었다.

한편, 본 발명에 있어서는 대체 클러스터는 교체 영역에 한정되지 않고, 사용자 데이터 영역에도 기록 가능하게 한다. 그 때문에, 교체처 위치 정보(1013)에는 교체 영역 내의 ECC 클러스터의 위치를 나타내는 정보, 또는, 사용자 데이터 영역 내의 ECC 클러스터의 위치를 나타내는 정보를 설정하는 것이 가능하다.

그리고, 교체처 위치 정보(1013)가 두개의 영역의 어느 하나에 기록된 ECC 클러스터를 지시하는 것이 가능해졌기 때문에, 교체처 위치 정보(1013)가 교체 영역 내의 ECC 클러스터를 지시하는 것인지, 교체처 위치 정보(1013)가 사용자 데이터 영역 내의 ECC 클러스터를 지시하는 것인지를 판별하기 위해서, 상태 정보(1011)에 그 판별정보를 설치하도록 하여도 좋다.

1-3. 기록 재생 장치

도 6은 본 발명의 실시형태에 있어서의, 정보 기록 재생 장치(300)의 구성을 도시한다.

정보 기록 재생 장치(300)는 호스트 장치(305)와 드라이브 장치(310)를 포함한다.

호스트 장치(305)는 예를 들면, 컴퓨터 시스템 또는 퍼스널 컴퓨터일 수 있다.

드라이브 장치(310)는 기록 장치, 재생 장치, 기록 재생 장치의 어느 하나일 수 있다. 또한, 정보 기록 재생 장치(300) 전체를 기록 장치, 재생 장치, 기록 재생 장치라고 불러도 좋다.

호스트 장치(305)는 시스템 제어부(301)와, 메모리 회로(302)를 포함한다. 호스트 장치(305)는 하드디스크 드라이브와 같은 자기디스크 장치(304)를 더 포함하여도 좋다. 호스트 장치(305) 내의 구성 요소는 I/O 버스(303)를 통하여 서로 접속되어 있다.

시스템 제어부(301)는 예를 들면, 시스템의 제어 프로그램이나 연산용 메모리를 포함하는 마이크로프로세서에 의해서 실현될 수 있다. 시스템 제어부(301)는 파일 시스템의 볼륨 구조/파일 구조의 기록·재생, 후술하는 메타데이터 파티션/파일 구조의 기록·재생, 파일의 기록·재생, 리드인/리드아웃 영역의 기록·재생 등의 처리의 제어나 연산을 한다.

메모리 회로(302)는, 볼륨 구조, 파일 구조, 메타데이터 파티션/파일 구조 및 파일의 연산이나 일시 보존 등에 사용된다.

드라이브 장치(310)는, 드라이브 제어부(311)와, 메모리 회로(312)와, 기록 재생부(314)를 포함한다. 드라이브 장치(310) 내의 구성 요소는 내부 버스(313)를 통하여 서로 접속되어 있다.

드라이브 제어부(311)는 예를 들면, 드라이브의 제어 프로그램이나 연산용 메모리를 포함하는 마이크로프로세서에 의해 서 실현될 수 있다. 드라이브 제어부(311)는 디스크 관리 정보 영역이나 교체 영역의 기록·재생, 의사疊어쓰기 기록·재생 등의 처리의 제어나 연산을 한다.

또한, 도 6에 도시하는 시스템 제어부(301)나, 드라이브 제어부(311)는 LSI 등의 반도체 집적회로에 의해서 실현되어도 좋고, 범용 프로세서와 메모리(예를 들면 ROM)에 의해서 실현되어도 좋다.

메모리 회로(312)는 디스크 관리 정보 영역이나 교체 영역에 관한 데이터 및 드라이브 장치(310)에 전송되어 온 데이터의 연산이나 일시 보존 등에 사용된다.

1-4. 기록 처리 순서(1)

다음으로, 도 7을 참조하여, 본 실시형태에 있어서의 포맷 처리가 행하여진 후의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조를 설명한다.

사용자 데이터 영역(108)에, 트랙 #1401, 트랙 #2402, 트랙 #3403이 할당되어 있다.

사용자 데이터 영역(108)에 볼륨 공간(109)이 할당되어 있다. 볼륨 공간(109) 내에, 볼륨 구조 영역(410)과, 물리 파티션(420)과, 볼륨 구조 영역(411)이 할당되어 있다.

물리 파티션(420) 내에는, UDF 규격버전 2.5, 또는, 그 이후의 버전으로 규정되는 메타데이터 파티션(430)이 포함된다.

물리 파티션(420) 내에, 메타데이터 파일(440)이 기록되어 있다. 또한, 이후의 설명에서는 간단하게 하기 위해서, 메타데이터 파일(440)의 복제인 메타데이터 미러 파일에 관한 설명은 생략하지만, 물론, 메타데이터 미러 파일이 기록되어 있어도 좋다.

그리고, 메타데이터 파일(440)의 물리 파티션(420) 중에서의 기록 위치를 나타내는 파일 엔트리(FE)인 FE(메타데이터 파일; 441)가 기록되어 있다.

사용자 데이터 파일의 기록 위치나 용량을 나타내는 FE나, 디렉토리 파일 등의 파일 구조의 정보는 전부 메타데이터 파티션(430), 즉, 메타데이터 파일(440) 내에 배치되어 있다.

도 7에서는 ROOT 디렉토리만이 기록되어 있고, 그 때문에, 메타데이터 파일(440) 중에는, 파일집합 기술자(FSD; 433) 및 FE(ROOT; 442)만이 기록되어 있다. 또한, 디렉토리 파일에 대해서는, 설명의 간단화를 위해서, 각 FE 내에 포함되는 형식으로 한다.

또한, 이 시점에서는 어떠한 교체 기록도 행하여지고 있지 않은 상태라고 한다. 또한, 메타데이터 파티션(430) 중의 빈 영역 관리는 UDF규격 버전 2.5로 규정되어 있도록 메타데이터 비트 맵(도시하지 않음)으로 행하여도 좋다.

또는, 메타데이터 파티션(430)의 빈 영역을 미기록인 채로 하고, 트랙 #1의 LRA(405)에 의해서 메타데이터 파티션(430) 중의 빈 영역 관리를 하도록 하여도 좋다.

또한, 트랙의 할당 방법은 도 7에 도시하는 것에 한정되지 않고, 예를 들면, 보다 많은 트랙을 할당하여도 좋다. 또한, 사용자 데이터 영역의 최후미의 트랙을, 신규의 트랙이 추가 가능한 상태로 해 두고, 필요한 시점에서 트랙을 추가하도록 하여도 좋다.

다음으로, 도 8a에 도시하는 플로차트를 참조하여, 본 발명에 있어서의 데이터 기록의 순서를 설명한다.

여기에서는, 데이터 파일(File-a)이 정보 기록 매체(100)에 기록되는 것으로 한다.

또한, 정보 기록 매체(100)의 사용자 데이터 영역(108)에는 복수의 논리 어드레스와 복수의 물리 어드레스가 할당되어 있고, 그 복수의 논리 어드레스와 그 복수의 물리 어드레스의 대응관계는, 미리 결정되어 있는 것으로 한다.

그 복수의 논리 어드레스의 각각은 예를 들면, 논리 섹터번호(LSN) 또는 논리 블록 어드레스(LBA)에 의해서 나타난다.

그 복수의 물리 어드레스의 각각은 예를 들면, 물리 섹터번호(PSN) 또는 물리 블록 어드레스(PBA)에 의해서 나타난다. 또한, 사용자 데이터 영역(108)에는, 적어도 1개의 트랙이 할당되어 있는 것으로 한다.

(스텝 S101) 데이터 파일(File-a)의 기록에 앞서서, 드라이브 제어부(311)는 데이터 기록의 준비처리를 실행한다. 이러한 데이터 기록의 준비처리는 예를 들면, 정보 기록 매체(100)가 드라이브 장치(310)에 로딩되었을 때에 실행된다.

예를 들면, 드라이브 제어부(311)는 정보 기록 매체(100)의 디스크 관리 정보 영역{104; 또는, 디스크 관리 정보 영역(105)}으로부터 최신의 디스크 관리 정보를 판독한다.

그 디스크 관리 정보로부터, 사용자 데이터 영역(108)에 할당되어 있는 복수의 논리 어드레스와 복수의 물리 어드레스의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하기 위해서, 도 3의 사용자 데이터 영역 개시 위치 정보(1103), 사용자 데이터 영역 종단 위치 정보(1104), 교체 영역 정보(1105) 등을 취득한다.

이후, 드라이브 제어부(311)는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 논리 어드레스와 초기물리 어드레스의 변환을 한다.

또한, 드라이브 제어부(311)는 디스크 관리 정보에 포함되는 트랙 관리 정보를 취득한다.

(스텝 S102) 드라이브 제어부(311)는 호스트 장치(305)로부터 기록 지시를 받아들인다. 기록 지시는 데이터가 기록되어야 할 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함한다. 이 논리 어드레스는 예를 들면, 논리 섹터번호(LSN) 또는 논리 블록 어드레스(LBA)에 의해서 나타난다. 기록 지시는 단일의 데이터가 기록되어야 할 위치를 나타내는 단일의 논리 어드레스를 포함하고 있어도 좋고, 복수의 데이터가 각각 기록되어야 할 복수의 위치를 나타내는 복수의 논리 어드레스를 포함하고 있어도 좋다.

기록 지시에 포함되는 논리 어드레스는 예를 들면, 특정한 트랙 내에서 다음에 데이터가 기록 가능한 위치를 나타내는 논리 어드레스(즉, 논리 NWA)에 기초하여 호스트 장치(305)에 의해서 결정된다.

논리 NWA는 예를 들면, 호스트 장치(305)로부터 드라이브 장치(310)에의 리퀘스트에 응답하여, 드라이브 장치(310)로부터 호스트 장치(305)에 출력된다.

논리 NVA는 상술한 (수학식 1)로부터 결정된 NWA를, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 변환함으로써 얻어진다. 이러한 변환은 드라이브 제어부(311)에 의해서 행하여진다. NWA 및 논리 NWA의 결정 순서는 후술되는 실시 형태 2에서 상세하게 설명한다.

호스트 장치(305)의 시스템 제어부(301)는 데이터 파일(File-a)을 기록함에 있어서, 필요한 파일 시스템 정보의 생성이나 캡신을 한다. 예를 들면, 시스템 제어부(301)는 메모리 회로(302)에 있어서, 데이터 파일(File-a)에 대한 FE(File-a)의 생성이나, 데이터 파일(File-a)의 페어런트 디렉토리인 ROOT 디렉토리의 캡신을 한다.

이러한 생성된 데이터 파일(File-a)에 대한 FE(File-a)나 캡신된 ROOT 디렉토리는 호스트 장치(305)로부터 드라이브 장치(310)에 기록 지시를 출력함으로써 정보 기록 매체(100)에 기록되고, 최신 파일 시스템 정보가 반영된다.

그 외, 호스트 장치(305)는 필요에 따라서, 교체 기록을 하기 위한 미기록 영역이 남아 있는지의 여부 등을 소정의 커맨드를 사용하여 드라이브 장치(310)에 문의한다.

또한, 호스트 장치(305)로부터 드라이브 장치(310)에 출력되는 지시는 SCSI 멀티미디어 커맨드 등의 규격화된 커맨드라도 좋다.

예를 들면, 논리 NWA의 리퀘스트나 기록 지시는 각각, READ TRACK INFORMATION 커맨드나 WRITE 커맨드라도 좋다.

(스텝 S103) 드라이브 제어부(311)는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 스텝 S102에 있어서 받아들인 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스를 물리 어드레스로 변환한다.

(스텝 S104) 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와 디스크 관리 정보에 포함되는 트랙 관리 정보(210; 도 2b)에 기초하여, 사용자 데이터 영역(108)에 할당된 적어도 1개의 트랙 중의 1개의 트랙(오픈 트랙)을 결정한다.

드라이브 제어부(311)는 그 결정된 트랙의 LRA(213)에 기초하여, 그 결정된 트랙 내에서 다음에 데이터가 기록 가능한 위치를 나타내는 물리 어드레스(즉, NWA)를 결정한다. 이 NWA는 예를 들면, 상술한 (수학식 1)에 따라서 결정되는 다음번 기록 가능 어드레스이다.

또한, NWA의 결정은 스텝 S104에 있어서 행하여져도 좋지만, 그 밖의 스텝에서 행하여져도 좋다. 예를 들면, 상술한 데이터 기록의 준비처리에 있어서 미리 행하여져도 좋다.

여기에서, LRA(213)을 사용하여 NWA를 산출함으로써, NWA의 정보를 트랙 관리 정보에 보존할 필요가 없고, 트랙 관리 정보의 데이터 구조를 간단히 할 수 있다.

(스텝 S105) 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 NWA보다 작은지의 여부를 결정한다.

그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 NWA보다 작다고 결정된 경우에는, 그 기록 지시는 사용자 데이터 영역(108)의 중의 기록 완료 영역에 대한 기록 지시로서 결정된다. 즉, 기록 지시된 데이터 기록이 의사되어 쓰기 기록으로서 결정된다. 이 경우에는 처리는 스텝 S106으로 진행한다. 그렇지 않으면, 처리는 스텝 S108로 진행한다.

(스텝 S106) 드라이브 제어부(311)는 기록해야 할 데이터를 결정한다. 정보 기록 매체(100)에 있어서의 데이터 기록의 단위가 ECC 클러스터인 경우, 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 데이터를 기록해야 할 데이터로서 결정 한다. 예를 들면, 기록 지시에 의해서 지정된 데이터의 기록 위치와 용량이 ECC 클러스터 경계와 일치하는 경우에는 ECC 클러스터 전체가 재기록되기 때문에, 기록 지시에 의해서 지정된 데이터 그 자체를 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

일치하지 않은 경우에는 드라이브 제어부(311)는 후술하는 리드·모디파이·라이트 처리를 실행한다. 이 경우에는 드라이브 제어부(311)는 리드·모디파이·라이트 처리의 과정에서 얻어지는 ECC 클러스터 단위의 데이터를 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

(스텝 S107) 드라이브 제어부(311)는 스텝 S106에 의해서 결정된 기록해야 할 데이터의 기록 위치를 결정한다. 구체적으로는, 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치 이외의 특정한 위치이며, 사용자 데이터 영역(108)에 있어서의 특정한 위치를 스텝 S106에 의해서 결정된 기록해야 할 데이터의 기록 위치로서 결정한다.

여기에서, 그 특정한 위치는 스텝 S104에 있어서 결정된 트랙 내의 NWA라도 좋다.

또는, 그 특정한 위치는 스텝 S104에 있어서 결정된 트랙과는 다른 오픈 트랙 내의 NWA라도 좋다. 이 경우에는 그 오픈 트랙 내의 NWA는 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 가장 가까운 위치를 나타내는 것이 바람직하다.

(스텝 S108) 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 NWA와 같은지의 여부를 결정한다. 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스가 NWA와 같다고 결정된 경우

에는, 그 기록 지시는 NWA에 의해서 나타나는 위치에 대한 기록 지시로서 결정된다. 즉, 기록 지시된 데이터 기록이 추가(신규기록)이라고 하여 결정된다. 이 경우에는 처리는 스텝 S109로 진행한다. 그렇지 않으면, 처리는 스텝 S111로 진행한다.

(스텝 S109) 드라이브 제어부(311)는 기록해야 할 데이터를 결정한다. 구체적으로는, 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 데이터를 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

이 때, 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 데이터의 종단이 ECC 클러스터 경계와 일치하는지의 여부를 판단한다. 만약, 일치하지 않은 경우는 패딩 데이터(예를 들면 전부 OOh의 데이터)를 삽입하고, 데이터의 종단을 ECC 클러스터 경계와 일치시키고, 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

(스텝 S110) 드라이브 제어부(311)는 스텝 S109에 의해서 결정된 기록해야 할 데이터의 기록 위치를 결정한다. 구체적으로는, 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치(즉, NWA에 의해서 나타나는 위치)를 스텝 S109에 의해서 결정된 기록해야 할 데이터의 기록 위치로서 결정한다.

(스텝 S111) 드라이브 제어부(311)는 에러처리를 한다.

(스텝 S112) 드라이브 제어부(311)는 결정된 기록 위치로의 기록 처리를 실행한다.

스텝 S105의 판정이 「예」인 경우에는 드라이브 제어부(311)는 스텝 S106에 있어서 결정된 기록해야 할 데이터를 스텝 S107에 있어서 결정된 기록 위치에 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어한다.

스텝 S108의 판정이 「예」인 경우에는 드라이브 제어부(311)는 스텝 S109에 있어서 결정된 기록해야 할 데이터를 스텝 S110에 있어서 결정된 기록 위치에 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어한다.

또한, 드라이브 제어부(311)는 기록된 데이터에 대하여 베리파이 처리를 함으로써, 그 데이터의 기록이 성공하였는지의 여부를 결정한다. 그 데이터의 기록에 성공한 경우에는, 처리는 스텝 S113으로 진행한다.

그 데이터의 기록이 최종적으로 성공한 후에, 처리는 스텝 S113으로 진행한다.

또한, 상술한 스텝 S106 및 스텝 S112의 처리는 리드·모디파이·라이트 처리(이후, RMW 처리)에 의해서 실현되어도 좋다.

RMW 처리에서는 첫번째로, 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 있는 물리 섹터를 포함하는 ECC 클러스터에 기록된 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어하여, 그 ECC 클러스터로부터 재생된 데이터를 메모리 회로(312)에 격납한다(리드처리).

또한, 이 재생 처리를 하는 시점에서 재생대상의 ECC 클러스터가 교체 기록되어 있을 가능성성이 있다. 이 때문에, 드라이브 제어부(311)는 교체 관리 정보 리스트(1000)를 참조하여, 필요에 따라서 교체처의 ECC 클러스터에 기록된 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어한다. 교체 관리 정보 리스트(1000)를 참조한 데이터 재생의 순서에 대해서는 후술한다.

두번째로, 드라이브 제어부(311)는 그 ECC 클러스터로부터 재생된 데이터 중, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치에 있는 물리 섹터에 기록된 데이터를 기록 지시에 의해서 지정되는 데이터로 교체한다(모디파이 처리). 그 결과, 갱신 후의 ECC 클러스터의 데이터가 얻어진다.

드라이브 제어부(311)는 리드처리 및 모디파이 처리를 스텝 S106에 있어서 실시한다.

도 8b는 도 8a에 도시되는 스텝 S106에서 리드처리 및 모디파이 처리를 할 때에 실시되는 스텝을 도시한다. 도 8b에 도시되는 각 스텝은 드라이브 장치(310)의 드라이브 제어부(311)에 의해서 실행된다.

(스텝 S151) 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 위치를 포함하는 ECC 클러스터가 대체 클러스터에 이미 교체되어 있는지의 여부를 결정한다. 이러한 결정은 예를 들면, 교체 관리 정보 리스트(1000)를 검색함으로써 행하여진다.

기록 지시에 의해서 지정된 위치를 교체원으로서 나타내는 교체 관리 정보(1010)가 발견된 경우, 대체 클러스터에 이미 교체되어 있다고 결정하고, 처리는 스텝 S152a로 진행한다. 그렇지 않은 경우는, 처리는 스텝 152B로 진행한다.

또한, 스텝 S151의 판정 결과를 내부 변수의 값으로서 보유하여 두고, 다른 스텝에서 필요할 때, 그 내부 변수의 값을 참조함으로써, 기록 지시에 의해서 지정된 위치를 포함하는 ECC 클러스터가 대체 클러스터에 이미 교체되고 있는지의 여부를 결정하도록 하여도 좋다. 이로써, 동일한 처리를 반복 실행하는 것을 피할 수 있다. 예를 들면, 스텝 S151의 판정 결과가 「예」인 경우에는 그 내부 변수의 값으로서 "1"을 보유하여 두고, 스텝 S151의 판정 결과가 「아니오」인 경우에는, 그 내부 변수의 값으로서 "0"을 보유하여 두도록 하여도 좋다.

(스텝 S152a) 드라이브 제어부(311)는 RMW 처리가 필요한지의 여부를 결정한다. 예를 들면, 기록 지시에 의해서 지정되는 데이터의 위치와 사이즈가 ECC 클러스터 경계와 일치하는 경우에는, 드라이브 제어부(311)는 RMW 처리가 필요 없다고 결정하고, 기록 지시에 의해서 지정되는 데이터의 위치와 사이즈가 ECC 클러스터 경계와 일치하지 않은 경우에는, 드라이브 제어부(311)는 RMW 처리가 필요하다고 결정한다.

RMW 처리가 필요하다고 결정된 경우에는 처리는 스텝 S153으로 진행하고, 그렇지 않은 경우에는, 처리는 스텝 S157로 진행한다.

스텝 S151과 동일하게 하여, 스텝 S152a의 판정 결과를 내부 변수의 값으로서 보유하여 두고, 다른 스텝에서 필요할 때, 그 내부 변수의 값을 참조함으로써, RMW 처리가 필요한지의 여부를 결정하도록 하여도 좋다.

(스텝 S152B) 드라이브 제어부(311)는 RMW 처리가 필요한지의 여부를 결정한다. 스텝 S152B의 처리는 스텝 S152a의 처리와 동일하다.

RMW 처리가 필요하다고 결정된 경우에는 처리는 스텝 S154로 진행하고, 그렇지 않은 경우에는 처리는 스텝 S157로 진행한다.

(스텝 S153) 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 대신에, 스텝 S151에서 발견한 교체 관리 정보(1010)가 나타내는 대체 클러스터에 기록되어 있는 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어하고, 재생된 데이터를 메모리 회로(312)에 격납한다.

(스텝 S154) 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 위치를 포함하는 ECC 클러스터에 기록되어 있는 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어하고, 재생된 데이터를 메모리 회로(312)에 격납한다.

(스텝 S155) 드라이브 제어부(311)는 재생된 데이터를 기록 지시에 의해서 지정된 데이터에 의해서 치환함으로써, 수정된 데이터를 생성한다.

(스텝 S156) 드라이브 제어부(311)는 수정된 데이터를 정보 기록 매체 100에 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

(스텝 S157) 드라이브 제어부(311)는 기록 지시에 의해서 지정된 데이터를 정보 기록 매체(100)에 기록해야 할 데이터로서 결정한다.

이상으로 리드처리 및 모디파이 처리를 완료한다.

세번째로, 드라이브 제어부(311)는 모디파이 처리에 있어서 얻어진 캡신 후의 ECC 클러스터의 데이터를 원래의 ECC 클러스터의 위치에 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어한다(라이트 처리). 드라이브 제어부(311)는 라이트 처리를 스텝 S112에 있어서 실시한다.

단, 본 발명에 있어서는 정보 기록 매체는 초기형 미디어이기 때문에, 실제로는 원래의 ECC 클러스터의 위치에는 기록할 수 없다.

그래서, 내주 교체 영역(106) 등의 교체 영역 및 사용자 데이터 영역(108)의 어느 하나의 영역 중의 미기록 영역이 대체 클러스터로서 할당되고, 그 대체 클러스터에 캡신 후의 데이터가 기록된다.

또한, 드라이브 제어부(311)는 기록된 데이터에 대하여 베리파이 처리를 함으로써, 그 데이터의 기록이 성공하였는지의 여부를 결정한다. 그 데이터의 기록에 성공한 경우에는 처리는 스텝 S113으로 진행한다.

그 데이터의 기록에 실패한 경우에는 내주 교체 영역(106) 등의 교체 영역 및 사용자 데이터 영역(108)의 어느 하나의 영역 중의 미기록 영역이 대체 클러스터로서 또한 할당되고, 추가되는 대체 클러스터에 그 데이터가 기록된다.

그 데이터의 기록이 최종적으로 성공한 후에, 처리는 스텝 S113으로 진행한다.

또한, 기록 지시에 의해서 지정된 영역이 ECC 클러스터 전체에 대응하는 경우에는 모든 ECC 클러스터가 재기록되기 때문에 상술한 리드 처리는 불필요하게 된다.

(스텝 S113) 드라이브 제어부(311)는 스텝 S112에 있어서의 처리에 따라서 교체 관리 정보(1010)를 생성하고, 그 교체 관리 정보를 메모리 회로(312)에 격납한다. 예를 들면, 스텝 S112에 있어서, 드라이브 제어부(311)가, 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타나는 위치 이외의 특정한 위치이며, 사용자 데이터 영역(108)에 있어서의 특정한 위치에 데이터를 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어(의사덮어쓰기를 실시)한 경우에는, 드라이브 제어부(311)는 그 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스를 그 특정한 위치를 나타내는 물리 어드레스에 맵핑하는 교체 관리 정보(1010)를 생성한다.

또한, 기존의 교체 관리 정보 리스트(1000)를 검색함으로써, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와 동일한 교체원 위치 정보(1012)를 갖는 교체 관리 정보(1010)가 기존의 교체 관리 정보 리스트(1000) 중에 발견되었는지의 여부를 결정하도록 하여도 좋다.

만약 발견된 경우에는 드라이브 제어부(311)는 그 특정한 위치를 나타내는 물리 어드레스를 새로운 교체처 위치 정보(1013)로서 설정하도록 그 교체 관리 정보(1010)를 갱신한다.

만약 발견되지 않은 경우에는 드라이브 제어부(311)는 새로운 교체 관리 정보(1010)를 생성하고, 그 새로운 교체 관리 정보(1010)를 교체 관리 정보 리스트(1000)에 추가한다.

다음으로, 드라이브 제어부(311)는 교체 관리 정보 리스트(1000)의 배열 전환을 한다. 예를 들면, 드라이브 제어부(311)는 상태 정보(1011)에 관해서 교체 관리 정보 리스트(1000)의 배열 전환을 하고, 다음에 교체원 위치 정보(1012)의 물리 어드레스에 관해서 교체 관리 정보 리스트(1000)의 배열 전환을 하여도 좋다.

이렇게 하여, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스를 그 특정한 위치를 나타내는 물리 어드레스에 맵핑하는 교체 관리 정보(1010)를 포함하는 새로운 교체 관리 정보 리스트(1000)가 생성된다.

(스텝 S114) 드라이브 제어부(311)는 상술한 기록 동작을 반영하도록 디스크 관리 정보를 갱신한다. 예를 들면, 드라이브 제어부(311)는 최종 데이터 기록 위치 정보(1107)를 갱신한다. 또한, 드라이브 제어부(311)는 최신의 기록상태를 반영하기 위해서 데이터가 기록된 트랙에 대응하는 트랙 관리 정보(210) 내의 LRA(213)을 갱신한다.

또한, 드라이브 제어부(311)는 새로운 교체 관리 정보 리스트(1000)나 트랙 관리 정보(210) 등의 갱신된 정보를 포함하는 새로운 디스크 관리 정보를 생성한다. 또한, 새로운 교체 관리 정보 리스트(1000)나 트랙 관리 정보(210)의 정보 기록 매체(100)상에서의 최신의 기록 위치를 나타내기 위해서, 새로운 디스크 관리 정보에 포함되는 교체 관리 정보 리스트 위치 정보(1102)나 세션 관리 정보 위치 정보(1109)를 설정한다.

드라이브 제어부(311)는 새로운 디스크 관리 정보를 정보 기록 매체(100)상의 소정의 영역(예를 들면, 일시 디스크 관리 정보 영역)에 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어한다. 이렇게 하여, 디스크 관리 정보가 최신의 상태로 갱신된다.

또한, 데이터의 기록이 종료한 후, 드라이브 장치(310)는 상술한 기록 동작의 결과를 호스트 장치(305)에 통지하도록 하여도 좋다. 기록 동작의 결과란 예를 들면, 데이터의 기록이 성공한 것, 또는, 데이터의 기록이 실패한 것 등을 나타내는 정보이다.

이러한 통지는 소정의 타이밍으로 호스트 장치(305)에 송신될 수 있다. 예를 들면, 스텝 S108의 종료시나, 스텝 S112에서 에러가 발생하였을 때에 이러한 통지를 호스트 장치(305)에 송신하도록 하여도 좋다. 또는, 데이터의 기록이 실제로 종료

하기 전에 이러한 통지를 호스트 장치(305)에 송신하도록 하여도 좋다. 예를 들면, 드라이브 장치(310)가 호스트 장치(305)로부터 기록 지시를 받아들이고, 그 기록 지시를 정확하게 해석할 수 있는 시점에서 기록 종료를 나타내는 통지를 호스트 장치(305)에 송신하도록 하여도 좋다.

또한, 상술한 교체 기록 처리에 있어서, 교체원의 ECC 클러스터의 위치로부터 PSN이 커지는 방향으로 미기록 영역을 검색하도록 하여도 좋다. 그러한 검색에 있어서 미기록 영역이 발견되면, 그 미기록 영역이 대체 클러스터로서 할당된다.

또한, 최초로 교체원 클러스터를 포함하는 트랙 내에서 미기록 영역을 검색하고, 다음에 그 트랙으로부터 PSN이 커지는 방향으로 순서로 각 트랙 내의 미기록 영역을 검색하도록 하여도 좋다.

미기록 영역이 발견되지 않은 채로 미기록 영역의 검색이 사용자 데이터 영역(108)의 종단에 도달한 경우에는, 그 사용자 데이터 영역(108)에 계속되는 영역인 외주 교체 영역(107)에 있어서 미기록 영역을 검색하도록 하여도 좋다.

또한, 미기록 영역이 발견되지 않은 채로 미기록 영역의 검색이 교체 영역(107)의 종단에 도달한 경우에는, 정보 기록 매체(100)의 내주측의 소정의 위치(예를 들면, 내주 교체 영역(106)의 선두, 사용자 데이터 영역(108)의 선두, 또는, 그 선두로부터 소정의 거리만큼 이격된 위치)로부터 PSN이 커지도록 미기록 영역을 검색하도록 하여도 좋다.

또한, 데이터 기록의 순서의 스텝 S105 및 스텝 S108에서는, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와 NWA를 비교함으로써, 그 데이터 기록이 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지를 결정하였다.

이러한 비교처리에 의해, 그 데이터 기록이 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지를 결정할 수 있는 것은, 정보 기록 매체(100)가 초기형의 정보 기록 매체이고, 또한, 그 초기형의 정보 기록 매체에 대하여 시퀀셜 기록이 행하여지기 때문이다.

본 발명에서 언급한, 사용자 데이터 영역을 사용한 교체 기록은 재기록형 광디스크에도 적용 가능하다. 그렇지만, 재기록형 광디스크의 경우에는 그 데이터 기록이 덮어쓰기 기록인지, 초기(또는 신규기록)인지를 결정하기 위해서는, 보다 복잡한 처리 순서가 필요해진다. 왜냐하면, 재기록형 광디스크의 경우에는, 광디스크상의 임의의 장소가 랜덤으로 재기록 가능하기 때문이다.

만약, 상술한 실시형태와 같이, 재기록형 광디스크상 빈 영역 관리를 드라이브 장치가 행하고자 하면, 배경기술의 설명에서 언급한 바와 같이, 예를 들면, SDL에 의해 재기록형 광디스크상의 모든 ECC 클러스터에 대응하는 교체 관리 정보를 관리할 필요가 있다. 게다가, 어떤 재기록형 광디스크상의 사용자 데이터 영역 중의 어떤 장소로의 데이터 기록이 덮어쓰기 기록인지, 신규기록인지는, 예를 들면, 교체 관리 정보 리스트(1000)를 전부 검색하여, 기록 완료인지의 여부를 판단할 필요가 있다. 마찬가지로, 어떤 ECC 클러스터가 대체 클러스터로서 이미 사용되고 있지 않은지의 여부를 알기 위해서 교체 관리 정보 리스트(1000)를 전부 검색할 필요가 있다. 이러한 처리는 교체 관리 정보 리스트(1000)의 용량에 따라서 처리량도 증대하고, 점점 더 용량이 증가되어 가는 광디스크에 대하여 큰 과제로 되어 버린다.

한편, 본 발명에 있어서는 초기형의 정보 기록 매체이고, 시퀀셜 기록이기 때문에, 어떤 트랙 내에서, NWA보다 작은 어드레스치를 가지는 영역은 전부 기록 완료인 것이 보증되어 있다.

따라서, 스텝 S105 및 108과 같은 비교처리에 의해, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 용량에 관계없이, 그 데이터 기록이 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지의 결정을 간단하게 하는 것이 가능해진다. 또한, 대체 클러스터도 NWA 이후의 위치로부터 선택하면 좋기 때문에 용이하게 선택하는 것이 가능하다.

또한, 초기형 광디스크의 랜덤 기록방식에 있어서 의사덮어쓰기 기록을 하는 경우도 재기록형 광디스크의 경우와 동일하다.

또한, 초기형 광디스크의 랜덤 기록방식의 경우에는 상술한 빈 영역 관리 정보(220)같은 특별한 구조가 필요하게 된다. 시퀀셜 기록방식의 빈 영역 관리에 비교하여 랜덤 기록방식의 빈 영역 관리 정보(220)는 드라이브 제어부(311)에 대한 처리부하가 대폭 커진다.

특히 시퀀셜 기록방식에 있어서는 오픈 트랙의 수를 파일 시스템에 대한 편리성을 손상시키지 않는 정도로 제한하는(예를 들면 최대 4개)것이 가능하다.

이 때, 오픈 트랙의 수는 파일 시스템의 구조에 의존하는 것이며, 광디스크의 용량이 늘어나더라도 영향을 받지 않지만, 한편, 랜덤 기록의 빈 영역 관리 정보(220)는 광디스크의 용량의 증가에 동반하여, 그 용량이 증가하고, 처리부하도 증대한다.

즉, 점점 더 용량이 증가하여 가는 광디스크에 대하여, 시퀀셜 기록방식에 있어서 의사덮어쓰기 방식을 하는 본 발명의 효과는 대단히 크다.

또한, 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지의 결정을 위해, NWA를, 최신의 트랙 관리 정보(210)에 포함되는 LRA(213)과 (수학식 1)에 따라서 결정하는 것이 발명의 특징이다.

데이터 기록에 의해서 생성된 LRA(213)을 디스크상에 기록하여 둠으로써, 정보 기록 매체(100)를 드라이브 장치(310)에 로딩하였을 때에, 최신의 LRA(213)을 찾아 내는 시간이 빨라진다.

그리고 LRA(213)을 사용하여 NWA를 산출함으로써, NWA의 정보를 트랙 관리 정보에 보존할 필요가 없고, 트랙 관리 정보의 데이터 구조를 간단하게 할 수 있다.

만약, 본 발명에 의하지 않으면, 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지의 결정을 하기 위해서, 예를 들면, 다음과 같은 순서가 필요하게 된다.

즉, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스를 포함하는 트랙을 결정하고, 그 트랙의 선두로부터 순차 ECC 클러스터를 조사하여, 기록 완료인지의 여부를 판단해야 한다.

그리고, 기록 지시된 위치의 ECC 클러스터가 기록 완료이면 의사덮어쓰기 기록이라고 결정한다.

이러한 처리는 특히 트랙의 용량이 커지면 처리량도 커져 버려 바람직하지 못하다.

한편, 본 실시형태이면, 트랙의 용량에 의하지 않고, 의사덮어쓰기 기록인지, 초기인지의 결정을 용이하게 하는 것이 가능해진다.

또한, 트랙 관리 정보 내(210)에 LRA(213)을 포함시킴으로써, 드라이브(10)가 기록 지시를 받았을 때, 기록처의 트랙을 결정하는 동시에, NWA의 결정을 용이하게 하는 것이 가능해진다.

도 9는 이러한 기록순서에 의해 데이터 파일이 기록된 후의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조를 도시한다.

도 9에서는 데이터 파일의 일례로서 데이터 파일(File-a; 460)에 대하여 설명한다. 데이터 파일(File-a; 460)에서는 상술한 기록순서에 있어서, 결합 클러스터 #1과 결합 클러스터 #2가 검출된 것으로 한다.

그 때문에, 결합 클러스터 #1을 대체 클러스터 #1로 교체시키는 것을 나타내는 교체 관리 정보와 결합 클러스터 #2를 대체 클러스터 #2로 교체시키는 것을 나타내는 교체 관리 정보를 포함하는 디스크 관리 정보가 디스크 관리 영역(104) 중에 기록되어 있는 것으로 한다.

도 9에 도시하는 바와 같이, 대체 클러스터 #1은 교체 영역(106)에 기록되어 있고, 대체 클러스터 #3은 사용자 데이터 영역(108)에 기록되어 있다.

또한, 데이터 파일(File-a; 460)은 그 기록이 행하여지고 나서, 의사덮어쓰기 기록에 의해, 내용이 개신되어 있다.

구체적으로는 개신 클러스터 #2 및 개신 클러스터 #4의 부분이 의사덮어쓰기 기록에 의한 개신부분에 상당한다.

의사덮어쓰기 기록에 의해 개신된 새로운 데이터는 개신 클러스터 #2 및 개신 클러스터 #4를 대체로서 할당된 대체 클러스터 #2 및 대체 클러스터 #4에 각각 기록되고, 대응하는 교체 정보가 디스크 관리 정보 영역(104) 중에 기록되어 있는 것으로 한다.

도 9에 도시하는 바와 같이, 대체 클러스터 #2는 교체 영역(106)에 할당되어 있고, 대체 클러스터 #4는 사용자 데이터 영역(108)에 할당되어 있다.

1-5. 재생 처리 순서(1)

파일의 재생 처리에 관해서, 도 10의 플로차트를 참조하여 설명한다. 여기에서는 도 9에 도시되는 데이터 파일(File-a; 460)을 재생하는 동작을 예로 들어 설명한다.

(스텝 S201) 데이터의 재생에 앞서서, 드라이브 제어부(311)는, 데이터 재생의 준비처리를 실행한다. 이러한 데이터 재생의 준비처리는, 예를 들면, 정보 기록 매체(100)가 드라이브 장치(310)에 로딩되었을 때에 실행된다. 예를 들면, 드라이브 제어부(311)는 정보 기록 매체(100)의 디스크 관리 정보 영역{104; 또는, 디스크 관리 정보 영역(105)}로부터 디스크 관리 정보를 판독한다.

드라이브 제어부(311)는, 사용자 데이터 영역(108)에 할당되어 있는 복수의 논리 어드레스와 복수의 물리 어드레스의 대응관계를 나타내는 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 결정하기 위해서, 그 디스크 관리 정보로부터, 사용자 데이터 영역 개시 위치 정보(1103), 사용자 데이터 영역 종단 위치 정보(1104), 교체 영역 정보(1105) 등을 취득한다.

이후, 드라이브 제어부(311)는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 논리 어드레스와 초기 물리 어드레스의 변환을 한다.

(스텝 S202) 우선, 시스템 제어부(301)는, 드라이브 장치(310)에 재생 지시를 내리고, 정보 기록 매체(100)의 소정의 위치(예를 들면, LSN=256)에 기록되어 있는 AVDP를 재생한다.

또, AVDP는 UDF 규격에서 정해진 파일 시스템 정보의 기점이 되는 데이터 구조이고, 볼륨 구조 영역(410) 및 볼륨 구조 영역(411)에 기록된다.

(스텝 S203) 다음으로, 시스템 제어부(301)는, AVDP로부터, 볼륨 구조 영역(410) 중에 기록되어 있는 주볼륨 기술자열(410a; 記述子列)의 위치 정보를 취득한다. 시스템 제어부(301)는 또, 드라이브 장치(310)에 지시를 내리고 주볼륨 구조(410a)를 재생한다.

시스템 제어부(301)는, 또, 재생한 주볼륨 기술자열(410a)로부터 순차, 데이터 구조를 판독하고, FE(메타데이터 파일; 441)의 위치 정보(LSN)를 취득한다.

(스텝 S204) 다음으로, 시스템 제어부(301)는, 파일 구조의 재생을 한다. 파일 구조의 재생을 위해, 시스템 제어부(301)는, 취득한 FE(메타데이터 파일; 441)의 위치 정보(LSN)를 바탕으로, 드라이브 장치(310)에 재생 지시를 하여, FE(메타데이터 파일; 441)를 재생한다.

여기에서, 시스템 제어부(301)는, 취득한 FE(메타데이터 파일; 441)의 정보로부터, 메타데이터 파일(440)의 위치 정보를 얻고, 메타데이터 파일(440)로 액세스 가능해진다.

(스텝 S205) 이후, 통상의 UDF 규격의 재생순서에 의해, FSD(433), FE(ROOT; 442), FE(File-a; 443), 데이터 파일(File-a; 460)의 순서로 재생이 행하여진다(디렉토리 파일의 재생에 관해서는 설명을 생략한다).

상술한 재생 처리의 각 스텝에서, 호스트 장치(305)로부터 드라이브 장치(310)에 재생 지시가 출력된다. 드라이브 장치(310)의 드라이브 제어부(311)는, 호스트 장치(305)로부터 재생 지시를 받아들이고, 그 재생 지시에 따라 재생 처리를 실행한다.

재생 지시는, 데이터가 재생되어야 하는 위치를 나타내는 논리 어드레스를 포함한다. 논리 어드레스는, 예를 들면, 논리 섹터 번호(LSN)에 의해서 표시된다. 또는, 논리 어드레스는, 논리 블록 어드레스(LBA)에 의해서 표시되어도 좋다. 또, 재생 지시는, 예를 들면, READ 커맨드이다.

드라이브 제어부(311)는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑(예를 들면, 도 12 참조)에 따라서, 재생 지시에 포함되는 논리 어드레스를 물리 어드레스로 변환한다.

다음으로, 드라이브 제어부(311)는, 교체 관리 정보 리스트(1000)를 검색함으로써, 재생 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와 동일한 교체원 위치 정보(1012)를 갖는 교체 관리 정보(1010)가 교체 관리 정보 리스트(1000) 중에 발견되었는지의 여부를 결정한다.

만약 발견된 경우에는, 드라이브 제어부(311)는, 그 교체 관리 정보(1010)의 교체처 위치 정보(1013)를 참조하여, 그 교체처 위치 정보(1013)에 의해서 나타내지는 위치로부터 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어한다.

만약 발견되지 않은 경우에는, 드라이브 제어부(311)는, 재생 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 의해서 나타내지는 위치로부터 데이터를 재생하도록 기록 재생부(314)를 제어한다. 이렇게 하여 재생된 데이터는, 호스트 장치(305)에 회신된다.

1-6. 기록 처리 순서(2)

도 11은, 교체 관리 정보(1010B)의 데이터 구조를 도시한다. 교체 관리 정보(1010B)는, 도 5b에 도시되는 교체 관리 정보(1010)의 다른 실시형태를 도시한다.

도 11의 교체 관리 정보(1010B)에서는, 상태 정보(1011)로서 다음의 3개의 정보를 포함한다. 이 3개의 정보를 도 11에 도시하는 바와 같이, Flag1, Flag2, Flag3으로 한다.

Flag1은, 교체 관리 정보(1010B)의 분류를 위한 정보로, 그 교체 정보가 대체 기록을 위한 것인지, 결합 클러스터를 지시하기 위한 것인지를 나타내는 정보를 포함한다.

Flag2는, 교체 관리 정보(1010B)가 관리하는 대체 클러스터의 기록 위치에 관한 정보로, 교체 영역 중 또는 교체처가 없는지, 사용자 데이터 영역 중인지를 나타내는 정보를 포함한다.

Flag3은 교체 관리 정보(1010B)가 관리하는 클러스터의 수에 관한 정보로, 그 교체 정보가 단일 클러스터에 대응하는 것인지, 연속적인 복수 클러스터에 대응하는 것인지를 나타내는 정보를 포함한다. 연속적인 복수 클러스터에 대응하는 경우에는, Flag3은, 연속 영역의 개시 위치에 대응하는지, 종료 위치에 대응하는지를 나타내는 정보를 더욱 포함한다.

이후, 도 11에 따라서, 본 발명의 상세한 기록순서에 대해서 설명한다.

또, 이후에서는 필요에 따라서 교체 관리 정보의 종별을 도 11의 우단 열의 기호를 사용하여 나타내기로 한다. 예를 들면, 제 1 행째의 Flag1=1(대체용), Flag2=0(교체 영역으로의 대체), Flag3=00(단일 클러스터)이라는 상태 정보(1011)를 가지는 교체 관리 정보는, 교체 관리 정보(1)라고 표기한다.

도 12는, 본 발명에 있어서의 정보 기록 매체(100)상에서의, 물리 어드레스 공간과 논리 어드레스 공간의 데이터 구조의 예시도이다.

또한, 도 12는, 호스트 장치(305)로부터 보았을 때의 정보 기록 매체(100)상에서의 위치를 나타내는 논리 어드레스인 논리 섹터번호(LSN)와, 정보 기록 매체(100)상에서의 실제의 위치를 나타내는 물리 어드레스인 물리 섹터번호(PSN)의 초기 상태에 있어서의 대응관계도 나타내고 있다. 이러한 대응관계를 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑이라고 부른다(도면 중, 과선화살표시로 도시한다. 이후 동일함).

도 12에 도시되는 하나의 행이 하나의 ECC 클러스터에 대응한다. 도 12에서는, 물리 어드레스(PSN)와, 그 물리 어드레스에 할당되어 있는 논리 어드레스(LSN)가 동일행에 나타내져 있다.

도 12에 있어서, PSN 및 LSN의 값은, 대응하는 ECC 클러스터의 선두 섹터로부터 종단 섹터의 PSN 및 LSN의 값으로서 도시되어 있다.

여기에서는, 1개의 ECC 클러스터가 32섹터로 구성되는 경우를 예로 하고 있지만 다른 구성이어도 상관없다.

PSN은 내주 교체 영역(106), 외주 교체 영역(107) 및 사용자 데이터 영역(108)에 할당된다.

그리고, 사용자 데이터 영역(108)의 선두로부터 트랙이 할당되어 있는 것으로 한다. 도 12의 상태에서는 데이터가 완전히 기록되어 있지 않기 때문에 LRA(500)는, 사용자 데이터 영역(108)의 선두를 가리킨다.

한편, LSN은, 사용자 데이터 영역(108)(또는 볼륨 공간(109))에만 할당된다.

호스트 장치(305)는, 이 LSN을 사용하여 정보 기록 매체(100)상의 특정한 논리 섹터를 지정하여, 기록이나 재생 지시를 한다.

드라이브 장치(310)는, 호스트 장치(305)로부터 받아들인 LSN을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 PSN으로 변환하고, 얻어진 PSN에 따라서 물리 섹터나 ECC 클러스터로의 액세스를 한다.

이후에서 설명하는 대체 기록에 있어서는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑을 기본으로 하여, 이 대응관계와 다른 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑이 필요한 때에 교체 관리 정보(1010)가 사용된다.

또, 도 12에 있어서의 PSN이나 LSN의 값은, 설명을 위한 예에 지나지 않고, 정보 기록 매체(100)의 구성이나 용량에 따라서 실제의 값은 다르다.

또한, 상술한 바와 같이, 디스크 관리 정보나 교체 영역의 용량은 가변이지만, 이들의 용량은 호스트 장치(305)로부터의 지시 등에 의해 행하여지는 포맷 처리시에 결정된다. 그리고, 포맷 처리 후에 있어서는, 사용자 데이터 영역(108)의 개시 및 종료 위치는 변화하지 않는다.

초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑은, 디스크 관리 정보에 포함되는 디스크 구조 정보(1100)의 정보(더욱 상세하게는, 사용자 데이터 영역 개시 위치 정보(1103), 사용자 데이터 영역 종단 위치 정보(1104), 교체 영역 정보(1105) 등)로부터, 소정의 연산 등에 의해 일의로 결정하는 것이 가능하다.

도 12 내지 도 17b를 참조하여, 도 11에 도시되는 교체 관리 정보(1010B)의 사용예에 관해서 설명한다.

우선, 도 12의 상태에서부터 도 13a의 상태로의 변화에 관해서 설명한다.

호스트 장치(305)는, LSN=0의 위치에 데이터 "A"를 신규로 기록하도록 지시한다.

이 기록 지시를 받아들인 드라이브 장치(310)는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 LSN=0을 PSN=1100으로 변환하고, PSN=1100의 위치에, 데이터 "A"를 기록한다.

다음으로, 드라이브 장치(310)는, 기록한 데이터를 베리파이한다. 여기서는 베리파이가 성공한 것으로 한다.

또, 호스트 장치(305)는, LSN=0의 위치에 데이터 "A1"을 의사덮어쓰기 기록하도록 지시한다.

이 기록 지시를 받아들인 드라이브 장치(310)는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 LSN=0을 PSN=1100으로 변환하고, PSN=1100의 위치에 RMW 처리를 한다. 그리고, 교체 영역(106) 중의 PSN=100의 위치에, 데이터 "A1"을 기록한다.

이 때, 드라이브 장치(310)에 의해 교체 관리 정보(511)가 생성된다. 교체 관리 정보(511)의 교체원에는, 데이터 "A"의 기록 위치인 PSN=1100이 설정되어 있고, 교체 관리 정보(511)의 교체처에는, 데이터 "A1"의 기록 위치인 PSN=100이 설정되어 있다. 교체 관리 정보(511)의 상태 정보(1011)는, 도 11에 따라서 설정되어 있다.

또, 교체 관리 정보(511)는, 도 13a 중의 실선 화살표시에 대응한다. 화살표시의 기점이 교체원을 나타내고, 화살표시의 선이 교체처를 나타낸다(이후 동일함).

또 도 13a에서는, 호스트 장치(305)는, LSN=2의 위치에 데이터 "B"를 기록하도록 지시한다.

데이터 "B"의 기록에 있어서 베리파이에 실패하였다고 하면, 데이터 "B"는, 내주 교체 영역(106) 내의 PSN=132의 위치에 기록된다.

이 교체 기록에 대응하여 교체 관리 정보(512)가 생성된다. 교체 관리 정보(512)의 교체원에는 PSN=1032가 설정되어 있고, 교체 관리 정보(512)의 교체처에는 PSN=132가 설정되어 있다. 교체 관리 정보(512)의 상태 정보(1011)도 마찬가지로, 도 11에 따라서 설정되어 있다.

상기한 기록 후의 데이터 배치와 교체 관리 정보 리스트는 도 13a 및 도 13b와 같이 된다. 도 13b의 교체 관리 정보 리스트(1000A)에서는 교체 관리 정보(1)가 사용되고 있다.

한편, 도 14a 및 도 14b는, 교체 관리 정보(4, 7)가 사용될 때의 상태를 설명하기 위한 도면이다.

여기에서는, 호스트 장치(305)는, LSN=64의 위치에 데이터 "C"의 기록을 지시한다. 이 기록 지시에 따라, 드라이브 장치(310)는 데이터 "C"를 PSN=1164의 위치에 기록한다. 여기서 베리파이의 결과가 에러이었다고 하면, 사용자 데이터 영역(108) 내의 미기록 영역(PSN=1196)이 할당되고, 데이터 "C"는, PSN=1196의 위치에 대체 기록된다.

이 결과에 따라서, 교체 관리 정보(513)가 생성된다.

또 호스트 장치(305)는, LSN=128의 위치에 데이터 "D"의 기록 지시를 하고, 그 후, 데이터 "D1"의 기록을 지시한다.

그리고, 데이터 "D1"의 기록 후의 베리파이가 실패하였다고 하면, 데이터 "D1"은, PSN=1292의 위치에 대체 기록된다.

이 때, 교체 관리 정보(514)가 생성된다.

또한, PSN=1260은, 대체처가 없는 결합 클러스터가 되어, 대응하는 교체 관리 정보(515)가 생성된다.

또, 호스트 장치(305)가 LSN=128의 위치에 데이터 "D2"의 의사덮어쓰기 기록을 지시하였다고 하면, 데이터 "D2"는, PSN=1324의 위치에 대체 기록된다.

이 때, 교체 관리 정보(514A)가 생성된다. 한편, 교체 관리 정보(514)는 불필요하게 되기 때문에, 교체 관리 정보 리스트(1000)로부터는 삭제된다.

이상의 기록 처리의 후에는, LRA는 500B의 위치에 갱신된다.

또, 교체 관리 정보 리스트(1000B; 도 14b)는, 상태 정보(1011) 중의 Flag1에 관해서 배열 전환이 행해지고, 다음에 교체 원 위치 정보(1012)의 PSN의 값에 관해서 배열 전환이 행하여진다.

도 15a 및 도 15b는, 교체 관리 정보(5, 6)가 사용될 때의 상태를 설명하기 위한 도면이다.

여기에서는, 호스트 장치(305)는, LSN=256 내지 X1의 위치에 데이터 "E"를 기록하도록 지시한다.

이 때, 베리파이에 실패하여, 데이터 "E"는, PSN=x2 내지 x3의 위치에 대체 기록되었다고 하면, 교체 관리 정보(516) 및 교체 관리 정보(517)가 생성된다. 각각의 교체 관리 정보는, 대체 기록의 개시 위치에 상당하는 ECC 클러스터의 선두 PSN 및 종료 위치에 상당하는 ECC 클러스터의 선두 PSN을 나타낸다.

도 16a 및 도 16b에서 또, 호스트 장치(305)는, LSN=257 내지 X1의 위치에 데이터 "E1"을 의사덮어쓰기 기록하도록 지시하였다고 한다.

이 때, 데이터 "E1"은, 도 15a에서는 미기록 영역이었던 PSN=x4 내지 x5의 위치에 기록된다.

그리고, 이 교체의 개시점을 나타내는 정보로서 교체 관리 정보(516A)가, 대체 기록의 종료점을 나타내는 정보로서 교체 관리 정보(517A)가 생성된다.

이 시점에서, 교체 관리 정보(516, 517)는 불필요하게 되기 때문에, 교체 관리 정보 리스트로부터는 삭제된다.

또, 도 15a 및 16a에서는, 대체 기록처를 전부 사용자 데이터 영역 내(108)로 하였지만, 물론 교체 영역(106) 내로 하여도 좋다. 이 경우, 교체 관리 정보(2, 3)가 사용된다.

또, 도 8a를 참조하여 설명한 바와 같이, 갱신된 교체 관리 정보 리스트는, 디스크 관리 정보 영역에 기록된다.

1-7. 재생 처리 순서(2)

이와 같이, 기록된 데이터를 재생할 때는, 이하와 같은 처리가 행하여진다.

데이터의 재생에 앞서, 드라이브 제어부(311)는, 데이터 재생의 준비처리를 실행한다. 이러한 데이터 재생의 준비처리는, 예를 들면, 상술한 스텝 S201과 같다

그리고, 예를 들면, 도 13a의 상태에 있어서, LSN=32의 데이터 "B"의 재생 지시가 호스트 장치(305)로부터 행하여졌다고 하면, 드라이브 장치(310)는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, PSN=1132를 얻는다.

그래서 드라이브 장치(310)는, 최신의 교체 관리 정보 리스트(1000)로부터, 교체원으로서 PSN=1132를 가지는 교체 관리 정보를 검색한다.

여기에서는, 교체 관리 정보(512)가 발견되기 때문에, 거기에서 교체처의 PSN=132를 취득한다.

드라이브 장치(310)는, PSN=132로부터 데이터 "B"를 재생하고, LSN=32의 재생 데이터로서 호스트 장치(305)로 회신한다.

호스트 장치(305)가 지정하는 LSN이 변하였다고 해도 드라이브 장치(310)측의 처리는 같다. 받아들인 LSN을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 PSN으로 변환하고, 대응하는 교체 관리 정보가 발견되면, 대체 클러스터로부터 데이터를 재생한다. 대응하는 교체 관리 정보가 발견되지 않으면, 그대로 PSN에 따라서 재생을 하면 된다.

이상으로부터, 정보 기록 매체(100)의 의사덮어쓰기 기록에 있어서, 사용자 데이터 영역을 교체처로서 낭비없이 사용하는 것이 가능해진다.

1-8. 기록 처리 순서(3)

도 18은, 상술한 교체 관리 정보(1010)나 교체 관리 정보(1010B)와 같은 교체 관리 정보의 다른 구성예인 DFL 엔트리(2010)를 도시한다.

DFL 엔트리(2010)에 포함되는 스테이터스 1(2011A) 및 스테이터스 2(2011B), 결합 클러스터 선두 PSN(2012), 대체 클러스터 선두 PSN(2013)은, 각각 상술한, 상태 정보(1011), 교체원 위치 정보(1012), 교체원 위치 정보(1013)와 같은 것이다.

여기에서, 도 5b를 참조하여 설명한 것과 같이, 결합 클러스터 선두 PSN(2012)과 대체 클러스터 선두 PSN(2013)은, 대응하는 ECC 클러스터의 선두 섹터의 물리 어드레스(예를 들면, PSN)를 사용하여 나타내져도 좋다. 결합 관리 및 의사덮어쓰기 기록에 있어서, ECC 클러스터 단위에서의 맵핑이 행하여지기 때문이다.

여기에서 스테이터스 1(2011A)은, 적어도 교체 관리 정보(1010B)에서의 Flag1 및 Flag2와 같은 정보를 포함한다. 즉, 예를 들면, 스테이터스 1(2011A)의 값이 "1000"인 경우는, 그 교체 정보는 교체처가 없다는 것을 나타낸다(Flag2=0으로 교체처가 없는 경우에 상당). 이 경우, 대체 클러스터 선두 PSN(2013)에는 "0"이 설정된다.

한편, 교체처가 존재하는 경우는, 스테이터스 1에 "0000"이 설정된다(Flag2=0으로 교체처가 있는 경우에 상당).

또한, 스테이터스 2(2011B)는, 적어도 교체 관리 정보(1010B)에서의 Flag3과 같은 정보를 포함한다.

즉, 예를 들면, 스테이터스 2(2011B)의 값이 "0000"인 경우는, 그 교체 정보는 단일 클러스터에 대응한다(Flag3=00에 상당).

마찬가지로, 스테이터스 2의 값이, 예를 들면, "0001"인 경우는, 그 교체 정보는 복수의 클러스터를 포함하는 연속 영역의 개시 클러스터의 선두 섹터의 위치에 대응한다(Flag3=01에 상당). 한편, "0010"인 경우는, 복수의 클러스터를 포함하는 연속 영역의 종단 클러스터의 선두 섹터의 위치에 대응한다(Flag3=10에 상당).

이 DFL 엔트리(2010)는 모든 실시형태에 적용 가능하다.

다음으로, 도 18에 도시한 DFL 엔트리(2010)의 데이터 구조와, 도 19a의 플로차트를 참조하여, 상술한 도 8a를 사용하여 설명한 스텝 S113에 있어서의 교체 관리 정보에 대한 처리예를 더욱 자세히 설명한다.

여기에서는, 도 8a의 스텝 S112에서 의사덮어쓰기 기록을 위한 교체처에 대한 기록이 행해지고, 스텝 S113으로 진행한 경우를 상정한다.

(스텝 S301) 우선, 이 의사덮어쓰기 기록이, 1회째의 덮어쓰기 기록인지, 2회째 또는 그 이후의 덮어쓰기 기록인지를 판단한다.

이 판단은, 예를 들면, 최신의 교체 관리 정보 리스트에 대하여, 도 8a의 스텝 S103에서 얻어진, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값을, 결합 클러스터 선두 PSN(2012)의 값을 가지고 DFL 엔트리(2010)를 검색함으로써 할 수 있다.

이 최신의 교체 관리 정보 리스트는, 예를 들면, 스텝 S101(도 8a)에 있어서, 디스크 관리 정보 영역으로부터 재생되어, 메모리 회로(312)에 유지된다.

만약, 해당하는 교체 관리 정보(예를 들면, DFL 엔트리(2010))가 교체 관리 정보 리스트 중에 발견되지 않은 경우에는, 1회째의 의사덮어쓰기 기록이라고 하고, 처리는 스텝 S302로 진행한다.

해당하는 교체 관리 정보가 교체 관리 정보 리스트 중에 발견된 경우에는, 2회째의 의사덮어쓰기 기록이라고 하고, 처리는 스텝 S304로 진행한다.

또, 의사덮어쓰기 기록이, 1회째의 덮어쓰기 기록인지, 2회째 또는 그 이후의 덮어쓰기 기록인지의 판단은, 다른 스텝에서 미리 행하여 두어도 좋다. 예를 들면, 스텝 S106에서 행하여도 좋다. 그 때의 판단결과를 유지하여 두고, 스텝 S301에서 사용하도록 하여도 좋다.

(스텝 S302) 1회째의 교체 기록인 경우는 다음의 처리를 한다.

우선, 드라이브 제어부(311)에 의해 새로운 DFL 엔트리(2010)가 드라이브 장치(310)의 메모리 회로(312)상에 생성된다.

(스텝 S303) 다음으로, 이 DFL 엔트리(2010)에 값을 설정한다.

즉, 스테이터스 1(2011A)에 대하여 적절한 값을 설정한다. 예를 들면, 교체처가 존재하는 교체 기록이면 "0000"이 설정된다.

다음으로, 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에 대하여, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 위치하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값을 설정한다.

다음으로, 대체 클러스터 선두 PSN(2013)에 대하여, 직전의 교체 기록에 있어서, 실제로 데이터가 기록된 대체 클러스터의 선두 PSN의 값을 설정한다.

또, 이 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 2(2011B)에 대하여 적절한 값을 설정한다. 예를 들면, 단일 클러스터의 교체 기록이면 "0000"이 설정된다.

(스텝 S304) 2회째 이후의 교체 기록인 경우는 다음의 처리를 한다.

즉, 직전의 스텝에서 발견된 DFL 엔트리(2010)에 대한 개선 처리를 하기 위해서, 스텝 S305로 진행한다.

(스텝 S305) 우선, 이 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 1(2011A)을 적절한 값으로 갱신한다. 예를 들면, 교체처가 존재하는 교체 기록이면 "0000"이 설정된다.

다음으로, 대체 클러스터 선두 PSN(2013)을, 직전의 교체 기록에 있어서, 실제로 데이터가 기록된 대체 클러스터의 선두 PSN의 값으로 갱신한다. 즉, 새로운 교체처가 설정된다.

또, 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에 관해서는, 같은 ECC 클러스터에 대한 2회째 이후의 교체 기록이기 때문에, 변경할 필요는 없고, 같은 값을 유지하면 된다.

또, 이 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 2(2011B)를 적절한 값으로 갱신한다. 예를 들면, 단일 클러스터의 교체 기록이면 "0000"이 설정된다.

(스텝 S306) 이상의 처리에 의해, 교체 관리 정보 리스트의 갱신이 행하여진다. 즉, 새로운 DFL 엔트리(2010)의 추가 또는, 기존의 DFL 엔트리(2010)의 값이 갱신된다.

그리고, 교체 관리 정보 리스트의 배열 전환을 한다. 이 배열 전환은 예를 들면, 스테이터스 1(2011A)에 관해서 배열 전환을 한다. 또, 결합 클러스터 선두 PSN(2012), 스테이터스 2(2011B), 대체 클러스터 선두 PSN(2013)의 순서로 보통 배열 전환을 한다.

이상으로 도 8a의 스텝 S113은 종료한다. 여기에서 얻어진, 최신의 교체 관리 정보 리스트는, (일시)디스크 관리 정보 영역에 추가된다.

또, 상술한 처리예에서는, 의사덮어쓰기 기록을 위한 교체 기록이 행하여진 경우에 관해서 설명하였지만, 이것이, 결합 클러스터의 발생에 의한 교체 기록에 관해서도 마찬가지로 적용 가능하다.

그런데, 배경 기술에서 도 33a 및 도 33b를 참조하여 설명한 바와 같이, 종래의 초기형 광디스크의 결합 관리에 있어서는, 교체 기록이 발생할 때마다 기존의 교체 관리 정보를 남기고, 새로운 교체 관리 정보를 추가하였다.

이러한 방법을, 본 실시형태와 같이, 사용자 데이터 영역을 교체처로서 사용하는 기록방법에 적용하면, 교체 기록이 발생할 때마다 교체 관리 정보가 증가하여, 교체 관리 정보 리스트의 용량이 커지기 때문에, 드라이브 장치 등의 실장상 바람직하지 못하다.

특히, 종래의 초기형 광디스크의 결합 관리에 있어서는, 일단 교체된 클러스터는 다시 교체되지는 않았지만, 본 실시형태와 같이, 의사덮어쓰기 기록이 행하여지는 경우는, 몇번이나 교체 기록의 대상이 될 수 있다. 그 때문에, 교체 관리 정보 리스트의 용량은 대단히 커질 가능성이 있다.

또한, 같은 결합 클러스터 선두 PSN(2012)의 값을 가지는 교체 관리 정보가 교체 관리 정보 리스트 중에 복수 존재하게 되어, 최신의 교체 관리 정보를 얻기 위해서 또 추가의 처리나 기구가 필요하게 된다.

또한, 개서형 광디스크의 결합 관리에 있어서는, 모든 교체처 클러스터에 대하여, 이미 교체처로서 사용 완료인지의 여부에 관계 없이, 교체 관리 정보를 설치하였다.

이러한 방법을, 본 실시형태와 같이, 사용자 데이터 영역을 교체처로서 사용하는 방법에 적용하면, 처음부터 대단히 대량의 교체 관리 정보가 필요하게 되어, 역시 실장상 바람직하지 못하다.

한편, 도 19a를 사용한 방법에 의하면, 필요 최저한의 결합 관리 정보만을 생성하여, 관리하면 좋고, 최신의 교체 관리 정보도 용이하게 찾아 내는 것이 가능해진다.

1-9. 기록 처리 순서(4)

도 19b를 참조하여, 데이터 기록의 순서에 있어서의 교체 관리 정보의 처리예를 더욱 자세히 설명한다.

도 19b에 도시되는 각 스텝은, 도 8a에 도시되는 스텝 S113에 포함된다. 이하의 설명에서는, 도 18에 도시한 교체 관리 정보의 일례인 DFL 엔트리(2010)의 데이터 구조를 참조한다.

또, 여기에서는, 도 8a의 스텝 S112에 있어서 의사덮어쓰기 기록을 위한 교체처에 대한 기록이 행해지고, 스텝 S113으로 진행한 경우를 상정한다.

(스텝 S601) 드라이브 제어부(311)는, 기록 지시에 의해서 지정된 영역이 물리 어드레스 공간에서 연속 영역인지의 여부를 결정한다.

예를 들면, 드라이브 제어부(311)는, 기록 지시에 의해서 지정되는 기록 위치와 기록 지시에 의해서 지정되는 기록되어야 하는 데이터의 용량에 기초하여 물리 어드레스 공간상의 영역의 사이즈를 결정한다. 이렇게 하여 결정된 물리 어드레스 공간상의 영역의 사이즈가 1개 ECC 클러스터의 사이즈보다도 큰 경우에는, 드라이브 제어부(311)는, 기록 지시에 의해서 지정된 영역이 물리 어드레스 공간에서 연속 영역이라고 결정한다.

스텝 S601의 판정 결과가 「예」인 경우에는, 처리는 스텝 S602로 진행한다. 스텝 S601의 판정 결과가 「아니오」인 경우에는, 처리는 스텝 S603으로 진행한다.

(스텝 S602) 드라이브 제어부(311)는, 스텝 S112에 있어서 실제로 데이터가 기록된 영역이 물리 어드레스 공간에서 연속 영역인지의 여부를 결정한다.

예를 들면, 스텝 S112에서 기록 처리를 실시한 영역의 사이즈가 기록 지시에 의해서 지정된 영역의 사이즈와 같았던 경우, 드라이브 제어부(311)는, 스텝 S112에 있어서 실제로 데이터가 기록된 영역이 물리 어드레스 공간에 있어서 연속 영역이라고 결정한다.

스텝 S602의 판정 결과가 「예」인 경우에는, 처리는 스텝 S604로 진행한다. 스텝 S602의 판정 결과가 「아니오」인 경우에는, 처리는 스텝 S603으로 진행한다.

(스텝 S603) 드라이브 제어부(311)는, 예를 들면, 도 19a를 참조하여 처리를 한다.

(스텝 S604) 드라이브 제어부(311)는, 의사덮어쓰기 기록이, 1회째의 덮어쓰기 기록인지, 2회째 또는 그 이후의 덮어쓰기 기록인지를 결정한다.

이러한 결정은, 예를 들면, 최신의 교체 관리 정보 리스트를 검색함으로써, 스텝 S601에서 결정된 연속 영역과 같은 영역을 나타내는 교체원 위치 정보를 갖는 제 1 DFL 엔트리(2010)(스테이터스 2(2011B)="0001")와 제 2 DFL 엔트리(2010)(스테이터스 2(2011B)="0010")이 교체 관리 정보 리스트 중에 발견되는지의 여부에 따라서 행하여진다.

해당하는 제 1 DFL 엔트리(2010)와 제 2 DFL 엔트리(2010)가 교체 관리 정보 리스트 중에 발견되지 않은 경우에는, 1회째의 의사덮어쓰기 기록이라고 하고, 처리는 스텝 S605로 진행한다.

해당하는 제 1 DFL 엔트리(2010)와 제 2 DFL 엔트리(2010)가 교체 관리 정보 리스트 중에 발견된 경우에는, 2회째의 의사덮어쓰기 기록이라고 하고, 처리는 스텝 S607로 진행한다.

(스텝 S605) 드라이브 제어부(311)는, 새로운 제 1 DFL 엔트리(2010)와 새로운 제 2 DFL 엔트리(2010)를 생성하고, 이를 메모리 회로(312)에 격납한다.

(스텝 S606) 드라이브 제어부(311)는, 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)에 값을 설정한다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 1(2011A)에는, 교체처가 존재하는 교체 기록인 것을 나타내는 "O000"이 설정된다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에는, 기록 지시에 의해서 지정된 영역의 개시 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 교체 클러스터 선두 PSN(2013)에는, 실제로 데이터가 기록된 연속 영역의 개시 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 2(2011B)에는, 연속 영역의 개시 위치인 것을 나타내는 "O001"이 설정된다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 1(2011A)에는, 교체처가 존재하는 교체 기록인 것을 나타내는 "O000"이 설정된다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에는, 기록 지시에 의해서 지정된 영역의 종단 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다. 기록 지시에 의해서 지정된 영역의 종단 위치는, 예를 들면, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스와, 기록되어야 하는 데이터의 데이터 길이로부터 구해진다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 교체 클러스터 선두 PSN(2013)에는, 실제로 데이터가 기록된 연속 영역의 종단 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 스테이터스 2(2011B)에는, 연속 영역의 종단 위치인 것을 나타내는 "0010"이 설정된다.

(스텝 S607) 드라이브 제어부(311)는, 스텝 S604에 있어서 발견된 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)에 대한 갱신 처리를 한다. 구체적으로는, 이 갱신 처리는, 스텝 608에 있어서, 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)에 값을 설정함으로써 행하여진다.

(스텝 S608) 드라이브 제어부(311)는, 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)에 값을 설정한다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 교체 클러스터 선두 PSN(2013)에는, 실제로 데이터가 기록된 연속 영역의 개시 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다. 즉, 새로운 교체처 영역의 개시 위치가 설정된다.

제 1 DFL 엔트리(2010)의 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에 관해서는, 변경의 필요는 없고, 같은 값을 유지하면 좋다. 같은 ECC 클러스터에 대한 2회째 이후의 교체 기록이기 때문이다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 교체 클러스터 선두 PSN(2013)에는, 실제로 데이터가 기록된 연속 영역의 종단 위치를 포함하는 ECC 클러스터의 선두 PSN의 값이 설정된다. 즉, 새로운 교체처 영역의 종료 위치가 설정된다.

제 2 DFL 엔트리(2010)의 결합 클러스터 선두 PSN(2012)에 관해서는, 변경의 필요는 없고, 같은 값을 유지하면 좋다. 같은 ECC 클러스터에 대한 2회째 이후의 교체 기록이기 때문이다.

(스텝 S609) 상술한 처리에 의해, 교체 관리 정보 리스트의 갱신이 행하여진다. 즉, 새로운 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)가 교체 관리 정보 리스트에 추가된다. 또는, 교체 관리 정보 리스트 내의 기존의 제 1 및 제 2 DFL 엔트리(2010)의 값이 갱신된다.

교체 관리 정보 리스트의 배열 전환이 행하여진다. 이 배열 전환은, 예를 들면, 갱신 관리 정보의 스테이터스 1(2011A)의 순서로 행하여진다. 또, 배열 전환은, 결합 클러스터 선두 PSN(2012), 스테이터스 2(2011B), 교체 클러스터 선두 PSN(2013)의 순서로 행하여진다.

이상에서 도 8a의 스텝 S113은 종료한다. 여기에서 얻어진, 최신의 교체 관리 정보 리스트는, (일시)디스크 관리 정보 영역에 초기된다.

또, 상술한 처리예에서는, 의사덮어쓰기 기록을 위한 교체 기록이 행하여진 경우에 관해서 설명하였지만, 이것이, 결합 클러스터의 발생에 의한 교체 기록에 관해서도 같이 적용 가능하다.

도 20a로부터 도 24b를 사용하여, 기록 처리 순서에 관해서 더욱 설명한다.

도 20a는, 도 13a 등과 같이, 정보 기록 매체(100)상의 물리 어드레스 공간과 논리 어드레스 공간을 도시한다. 도 20a에서 는, 포맷 처리 직후에, LSN=0의 위치에 데이터 "A0"이 기록된 상태를 도시한다. 물리 어드레스 공간에서는, PSN=1000의 위치에 데이터 "A0"이 기록되어 있다.

이 때, LSN=0과 PSN=1000은 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑의 관계를 유지하고 있다.

그 때문에, 도 20b에 도시하는 도 20a에 대응하는 교체 관리 정보 리스트는 교체 관리 정보는 포함되어 있지 않고, 헤더 정보(1001)만을 포함한다.

다음으로, 도 20a의 상태에서, 호스트 장치(305)로부터 LSN=0의 위치에 데이터 "A1"을 기록하도록 지시가 이루어졌다고 한다. 이 기록이 행하여진 후의 상태를 도 21a에 도시한다.

도 21a에 도시하는 바와 같이, PSN=1000의 위치는 이미 기록 완료이기 때문에, 데이터 "A1"은, 예를 들면 사용자 데이터 영역 중의 PSN=1132의 위치로 교체된다.

이 때의 교체 기록은, 1회째의 교체 기록이기 때문에, 도 19a를 사용하여 설명한 스텝 S302 이후의 순서에 따라서, 도 21b에 나타내는 DFL 엔트리2100A가 교체 관리 정보 리스트에 추가된다.

다음으로, 도 21a의 상태에서, 호스트 장치(305)로부터 LSN=0의 위치에 데이터 "A2"를 기록하도록 지시가 이루어졌다고 한다. 이 기록이 행하여진 후의 상태를 도 22a에 도시한다.

도 22a에 도시하는 바와 같이, PSN=1000은 이미 기록 완료이기 때문에, 데이터 "A2"는, 예를 들면 사용자 데이터 영역 중의 PSN=1164의 위치로 교체된다.

이 때의 교체 기록은, 2회째의 교체 기록이기 때문에, 도 19a를 사용하여 설명한 스텝 S304 이후의 순서에 따라서, 도 22b에 도시하는 바와 같이, DFL 엔트리2100A가 갱신되어, DFL 엔트리(2100B)가 된다(즉, DFL 엔트리의 추가는 행하여지지 않는다).

다음으로, 도 22a의 상태에서, 호스트 장치(305)로부터 LSN=96의 위치에 데이터 "B0"을, LSN=128 내지 192의 위치에 데이터 "C0"을 기록하도록 지시가 이루어졌다고 한다. 이 기록이 행하여진 후의 상태를 도 23a에 도시한다.

도 23a에 도시하는 바와 같이, 데이터 "B0"을 PSN=1196의 위치에 기록할 때, 베리파이 처리가 에러가 되었다고 한다.

이 때, 데이터 "B0"은 예를 들면, 외주 교체 영역(107) 중의 PSN=x10으로 교체된다.

이 때의 교체 기록은, 1회째의 교체 기록이기 때문에, 도 19a를 사용하여 설명한 스텝 S302 이후의 순서에 따라서, 도 23b에 도시하는 바와 같이, DFL 엔트리(2101A)가 추가된다.

한편, 데이터 "CO"의 기록 후의 베리파이에는 성공한 것으로 하면 교체 관리 정보 리스트는 변화하지 않는다.

다음으로, 도 23a의 상태에서, 호스트 장치(305)로부터 LSN=128 내지 192의 위치에 데이터 "C1"을 기록하도록 지시가 이루어졌다고 한다. 이 기록이 행하여진 후의 상태를 도 24a에 도시한다.

도 24a에 도시하는 바와 같이, PSN=1228 내지 1292의 위치는 이미 기록 완료이기 때문에, 데이터 "C1"은 예를 들면 사용자 데이터 영역 중의 PSN=1324 내지 1388의 위치로 교체된다.

이 때의 교체 기록은, 1회째의 교체 기록이기 때문에, 도 19a를 사용하여 설명한 스텝 S302 이후의 순서에 따라서, 도 24b에 도시하는 바와 같이, DFL 엔트리(2102A 및 2103A)가 추가된다.

여기에서, 이 교체 기록은, 연속 영역(2200(PSN=1228 내지 1292))으로부터 연속 영역(2201(PSN=1324 내지 1388))으로의 교체 기록이기 때문에, 상술과 같이, 교체 영역의 선두를 나타내는 DFL 엔트리(2102A)와, 종료 위치를 나타내는 DFL 엔트리(2103A)를 사용하고 있다.

즉, 본 발명의 드라이브 장치(310)는, 연속 영역(2200)을 사용자 데이터 영역(108) 중의 연속 영역(2201)으로 교체하는 의사疊어쓰기에 있어서, 연속 영역(2200)의 개시 위치를, 연속 영역(2201)의 개시 위치에 맵핑하는 제 1 교체 관리 정보(DFL 엔트리(2102A))와, 연속 영역(2200)의 종료 위치를, 연속 영역(2201)의 종료 위치에 맵핑하는 제 2 교체 관리 정보(DFL 엔트리(2103A))를 생성한다.

여기에서, 3개의 ECC 클러스터분의 연속 영역의 교체 기록을 하였음에도 불구하고, DFL 엔트리는 2개밖에 추가되어 있지 않다. 이것은, DFL 엔트리(2102A) 및 DFL 엔트리(2103A)에 의해서, 사용자 영역 중의 교체처를 연속 영역으로서 맵핑함으로써 얻어지는 효과이다.

또, 연속 영역의 교체에 관해서도, 2회째 이후에 대해서는 기존의 DFL 엔트리를 갱신하는 것은 말할 필요도 없다.

(실시형태 2)

2-1. NWA 결정처리 순서

여기에서는, 호스트 장치(305)의 요구에 의해 드라이브 장치(310)가 회신하는 논리 어드레스로 표시된 다음번 기록 가능 위치(이후, 논리 NWA)의 결정방법에 관해서 설명한다.

본 실시형태에 있어서는, 논리 NWA는, 다음의 순서에 의해 결정된다.

우선, LRA로 표시되는 물리 섹터를 포함하는 ECC 클러스터의 다음의 ECC 클러스터를 결정한다. 이 ECC 클러스터가 다음의 기록 ECC 클러스터이다. 기록 ECC 클러스터의 선두 물리 섹터가 다음번 기록 가능 위치가 되고, 이 물리 어드레스로 표시된 다음번 기록 가능 위치가 상술한 NWA이다.

논리 NWA의 값은, 이 NWA가 나타내는 PSN의 값을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 LSN로 변환하여 얻어지는 값이 된다.

이하, 몇 가지 인가의 구체적인 예를 참조하여 설명을 한다.

도 12의 상태에 있어서는, LRA(500)가 사용자 데이터 영역(108)의 선두를 가리키고 있기 때문에, 이 시점에서의 물리 어드레스 공간에서의 NWA는 PSN=1100이다. PSN=1100에 대한 LSN은 LSN=0이기 때문에, 논리 NWA=0이 된다.

도 13a에서는, 호스트 장치(305)는, 드라이브 장치(310)로부터 논리 NWA=0을 얻어, 데이터 "A"를 LSN=0에 기록하도록 지시를 하고 있다.

또한, 데이터 "A"의 기록 직후에서는, 트랙 #1의 LRA는 PSN=1100을 포함하는 ECC 클러스터를 가리키기 때문에, 그 NWA는 PSN=1132이다. 따라서 논리 NWA=32가 된다. 이 때, 호스트 장치(305)는, 논리 NWA=32에 대하여 데이터 "B"의 기록을 지시하는 경우가 있을 수 있다.

데이터 "B"의 기록 직후에서는, 트랙 #1의 LRA는 PSN=1132를 포함하는 ECC 클러스터 내의 물리 섹터를 가리키기 때문에, 그 NWA는 PSN=1164이다. 따라서 논리 NWA=64가 된다.

이상과 같은 논리 NWA의 결정방법의 특징은, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑의 관계를 유지하도록 논리 NWA를 정하는 것이다. 즉, 트랙 내의 RAX로부터 NWA를 먼저 정하고 나서, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 의해 논리 NWA를 얻고 있기 때문에, 신규의 데이터 기록에 관해서는 교체 관리 정보(1010B)가 필요 없다.

또, 도 14a에서, 실제의 최신의 논리 NWA가 LRA(500B)에 대응함에도 불구하고, 호스트 장치(305)가 논리 NWA로서 LRA(501B)에 대한 값을 유지하는 경우가 있다.

이러한 상태는, PSN=1292의 위치 이후로의 기록이, 드라이브 장치(310)에 의해 호스트 장치(305)로부터는 독립된 동작으로서 실행되고, 또한, 호스트 장치(305)가 드라이브 장치(310)로부터 최신의 논리 NWA를 취득하지 않은 경우에 생긴다.

그리고 만약, 이 상태에서 호스트 장치(305)가 신규 데이터를 기록 지시하고자 하면, LRA(501B)에 대응하는 논리 NWA로 기록 지시를 내리게 되지만, 실제의 데이터는 드라이브 장치(310)에 의해 PSN=1336의 위치로 기록된다.

이 기록은 교체 기록이 되기 때문에, 새로운 교체 관리 정보가 필요하게 되어 버린다.

한편, 호스트 장치(305)가 최신의 LRA(500B)에 대응하는 논리 NWA를 드라이브 장치(310)로부터 취득하고 나서 신규 데이터의 기록의 지시를 하면, 그 기록은 교체 기록이 되지 않고, 새로운 교체 관리 정보도 불필요하다.

도 15a 및 도 16a에서도 동일하며, 각 도면에 있어서 호스트 장치(305)는 논리 NWA로서 LRA(501C)에 대한 값을 유지하여 버리는 경우가 있지만, 실제의 최신의 LRA는 각각 LRA(500C) 및 LRA(500D)이다.

따라서 호스트 장치(305)는, 신규 데이터의 기록 전에, 최신의 논리 NWA를 취득하는 것이 바람직하다.

이상, 정리하면, 호스트 장치(305)가 신규 데이터의 기록을 지시할 때 예를 들면, 도 8a의 스텝 S102의 직전에, 최신의 논리 NWA를 드라이브 장치(310)로부터 취득하기 위한 요구를 출력한다. 한편, 이 요구를 받아들인 드라이브 장치(310)는, 상술한 순서에 의해, LRA 및 NWA로부터 결정되는 논리 NWA를 호스트 장치(305)로 되돌린다.

논리 NWA를 받아들인 호스트 장치(305)는 그 값을 바탕으로, 다음의 기록 지시를 한다.

이러한 동작에 의해, 신규 데이터의 기록에는 교체 관리 정보(1010B)가 불필요하고, 교체 기록을 하였을 때에만 교체 관리 정보(1010B)가 필요하게 된다.

그 결과, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터량의 증가를 억제하는 것이 가능해지고, 데이터 기록 재생시의 처리량의 저감, 메모리량의 저감, 정보 기록 매체(100)상에서의 데이터 용량의 저감 등의 효과를 얻을 수 있다.

(실시형태 3)

3-1. 기록 처리 순서(1)

상술한 실시형태 2에 있어서의 NWA 결정방법에서는, 어떤 LSN이 사용되지 않는 상황이 발생한다.

예를 들면, 도 14a에서, LSN=96의 위치의 논리 섹터는, 호스트 장치(305) 또는 파일 시스템으로부터 보면, 한번도 데이터가 기록되어 있지 않은 논리 섹터가 된다.

이러한 논리 섹터는 미기록 논리 섹터, 또는, 미사용 논리 섹터, 고립 논리 섹터 등이라고 불린다.

또한, 이러한 미기록 논리 섹터로 이루어지는 논리 클러스터를 미기록 논리 클러스터라고 부른다. 예를 들면, 도 14a에서는, LSN=96 내지 127의 위치가 미기록 논리 클러스터이다.

마찬가지로, 도 15a에서는, LSN=X2의 위치가 미기록 논리 섹터이다.

도 14a 등에 도시하는 바와 같이, 이러한 미기록 논리 섹터에 대해서도, 다른 통상의 논리 섹터와 같이, LSN이 할당되고, 그 이후의 논리 섹터의 LSN도 변화하지 않는 것이 상술한 실시형태에 있어서의 NWA 결정처리 순서의 특징이다.

이러한 미기록 논리 섹터에 대한 기록 지시가 행하여진 경우는 상술한 실시형태와 같이, 의사덮어쓰기 기록이 행하여진다. 예를 들면, 다음과 같은 처리를 고려할 수 있다.

여기에서는, 도 14a의 상태에서, LSN=96의 위치에 대한 데이터 "F"의 기록 지시가 발생하였다고 한다.

이 때 드라이브 장치(310)는, LSN=96을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 PSN=1196으로 변환한다.

PSN=1196과 NWA를 비교하면, PSN=1196은 기록 완료인 것을 알 수 있다.

이 때, 상술한 다른 실시형태와 같이, 의사덮어쓰기 기록을 한다.

그래서, 드라이브 장치(310)는, NWA로 나타내지는 위치(이 경우, PSN=1336)에 데이터 "F"를 기록하고, 또 교체 관리 정보(518)를 생성한다.

이러한 처리에 의해, LSN=96의 위치에 대한 기록이 행하여진다. 그 결과, LSN=96은 미기록 논리 클러스터가 아니라도, 통상의 논리 클러스터가 된다.

단, PSN=1336의 위치에 대하여 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑으로 관련지어지는 LSN=256 내지 287의 위치가 새롭게 미기록 논리 클러스터가 된다.

또, 데이터 "G"의 기록을 한다고 하면 도 17a 및 도 17b의 상태가 된다.

3-2. 재생 처리 순서(1)

도 14a에서, LSN=224의 위치의 논리 클러스터는, 미기록 논리 클러스터이다.

LSN=224의 위치의 미기록 논리 클러스터에 대하여, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에서 대응하는 물리 클러스터는 PSN=1324의 위치가 된다.

PSN=1324의 위치의 물리 클러스터는, 또, 교체 관리 정보(514)에 의해, PSN=1228의 위치의 물리 클러스터와 관련지어져 있다.

그리고 PSN=1228의 위치의 물리 클러스터는, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, LSN=128의 위치의 논리 클러스터와 맵핑된다.

즉, PSN=1228의 위치의 물리 클러스터는, LSN=128의 위치의 논리 클러스터와, LSN=224의 위치의 미기록 논리 클러스터의 2개의 논리 클러스터가 할당되어 있다.

이러한 2개의 논리 클러스터가 1개의 물리 클러스터에 할당되어 있는 상태에서 재생이 행하여질 때의 순서에 관해서 이하에 설명한다.

우선, LSN=128의 위치의 논리 클러스터에 대하여 호스트 장치(305)로부터 재생 지시가 내려지면, 우선, 드라이브 장치(310)는, 받아들인 LSN을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 PSN으로 변환한다(재생처 PSN이라고 부른다).

여기에서는 재생처 PSN은 PSN=1228이 된다. 교체 관리 정보 리스트에 대하여 PSN=1228을 교체원으로서 가지는 교체 관리 정보를 검색하면 교체 관리 정보(514A)가 발견된다.

그리고 교체 관리 정보(514A)가 가리키는 대체 클러스터인 PSN=1324의 위치의 물리 클러스터를 재생한다.

한편, LSN=224의 위치의 논리 클러스터에 대하여 재생 지시가 내려지면, 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서, 재생처 PSN으로서 PSN=1324의 값이 얻어진다. 그렇지만, 교체 관리 정보 리스트에 대하여 PSN=1324를 교체원으로서 가지는 교체 관리 정보를 검색하여도 발견되지 않는다.

그래서 드라이브 장치(310)는, PSN=1324로부터 데이터를 재생한다.

이러한 재생 처리에 의해, 논리적으로는 한번도 데이터가 기록되어 있지 않은 미기록 논리 섹터에 대하여 재생 지시가 내려진 경우에도, 대응하는 물리 섹터로부터 데이터가 재생된다.

따라서, 호스트측의 파일 시스템 등으로부터 보면, 정보 기록 매체(100)상의 영역에 대하여 예외적인 영역이 없어지고, 그 시스템 구성 중에 복잡한 에러처리를 실장할 필요가 없어져, 더욱 간단한 실장으로 시스템을 구축하는 것이 가능해진다.

또, 미기록 논리 섹터에 대하여 재생 지시가 행하여졌을 때, 상술과 같이, 대응하는 물리 클러스터로부터 데이터의 재생을 하여 버리면, 원래 재생되어 서는 안되는 데이터가 재생되게 된다. 만약, 이러한 데이터 재생이 시스템 구성상, 부적당한 경우는, 다음과 같은 재생순서를 사용하여도 좋다.

즉, 데이터의 재생에 있어서, 재생 지정된 LSN을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 따라서 PSN으로 변환하고, 얻어진 PSN을 교체 관리 정보 리스트(1000) 중의 교체원 위치 정보(1012)로서 가지는 교체 관리 정보(1010B)를 검색한다.

만약, 대응하는 교체원 위치 정보(1012)가 발견되면, 상술한 다른 실시형태와 같이, 교체처 위치 정보(1013)가 나타내는 위치의 ECC 클러스터로부터 데이터를 재생한다.

만약, 발견되지 않았으면, 다음으로, 교체처 위치 정보(1013)를 대상으로 하여, 재생 지정된 LSN에 대응하는 PSN의 값을 가지는 교체원 위치 정보(1012)를 검색한다.

만약, 해당하는 교체처 위치 정보(1013)가 발견되면, 그 교체처 위치 정보(1013)로 지시되는 ECC 클러스터는, 대체 클러스터로서 이미 기록 완료라고 판단된다.

이 때, 드라이브 장치(310)는 이 ECC 클러스터로부터 데이터를 재생하지 않고, 그 대신에 재생 데이터로서 소정의 값을 들면 전부 0인 값을 포스트 장치(305)로부터 회신한다.

이러한 재생 처리에 의해, 미기록 논리 섹터에 대하여 재생 지시가 내려진 경우에도, 대응하는 물리 섹터로부터 적절한 데이터가 재생된다.

또, 이러한 재생 처리는, 도 10을 참조하여 설명한 재생 처리의 각 스텝에서, 드라이브 장치(310)가 호스트 장치(305)로부터 재생 지시를 받아들였을 때에 실행된다.

3-3. NWA 결정 순서의 비교

상술한 실시형태와는 달리, 미기록 논리 섹터가 발생하지 않는 NWA 결정 순서에 대해서 설명한다.

본 NWA 결정 순서에 있어서는, 논리 LRA를 관리하여, 논리 LRA의 인접하는 위치인 논리 NWA에 새로운 데이터를 기록 한다.

이 때, 논리 NWA를 나타내는 LSN을 초기 논리 어드레스-물리 어드레스 맵핑에 의해 PSN(PSN-1로 한다)으로 변환한다.

또한, 이 논리 NWA에 대하여, 실제로 데이터를 기록하는 ECC 클러스터는, LRA(213)로 나타내지는 PSN을 포함하는 ECC 클러스터의 다음의 ECC 클러스터인 NWA로 한다(이 NWA의 위치를 나타내는 PSN을 PSN-2로 한다).

이 PSN-1을 교체원, PSN-2를 교체처로 하는 교체 기록을 한다.

이 때, 논리 NWA를 관리하기 위해서, 도 25에 도시하는 트랙 관리 정보(3210)의 다른 실시형태를 사용한다.

도 25의 트랙 관리 정보(3210)에서는, 새롭게 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)가 정의된다.

트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)는 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(213)가 PSN에 의한 물리 어드레스 공간에서의 최종 기록 위치를 관리하였던 것에 대하여, LSN에 의한 논리 어드레스 공간에 의한 최종 기록 위치를 관리하기 위한 것이다.

드라이브 장치(310)는, 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)를 참조함으로써, 각 트랙마다의 논리 NWA를 정할 수 있다.

트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)의 개선방법은 이하와 같다.

즉, 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)의 초기치로서 0이 설정된다. 그리고, 호스트 장치(305)로부터 기록 지시를 받아들인 드라이브 장치(310)는, 기록 위치를 LSN으로서 받아들인다. 받아들인 LSN이 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)보다도 큰 경우, 그 LSN에서 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)를 갱신한다.

이러한 처리에 의해, 트랙 내 최종 데이터 기록 논리 위치 정보(3214)를 최대의 값으로 유지하는 것이 가능하다.

도 26a에, 상술한 NWA 결정 순서에 의해서, 도 13a, 도 14a, 도 17a와 같은 순서로 데이터 "A", "B", "C", "D", "F", "G"의 기록을 한 경우의 데이터 구조를 도시한다.

도 26b에서는, 모든 결합 클러스터를 교체 관리 정보(7)로서 등록하고 있다. 단, 이들의 교체 관리 정보(7)에 관해서는, 교체 관리 정보 리스트(1000F)로부터 삭제하여도 좋다. 삭제함으로써, 교체 관리 정보 리스트(1000F) 중의 용량을 작게 할 수 있다.

여기에서, 도 17b와, 도 26b의 각각의 교체 관리 정보 리스트(1000E와 1000F)를 비교하면, 교체 관리 정보 리스트(1000E)쪽이 교체 관리 정보의 수가 적어져 있다.

교체 관리 정보(7)를 삭제한 상태에서 비교하면, 교체 관리 정보 리스트(1000E) 쪽이 더 교체 관리 정보의 수가 적다.

따라서, 실시형태 1이나 실시형태 2에서 설명한, 미기록 논리 섹터가 발생하는 NWA의 결정방법은, 도 26a를 참조하여 설명한 미기록 논리 섹터가 발생하지 않는 방법보다, 교체 관리 정보 리스트의 데이터 용량을 억제할 수 있는 점에서 바람직하다.

또, 교체 관리 정보(1000F) 중에서, 교체 관리 정보(7)를 남겨 둠으로써, 정보 기록 매체상(100)의 결합 클러스터의 분포를 미리 파악할 수 있고, 재생시에 있어서 이들을 피하면서 데이터를 판독하는 등의 처리의 최적화에 이용 가능하다.

(실시형태 4)

본 실시형태에 있어서, 데이터의 기록순서에 관해서 더욱 설명한다.

도 27은, 본 실시형태에 의한 데이터 기록이 행하여지기 전의 정보 기록 매체(100)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면이다. 도면 중에서 7에서 도시되는 위치는 ECC 클러스터간의 경계를 나타내고 있다. 이후, 다른 도면에 있어서도 동일하다.

이 상태에 있어서, 호스트 장치(305)로부터, 데이터 "D1"(4622)과 데이터 "E1"(4623)의 기록 지시가 드라이브 장치(310)로 내려졌을 때의 기록순서에 관해서 설명한다.

데이터 "D1"(4622)의 기록 지시는, 예를 들면 기록 완료 영역(4600) 중의 PSN=a0의 위치로의 의사덮어쓰기 기록이 된다.

기록 지시를 하는 것에 대응하여, 호스트 장치(305)는 논리 NWA를 드라이브 장치(310)에 요구한다.

논리 NWA를 요구된 드라이브 장치(310)는, LRA(4610A)로부터 NWA(4611A)를 결정하여, NWA(4611A)에 대응하는 논리 NWA를 호스트 장치(305)로 회신한다.

이 때, 호스트 장치(305)가 드라이브 장치(310)에 대하여, PSN=a0에 대응하는 LSN=A0에 대한 데이터 "D1"(4622)의 기록 지시와, NWA(4611A(PSN=a2))에 대응하는 LSN=A2에 대한 데이터 "E1"(4623)의 기록 지시를 연속적으로 하는 경우가 있을 수 있다.

만약, 드라이브 장치(310)가 호스트 장치(305)의 기록 지시대로 데이터 "D1"(4622), 데이터 "E1"(4623)의 순서로 기록 지시를 하면, 그 기록 결과는, 도 28과 같이, 된다.

여기에서, 데이터 "D1"(4622)의 기록 지시는, 기록 완료 영역(4600)으로의 의사덮어쓰기 기록이 된다. 따라서, 데이터 "D1"(4622)은 NWA(4611A(PSN=a2))로 교체된다. 그리고, NWA(4611A)는 NWA(4611B(PSN=a3))가 된다.

이 교체 기록에 의해 PSN=a2의 위치는 기록 완료가 되기 때문에, 데이터 "E1"(4623)은 또, NWA(4611B(PNS=a3))로 교체된다.

상술한 바와 같이, 호스트 장치(305)는 NWA(4611A(PSN=a2))에 대응하는 LSN=A2에 대하여 기록 지시를 내리고 있었음에도 불구하고, 실제로는, 그것과는 다른 위치(PNS=a3)에 기록되게 된다.

따라서, 데이터 "D1"(4622A)에 대해서만 아니라, 데이터 "E1"(4223a)에 대한 교체 관리 정보(1010)가 생성되어 버려, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 용량이 증가한다고 하는 과제가 발생한다.

이러한 과제는, 호스트 장치(305)가 예기하지 않은 교체 기록이 드라이브 장치에 의해 실시된 것이 원인이다.

즉, 드라이브 장치에 의한 교체 기록의 실시 후, 호스트 장치(305)로부터의 거듭되는 기록 지시에 의해, 교체처리가 필요하게 되어, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 용량을 증가시켜 버린다.

한편, 본 실시형태에 있어서의 기록순서에 있어서, 데이터 "E1"(4623)에 대한 교체 관리 정보(1010)가 발생하지 않는 방법을 이후에서 설명한다.

본 실시형태에 있어서는, 도 27의 상태에서 호스트 장치(305)가 기록 지시를 하는 경우, 먼저 초기의 기록 지시를 하기로 한다.

그리고 초기의 기록 지시의 후에 덮어쓰기 기록의 기록 지시를 한다. 이러한 기록순서의 결과는, 도 29와 같은 데이터 구조가 된다.

또, 호스트 장치(305)상에서 동작하는 파일 시스템은, 모든 파일의 생성이나 신규작성의 관리를 하기 때문에, 기록 지시의 순서를 결정할 수 있다.

도 29에서는, 데이터 "E1"(4623B)이 NWA(4611A(PSN=a2))에 기록되어 있다. 또한, 데이터 "D1"(4622B)이 PSN=a4에 기록되어 있다.

상술한 바와 같이, 호스트 장치(305)는 NWA(4611A(PSN=a2))에 대하여 기록 지시를 내리고 있었기 때문에, 기록 지시가 이루어진 위치와 실제로 기록된 위치가 같아진다. 따라서 이 기록은 교체 기록이 되지 않는다.

즉, 데이터 "E1"(4623)에 대한 교체 관리 정보(1010)가 생성되지 않고, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 용량증가를 막는 것이 가능해진다.

또, 데이터 "D1"(4622)의 기록에 있어서는, 도 28 및 도 29의 모든 경우에도, 같은 만큼의 교체 관리 정보(1010)가 필요하게 된다. 도 28 및 도 29에 있어서, 데이터 "D1"(4622)의 기록 위치(즉 교체처의 위치)가 변할 뿐이며, 필요한 교체 관리 정보(1010)의 수는 변화하지 않는다.

이상으로부터, 본 실시형태는, 호스트 장치(305)가 덮어쓰기 기록과 초기를 하고자 하고 있는 경우는, 초기쪽을 우선하여 기록 지시함으로써, 교체 관리 정보(1010)의 발생을 회피하는 것이 가능해져, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 용량 삭감에 효과가 있다.

(실시형태 5)

여기에서, 어떤 용량의 데이터를 호스트 장치(305)가 ECC 클러스터의 용량(예를 들면 64KB)마다 분할하고, 분할한 단위마다 드라이브 장치(310)로 순차, 기록 지시를 하는 경우를 고려할 수 있다.

드라이브 장치(310)가 이들의 데이터를 연속적으로 기록하고 있을 때, 어떤 기록 위치에서 결합 클러스터가 존재하고, 그 결합 클러스터를 대체하기 위해서 인접하는 ECC 클러스터가 사용되는 경우가 있다.

이러한 경우, 그 이후의 기록 위치 이후에서, 모든 기록이 1클러스터씩, PSN이 큰 방향으로 데이터를 교체 기록하게 된다.

이 때, 기록 단위마다 교체 관리 정보가 하게 되고, 기록하는 데이터 용량이 큰 경우, 다수의 교체 관리 정보가 필요하게 되고, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 용량이 커져 버린다.

그래서 본 실시형태에 있어서는, 교체 기록에 있어서, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 용량 삭감에 효과가 있는, 드라이브 장치(310)에 의한 대체 클러스터의 기록처 선택순서에 관해서도 30을 참조하여 설명한다.

도 30에서는, 예를 들면, 호스트 장치(305)에 의한 기록 지시에 의해, 교체원 클러스터(5700)를 교체원으로 하는 교체 기록이 행하여진다.

이 때, 교체처는, 이하의 순서에 의해 결정된다.

도 30에서, 대체 클러스터가 할당 가능한 교체처로서는, 미기록 영역(5601a(트랙 #N(5602) 중)), 미기록 영역(5612(트랙 #N+ 1(5610) 중)), 미기록 영역(5622(트랙 #N+ 2(5620) 중)), 미기록 영역(5632(트랙 #N+ 3(5630) 중))이 있다.

여기에서, 교체원 클러스터(5700)의 위치(예를 들면, 교체원 클러스터(5700) 중의 선두 물리 섹터)로부터, 교체처의 후보의 위치(예를 들면, 오픈 트랙의 NWA 위치)에 대한 거리를 조사한다. 도 30에 있어서는, 상술한 각 교체처 후보에 대하여, 각각 D13, D12, D10, D11이 된다.

여기에서 각 거리의 값의 개소관계가 D13>D12>D11>D10이라고 한다.

가장 거리가 가까운(즉 D10의) 미기록 영역(5622)을 교체처로서 선택함으로써, 교체원으로부터 교체처로의 거리는, 그 시점에서의 최단이 되어, 데이터의 재생에 있어서는 액세스 시간을 최단으로 하는 것이 가능해진다.

그렇지만, 미기록 영역(5622)은 교체원 위치(5700)와 같은 트랙 #N+ 2(5620)에 포함된다. 따라서, 교체처를 미기록 영역(5622)으로 하면, 상술한 바와 같이, 호스트 장치(305)로부터 연속적인 기록 지시가 행하여진 경우에, 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 용량이 증가한다고 하는 과제가 발생한다.

그래서 본 실시형태에 있어서는, 교체원 클러스터로부터 가장 거리가 가까운 미기록 영역을 교체처로서 선택하지만, 이 선택에 있어서는, 교체원 클러스터와 동일 트랙 내의 미기록 영역을 제외하는 것을 특징으로 한다.

즉, 가장 거리가 가까운 미기록 영역(5622)을 제외하고, 다음에 거리가 가까운(즉 D11의) 미기록 영역(5632)을 교체처로 한다.

따라서, 교체원 클러스터(5700)에 대하여 호스트 장치(305)로부터 기록 지시가 행하여졌을 때, 드라이브 장치(310)는, 미기록 영역(5632)의 NWA 위치에 교체처 클러스터(5710)를 기록한다.

그리고, 교체원 클러스터(5700)로부터 교체처 클러스터(5710)로의 맵핑을 나타내는 교체 관리 정보를 생성하여, 기록한다.

스텝 S107 및 S112(도 8a)를 참조하여 설명한 바와 같이, 본 발명의 드라이브 제어부(311)는, 의사덮어쓰기 기록을 실행할 때, 받아들인 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 대해서 나타내지는 위치 이외의 특정한 위치이고, 사용자 데이터 영역(108)에 있어서의 특정한 위치에 데이터를 기록하도록 기록 재생부(314)를 제어한다.

본 실시예에 있어서는, 그 특정한 위치는, 스텝 S104(도 8a)에 있어서 결정된 트랙과는 다른 오픈 트랙 내의 NWA이다.

또, 그 오픈 트랙 내의 NWA는, 기록 지시에 포함되는 논리 어드레스에 대응하는 물리 어드레스에 대해서 나타내지는 위치에 가장 가까운 위치를 나타내는 것이다.

이러한 기록순서에 의해, 호스트 장치(305)에 의해 더욱 계속하여 기록 지시가 내려졌다고 해도, 미기록 영역(5622)에 대한 신규의 데이터 기록을 하여도 교체 기록은 되지 않고, 교체 관리 정보의 추가는 불필요하다.

또한, 교체원으로부터 교체처로의 거리는, 동일 트랙을 제외하고 가장 가까워진다. 따라서, 데이터의 재생에 있어서 액세스 시간을 단축할 수 있다.

또, 교체원 클러스터보다 큰 PSN을 가지는 미기록 영역만을 대상으로 하여 거리를 조사하여, 교체처를 정하도록 하여도 좋다. 초기형의 정보 기록 매체로서는, PSN이 증가하는 방향에 시퀀셜 기록을 하기 때문에, PSN이 증가하는 방향으로 교체 기록한 쪽이, 데이터로의 액세스를 효율적으로 할 수 있기 때문이다. 이 경우, 큰 PSN을 가지는 미기록 영역이 없어지면, 작은 PSN을 가지는 미기록 영역을 대상으로 하면 좋다.

또, 거리가 같은 미기록 영역이 복수 있는 경우, PSN이 증가하는 방향을 선택하는 것이 바람직하다. 초기형(追記型)의 정보 기록 매체로서는, PSN이 증가하는 방향에 시퀀셜기록을 하기 때문에, PSN이 증가하는 방향에 교체 기록한 쪽이, 데이터에 대한 액세스를 효율적으로 할 수 있기 때문이다.

또, 교체원과 교체처의 거리에 관해서는, 교체원과 교체처의 PSN치의 차로부터 결정하여도 좋다. 또는, 교체원과 교체처의 물리적인 거리로부터 결정하여도 좋다. 정보 기록 매체(100)에 있어서는, PSN은 내주측으로부터 스파이럴(spiral)형으로 증가하여 가기 때문에, PSN치의 차가 물리적인 거리와 일치하지 않는 경우도 있을 수 있기 때문이다. 예를 들면 정보 기록 매체(100)의 반경방향에 인접하는 ECC 클러스터끼리는 물리적으로는 거리가 가깝지만, PSN치의 차는 최소는 아니다.

(실시형태 6)

본 실시형태에 있어서는, 대체 기록이 행하여지는 정보 기록 매체(100)에 있어서의 효율적인 데이터 재생을 실현하는데 데이터 구조와 그 방법에 관해서 설명한다.

도 34는, 디스크 구조 정보(1100)가 다른 실시형인 디스크 구조 정보(6100)의 데이터 구조를 도시한다.

디스크 구조 정보(6100)에서는, 새롭게 교체 기록 제어 정보 리스트(6000)가 정의되어 있다.

교체 기록 제어 정보 리스트(6000)의 데이터 구조를 도 35a에 도시한다. 교체 기록 제어 정보 리스트(6000)는, 데이터 길이(6001), 교체 기록 제어 정보 엔트리 #1 등의 리스트를 포함한다.

데이터 길이(6001)는, 교체 기록 제어 정보 리스트(6000) 전체의 데이터 용량 또는, 포함되는 대체 관리 정보 엔트리의 총 수를 나타낸다.

각 교체 기록 제어 정보 엔트리는, 정보 기록 매체(100)상의 각 트랙에 대응지어진다. 예를 들면, 리스트 중에서의 교체 기록 제어 정보 엔트리의 순서와 트랙번호를 일치시킴으로써 대응을 한다.

각 교체 기록 제어 정보 엔트리는, 대응하는 트랙으로부터 데이터를 재생할 때에, 교체 관리 정보 리스트(1000)를 참조할 필요가 있는지의 여부를 나타내는 정보를 포함한다.

즉, 예를 들면 트랙 #1상에, 교체 관리 정보 리스트(1000)에 포함되는 교체 관리 정보로부터 참조되는 물리 클러스터(또는 물리 섹터)가 전혀 존재하지 않는 경우, 그 상태를 나타내는 값, 예를 들면 "1"을 교체 기록 제어 정보 엔트리 #1에 설정한다.

반대로, 교체 관리 정보 리스트(1000)에 포함되는 교체 관리 정보로부터 참조되는 물리 클러스터(또는 물리 섹터)가 존재하는 경우, 또는, 참조되는 물리 클러스터의 존재가 불명인 경우, 그 상태를 나타내는 값, 예를 들면 "0"을 교체 기록 제어 정보 엔트리 #1에 설정한다.

이것에 의해, 정보 기록 매체(100)의 특정한 트랙으로부터의 데이터 재생시, 우선 대응하는 교체 기록 제어 정보 엔트리를 참조한다. 이것에 의해, 교체 관리 정보로부터 참조되는 물리 클러스터가 전혀 존재하지 않는다는 것을 알면, 그 후의 재생에 있어서, 교체 정보 리스트의 검색처리를 생략하는 것이 가능해져, 재생 성능의 향상을 실현할 수 있다.

한편, 교체 관리 정보로부터 참조되는 물리 클러스터가 존재하는지, 불명인 경우는, 상술한 다른 실시형태와 마찬가지로, 교체 정보 리스트의 검색처리를 실시하여 데이터의 재생을 하면 좋다.

도 35b는, 도 35a의 교체 기록 제어 정보 리스트(6000)와 같은 효과를 가진, 다른 트랙 관리 정보(6210)의 실시예이다.

이 트랙 관리 정보(6210)는, 새롭게 교체 기록 제어 정보(6214)가 정의되어 있다.

교체 기록 제어 정보(6214)는, 도 35a의 교체 기록 제어 정보 엔트리와 같이, 대응하는 트랙에 교체 관리 정보로부터 참조되는 물리 클러스터가 존재하는지의 여부의 정보를 포함한다.

따라서, 이 트랙 관리 정보(6210)를 사용하여도, 상술한 경우와 같이, 교체 정보 리스트의 검색처리를 생략하는 것이 가능해져, 재생 성능의 향상을 실현할 수 있다.

(실시형태 7)

본 실시형태에 있어서, 데이터의 기록순서에 관해서 더욱 설명한다.

여기에서는, 대체 클러스터를 할당하기 위해서 사용되는 사용자 데이터 영역 중의 특정한 트랙을 사용하는 경우의 기록순서에 관해서 설명한다.

또, 대체 클러스터를 할당하기 위해서 사용되는 트랙을 관리하기 위한 트랙 관리 정보에 관해서 설명한다.

우선, 대체 클러스터의 할당처로서 클로즈드 트랙을 사용하는 경우에 관해서 설명한다.

상술한 바와 같이, 클로즈드 트랙은, 헤더 정보(201)에 트랙번호가 포함되어 있지 않는 트랙이고, 신규 데이터의 추가가 금지된다.

한편, 본 실시형태에 있어서는, 클로즈드 트랙의 미기록 영역에, 대체 클러스터를 할당하는 것을 가능하게 한다.

도 36a는, 본 실시형태에 의한 기록이 행하여지기 전의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조의 예시도이다.

여기에서, 트랙 #M(7000)은 클로즈드 트랙이고, 예를 들면 데이터 "A"(7001) 등이 이미 기록되어, 미기록 영역(7002)을 포함하지만, 신규 데이터의 추가는 할 수 없다.

그리고, 트랙 #N(7010)은, 오픈 트랙이고, 미기록 영역(7012)을 포함하고, 신규 데이터의 기록이 가능하다.

도 36a의 상태에 있어서, 호스트 장치(305)로부터, 데이터 "A"(7001)를 데이터 "A1"(7020)로 의사덮어쓰기 기록하는 시기가 내려졌다고 한다.

지금까지 설명한 기록순서에 따르면, 예를 들면, 트랙 #N(7010)의 NWA(7014A)가 나타내는 위치에 데이터 "A1"(7020)을 기록하고, 그것에 대응하는 교체 관리 정보를 설치한다.

그렇지만, 본 실시형태에 있어서는, 도 37a에 도시하는 바와 같이, 클로즈드 트랙인 트랙 #M(7000)의 미기록 영역 중이고, NWA(7004A)가 나타내는 위치인 PSN=a2에 데이터 "A1"(7020)을 기록한다.

그리고, 이 의사덮어쓰기 기록에 대응하는 교체 관리 정보로서, 도 37b에 나타내는 교체 관리 정보 리스트와 같이, 교체원이 PSN=a1, 교체처가 PSN=a2인 교체 관리 정보(7030)를 설치한다.

또한, 상술한 실시형태와 같이, 교체원이 PSN=a2, 교체처가 PSN=0인 교체 관리 정보(7031)를 설치하여도 좋다.

그리고, LRA(7003A)는 LRA(7003B)에 갱신된다.

이러한 의사덮어쓰기 기록을 함으로써, 신규 데이터의 기록을 금지한다고 하는 클로즈드 트랙의 기능을 유지한 채로, 클로즈드 트랙 내에 존재하는 미기록 영역을 대체 클러스터로서 사용하는 것이 가능하게 한다.

그 결과, 트랙 구조를 가진 초기형의 정보 기록 매체에 있어서, 데이터 영역을 낭비없이 유효하게 활용할 수 있다.

또한, 정보 기록 매체(100)의 특정한 영역을 대체 클러스터만을 기록하고자 하는 경우에, 본 실시형태의 클로즈드 트랙을 설정하면, 호스트 장치(305)로부터의 신규 데이터가 기록되지 않고, 대체 클러스터만을 기록하는 영역을 실현할 수 있다.

이러한 영역은, 예를 들면, 메타데이터 파일(440)의 의사덮어쓰기 기록에 의한 갱신을 할 때에, 갱신 후의 데이터만을 기록하는 영역으로서 사용할 수 있다.

또, 도 37a의 상태에 대하여, 데이터의 재생은 교체 관리 정보(7030)를 참조함으로써, 다른 실시형태에서 설명한 것과 같은 순서로 실행 가능하다.

또한, 도 38a는, 본 실시형태에 의한 기록이 행하여지기 전의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조의 다른 예시도이다.

여기에서, 트랙 #M(7100)은 클로즈드 트랙이고, LRA(7103A)로 나타내지는 위치까지 데이터가 이미 기록되어 있지만, 신규 데이터의 추기는 할 수 없다.

그리고, 트랙 #N(7110)은, 오픈 트랙이고, 데이터 "B"(7111)가 기록되어 있고, 또 신규 데이터의 추가가 가능하다.

도 38a의 상태에 있어서, 호스트 장치(305)로부터, 데이터 "B"(7111)를 데이터 "B1"(7120)로 의사덮어쓰기 기록하는 시기가 내려졌다고 한다.

지금까지 설명한 기록순서에 따르면, 예를 들면, 트랙 #N(7110)의 NWA(7114A)에 나타내는 위치에 데이터 "B"(7120)를 기록하고, 그것에 대응하는 교체 관리 정보를 설치한다.

그렇지만, 본 실시형태에 있어서는, 도 39a에 도시하는 바와 같이, 클로즈드 트랙인 트랙 #M(7100)의 미기록 영역 중이며, NWA(7104A)가 나타내는 위치인 PSN=b2에 데이터 "B1"(7120)을 기록한다.

그리고, 이 의사덮어쓰기 기록에 대응하는 교체 관리 정보로서, 도 39b에 도시하는 교체 관리 정보 리스트와 같이, 교체원이 PSN=b1, 교체처가 PSN=b2인 교체 관리 정보(7130)를 설치한다.

또한, 상술한 실시형태와 같이, 교체원이 PSN=b2, 교체처가 PSN=0인 교체 관리 정보(7131)를 설치하여도 좋다.

그리고, LRA(7103A)는 LRA(7103B)에 갱신된다. 한편, 트랙 #N(7110)의 LRA(7113A)는 갱신되지 않는다.

이러한 의사덮어쓰기 기록을 함으로써, 데이터 영역을 낭비없이 유효하게 활용할 수 있는 것에 덧붙여, 다음에 트랙 #N(7110)에 신규 데이터의 기록을 하는 경우에, 교체 관리 정보가 불필요하게 되고, 교체 관리 정보 리스트의 용량을 억제하는 것이 가능해진다.

이러한 효과가 있기 때문에, 정보 기록 매체(100)상에 복수의 미기록 영역이 존재하는 경우, 클로즈드 트랙 중의 미기록 영역을 우선적으로 사용하도록 하여도 좋다.

또, 도 39a의 상태에 대하여, 데이터의 재생은 교체 관리 정보(7130)를 참조함으로써, 다른 실시형태에서 설명한 것과 같은 순서로 실행 가능하다.

또, 클로즈드 트랙에 대한 교체 기록을 하는 경우, 도 40에 도시하는 바와 같은 트랙 관리 정보(7210)를 사용하여도 좋다.

트랙 관리 정보(7210)에서는, 트랙 관리 정보(210)에 대하여, 트랙 종별 정보(7250)와 최종 교체 기록 위치 정보(7251)를 세롭게 정의하고 있다. 트랙 종별 정보(7250)에 관해서는 후술한다.

최종 교체 기록 위치 정보(7251)에 관해서 다음에 설명한다.

상술한 바와 같이, 본 실시형태에서는 클로즈드 트랙에 있어서도, 대체 클러스터의 기록을 하고, 그 클로즈드 트랙의 LRA를 갱신한다고 하였다.

한편, 최종 교체 기록 위치 정보(7251)를 사용하는 경우, 트랙의 클로즈 후에는, 그 클로즈드 트랙의 LRA의 갱신을 하지 않고, 대신에 최종 교체 기록 위치 정보(7251)를 갱신하기로 한다.

즉, 트랙이 클로즈된 직후는, 그 클로즈드 트랙의 LRA와 최종 교체 기록 위치 정보(7251)는 같은 위치를 나타낸다. 그리고, 클로즈드 트랙에 대체 클러스터가 기록될 때마다 최종 교체 기록 위치 정보(7251)가 갱신된다.

이 클로즈드 트랙으로의 다음의 교체 기록은, 최신의 최종 교체 기록 위치 정보(7251)가 지시하는 위치로부터 행하도록 한다.

이와 같이, 클로즈드 트랙의 LRA와 최종 교체 기록 위치 정보(7251)를 독립하여 관리함으로써, 트랙의 클로즈의 전후에서의 최종 기록 위치를 관리하는 것이 가능해진다.

또, 교체 가능한 클로즈드 트랙의 관리를 쉽게 하기 위해서, 그 트랙번호의 리스트를 헤더 정보(201) 중에 새롭게 설치하도록 하여도 좋다.

이 리스트는, 헤더 정보(201)에 포함되는 오픈 트랙의 트랙번호의 리스트와는 독립된 리스트이다.

또, 트랙이 클로즈된 후에 기록된 대체 클러스터를 나타내기 위한 정보를 유지하도록 하여도 좋다.

예를 들면, 상술한 교체 관리 정보(1010B)에 새로운 플래그 Flag4를 설치하고, 트랙이 오픈일 때에 기록된 경우에 Flag4=0, 트랙이 클로즈드일 때에 기록된 경우에 Flag4=1을 설정한다.

상술한 교체 관리 정보(730 및 780)에 있어서, 이 Flag4가 1로 설정된다.

또는, 각 ECC 클러스터에는 속성정보를 격납하기 위한 영역이 존재한다. 이 속성정보를 격납이 하기 위한 영역에 트랙이 클로즈된 후에 기록된 대체 클러스터를 나타내기 위한 정보(예를 들면, 상술한 Flag4와 같은 정보)를 유지하도록 하여도 좋다.

다음으로, 대체 클러스터를 할당하기 위해서, 사용자 데이터 영역 중의 전용 트랙을 사용하는 경우에 대해서 설명한다.

도 41a는, 본 실시형태에 의한 기록이 행하여지기 전의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조의 예시도이다.

여기에서, 트랙 #M(7300)은 다른 실시형태와 같은 트랙이고, 예를 들면 데이터 "A"(7301) 등이 기록되어 있다. 이러한 트랙을 이후, 사용자 데이터 트랙이라고 부른다.

그리고, 트랙 #N(7310)은, 본 실시형태에서 설명하는 트랙이며, 확장 교체 영역(7312)을 포함한다.

이 트랙 #N(7310)은, 종래의 사용자 데이터 트랙과는 달리, 대체 클러스터를 기록하기 위한 전용 트랙이다. 즉, 교체 영역(106이나 107)과 같은 기능을 가지는 영역을 사용자 데이터 영역 중의 특정한 트랙으로서 정의한 것이 된다. 이러한 트랙을 이후, 확장 교체 트랙이라고 부른다.

도 41a에 대하여, 데이터 "A"(7301)를 데이터 "A1"(7320)로 의사덮어쓰기 기록한 후의 정보 기록 매체(100)상의 데이터 구조의 예시도가 도 42a이다.

도 42a에서, 데이터 "A1"(7320)은 트랙 #N(7310)에 기록된다. 그리고, 도 42b에 도시하는 PSN=a1을 교체원, PSN=a2를 교체처로 하는 교체 관리 정보(7730)가 생성된다.

트랙 #N(7310)은 다른 트랙과 같이, LRA가 트랙 관리 정보에 의해 관리되고, LRA(7302A)가 LRA(7302B)에 갱신된다.

도 43은, 본 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보(7410)의 데이터 구조이다. 트랙 관리 정보(210)에 대하여 트랙 종별 정보(7750)가 새롭게 정의되어 있다.

트랙 종별 정보(7750)는, 상술한 사용자 데이터 트랙과 확장 교체 트랙을 식별하기 위한 정보를 포함하고, 예를 들면 사용자 데이터 트랙이면, "0", 확장 교체 트랙이면 "1"이 설정된다.

또, 트랙 관리 정보(210A)에 대하여, 또, 확장 교체 영역(7310)의 미기록 영역의 유무를 나타내는 플래그 등을 설치하여도 좋다.

도 42a의 상태에 대하여, 데이터의 재생은 교체 관리 정보(7330)를 참조함으로써, 다른 실시형태에서 설명한 것과 같은 순서로 실행 가능하다.

이상, 대체 클러스터의 기록처로서 확장 교체 트랙을 정의함으로써, 사용자 데이터 영역의 교체 기록이 가능해지고, 또, 교체처 클러스터가 특정한 영역에 집중적으로 배치되기 때문에, 데이터 액세스를 고속화하는 것이 가능해진다.

또, 사용자 데이터 트랙과, 확장 교체 트랙은, 같은 세션 관리 정보(200)에 포함하는 형식으로 관리하여도 좋고, 확장 교체 트랙만을 관리하는 새로운 세션 관리 정보를 설치하여도 좋다.

또, 이러한 확장 교체 영역의 관리를 쉽게 하기 위해서, 디스크 구조 정보(1100)의 교체 영역 정보(1105)나 교체 영역 관리 정보(1108)에 정보를 추가하여도 좋다.

즉, 교체 영역(106)을 관리하기 위해서 설치되어 있는 정보에 확장 교체 영역을 관리하기 위한 정보를 추가하도록 하여도 예를 들면, 확장 교체 영역의 유무를 나타내는 플래그나 그 용량, 확장 교체 영역 내의 미기록 영역의 유무를 나타내는 플래그, 확장 교체 영역 내의 다음에 기록 가능한 위치 정보 등이다.

또, 종래, 새로운 트랙은 사용자 데이터 영역의 종단에 위치하는 트랙에 밖에 추가할 수 없었지만, 확장 교체 트랙에 관해서는, 미기록 영역을 갖는 오픈 트랙 내에 추가 가능하게 하여도 좋다. 이것에 의해, 확장 교체 영역을 확보하기 위한 자유도를 향상시킬 수 있다.

또, 확장 교체 영역은 교체 영역과 같은 기능을 가지기 때문에, 최신의 디스크 구조 정보(1100), 세션 관리 정보(200), 교체 관리 정보 리스트(1000) 등의 디스크 관리 정보를 기록하기 위한 일시 디스크 관리 정보 영역으로서 확장 교체 영역을 사용하도록 하여도 좋다. 즉, 세션 관리 정보(200), 교체 관리 정보 리스트(1000)는 가변 길이의 데이터이기 때문에, 리드인 영역(101), 내주 교체 영역(106), 또는, 외주 교체 영역(107) 중에 설치되는 일시디스크 관리 정보 영역의 미기록 영역이 부족한 경우에 확장 교체 영역을 사용하면 좋다. 이 때, 일시 디스크 관리 정보의 기록 위치는, 예를 들면 리드인 영역(101) 내에 기록하여 두는 것이 바람직하다.

(실시형태 8)

도 43을 참조하여, 트랙 관리 정보(7410)의 트랙 종별 정보(7750)에 관해서 설명한다.

트랙 종별 정보(7750)는, 대응하는 트랙이 대체 클러스터의 기록처로서 사용 가능한 트랙인 것을 식별하기 위한 정보를 포함하고, 예를 들면 사용 가능한 트랙이면 "0", 사용 불가능한 트랙이면 "1"이 설정된다.

사용 불가능한 트랙이란, 예를 들면 미기록 영역이 없는 클로즈드 트랙이나, 미기록 영역의 유무에 관계없이, 어떠한 이유로 교체처로서 사용하고자 하지 않는 트랙이다.

또, 오픈 트랙에 대하여, 사용 불가능한 트랙으로 설정하는 것을 가능하게 하여도 좋다.

이러한 트랙 종별 정보(7750)를 가짐으로써, 드라이브 장치(310)는, 교체처로서 사용 가능한 트랙을 용이하게 알 수 있다.

또한, 도 44는, 본 실시형태에 있어서의 다른 트랙 관리 정보(8210)의 데이터 구조를 도시하는 도면이다. 트랙 관리 정보(8210)는, 트랙 관리 정보(210)와 달리, 새롭게 교체 제어 정보(8001)가 정의되어 있다.

대체 제어 정보(8001)는, 트랙 관리 정보(8210)가 관리하는 트랙에 대하여, 대체 기록처를 제어하기 위한 정보를 제공한다.

더욱 구체적으로는, 대체 기록처로서, 교체 영역, 동일 트랙 내, 다른 트랙 등을 지정 가능하게 한다. 각각의 대체 기록처에 대하여 소정의 값(예를 들면, 0, 1, 2)을 정하여 두고, 그 값을 교체 제어 정보(8001)로 설정한다.

교체 제어 정보(8001)를 참조함으로써, 드라이브 장치(310)는, 어떤 트랙 내의 데이터를 교체원으로 하는 교체 기록에 있어서의 대체 클러스터의 기록처를 결정한다.

즉, 교체 제어 정보(8001)가 대체 기록처로서 교체 영역을 나타내고 있으면, 교체 영역에 대체 클러스터를 기록한다. 마찬가지로, 대체 기록처로서 다른 트랙을 나타내고 있는 경우는, 교체원과 다른 트랙의 미기록 영역을 교체처로 한다.

이상으로부터, 트랙 종별 정보(7750)나 교체 제어 정보(8001)와 같은 대체처를 제어하기 위한 정보를 트랙 관리 정보에 설치함으로써, 교체 기록에 관해서 정보 기록 재생 장치나 사용자의 의도를 반영 가능한 우수한 실장을 실현하는 것이 가능해진다.

산업상 이용 가능성

본 발명은, 초기형 광디스크의 의사덮어쓰기 기록에 있어서, 사용자 데이터 영역을 낭비없이 사용하는 것을 가능하게 하는 드라이브 장치 등을 제공하는 것으로서 유용하다.

도면의 간단한 설명

도 1a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 정보 기록 매체(100)의 외관의 일례를 도시하는 도면.

도 1b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 정보 기록 매체(100)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 1c는 도 1b에 도시되는 사용자 데이터 영역(108)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 2a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 세션 관리 정보(200)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 2b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보(210)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 2c는 본 발명의 실시형태에 있어서의 빈 영역 관리 정보(220)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 3은 본 발명의 실시형태에 있어서의 디스크 구조 정보(1100)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 4는 본 발명의 실시형태에 있어서의 다른 정보 기록 매체(100b)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 5a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보 리스트(1000)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 5b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보(1010)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 6은 본 발명의 실시형태에 있어서의 정보 기록 재생 장치(300)의 구성의 일례를 도시하는 블록도.

도 7은 본 발명의 실시형태에 있어서의 포맷 처리 후의 정보 기록 매체상의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 8a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 기록 처리를 나타내는 플로차트.

도 8b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 RMW 처리를 나타내는 플로차트.

도 9는 본 발명의 실시형태에 있어서의 기록 처리 후의 정보 기록 매체상의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 10은 본 발명의 실시형태에 있어서의 재생 처리를 나타내는 플로차트.

도 11은 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보(1010B)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 12는 본 발명의 실시형태에 있어서의 물리 어드레스 공간과 논리 어드레스 공간의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 13a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 13b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 14a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 14b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 15a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 15b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 16a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 16b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 17a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 17b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 18은 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보인 DFL 엔트리(2010)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 19a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 기록 처리를 나타내는 플로차트.

도 19b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 기록 처리를 나타내는 플로차트.

도 20a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 20b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 21a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 21b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 22a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 22b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 23a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 23b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 24a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 24b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 25는 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보의 데이터 구조의 예시도.

도 26a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 26b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 27은 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 28은 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 29는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 30은 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 31은 종래 기술에 있어서의 정보 기록 매체상의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 32는 종래의 기술에 있어서의 파일 기록 처리 후의 정보 기록 매체상의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 33a는 종래의 기술에 있어서의 TDFL의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 33b는 종래의 기술에 있어서의 TDFL의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 34는 본 발명의 실시형태에 있어서의 디스크 구조 정보(1100)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 35a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록 제어 정보 리스트의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 35b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보(210)의 데이터 구조의 일례를 도시하는 도면.

도 36a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 37a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 37b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 38a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 39a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 39b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 40은 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보의 데이터 구조의 예시도.

도 41a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 42a는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 기록에 관한 설명도.

도 42b는 본 발명의 실시형태에 있어서의 교체 관리 정보에 관한 설명도.

도 43은 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보의 데이터 구조의 예시도.

도 44는 본 발명의 실시형태에 있어서의 트랙 관리 정보의 데이터 구조의 예시도.

도면의 주요 부분에 대한 부호의 설명

100, 100b: 정보 기록 매체

101: 리드인 영역

102, 102a: 데이터 영역

103: 리드아웃 영역

103b, 103c: 외주 영역

104, 104a, 105, 105a: 디스크 관리 정보 영역

106, 106a 내주 교체 영역

107, 107a: 외주 교체 영역

108, 108a: 사용자 영역

109: 볼륨 공간

122: 미기록 영역

120, 121: LRA

210: 트랙 관리 정보

211: 세션 개시 정보

212: 트랙 개시 위치 정보

213: 트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(LRA)

300: 정보 기록 재생 장치

301: 시스템 제어부

302: 메모리 회로

303: I/O 버스

304: 자기디스크 장치

310: 드라이브 장치

311: 드라이브 제어부

312: 메모리 회로

313: 내부 버스

314: 기록 재생부

410: 볼륨 구조 영역

420: 물리 파티션

440: 메타데이터 파일

450: 메타데이터 미러 파일

1000: 교체 관리 정보 리스트

1010, 1010B: 교체 관리 정보

1011: 상태 정보

1012: 교체원 위치 정보

1013: 교체처 위치 정보

1100: 디스크 구조 정보

1103: 사용자 데이터 영역 개시 위치 정보

1104: 사용자 데이터 영역 종단 위치 정보

1105: 교체 영역 정보

2010: DFL 엔트리

2011A: 스테이터스 1

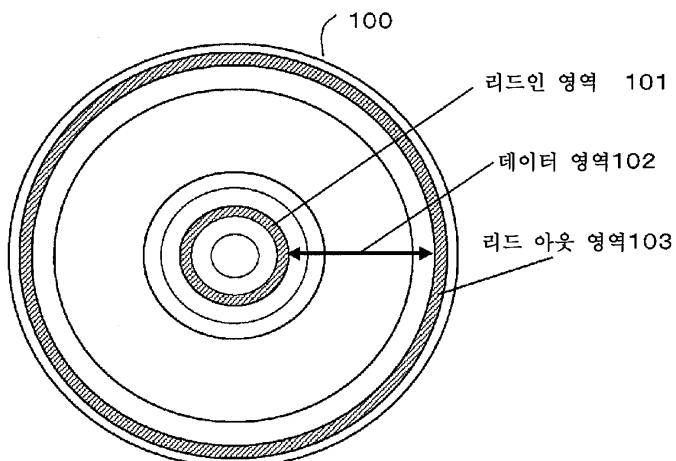
2012: 결합 클러스터 선두 PSN

2011B: 스테이터스 2

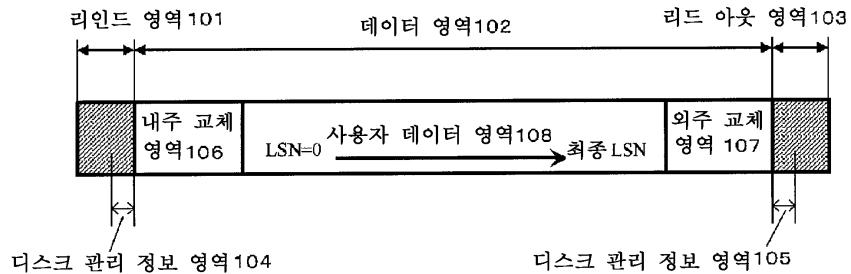
2013: 대체 클러스터 선두 PSN

도면

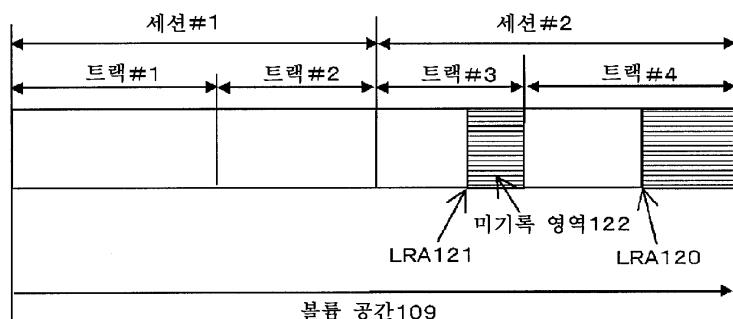
도면1a



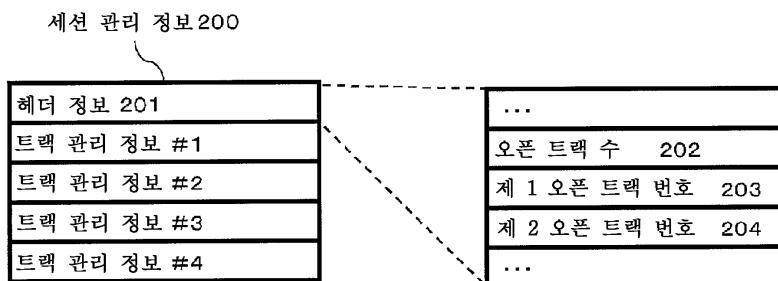
도면1b



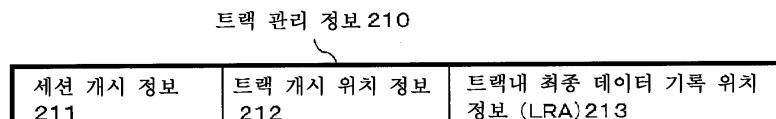
도면1c



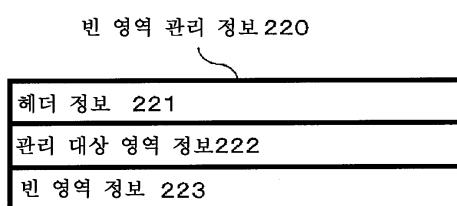
도면2a



도면2b



도면2c



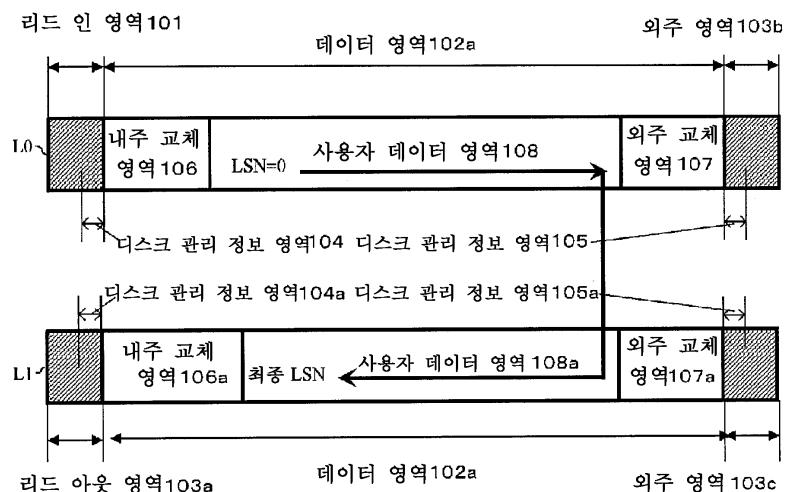
도면3

디스크 구조 정보 1100

일반 정보 1101
교체 관리 정보 리스트 위치 정보 1102
사용자 데이터 영역 개시 위치 정보 1103
사용자 데이터 영역 종단 위치 정보 1104
교체 영역 정보 1105
기록 종별 정보 1106
최종 데이터 기록 위치 정보 1107
디스크 관리 정보 영역 정보 1107b
교체 영역 관리 정보 1108
세션 관리 정보 위치 정보 1109
빈 영역 관리 정보 위치 정보 1110

도면4

100b



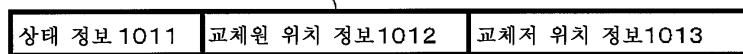
도면5a

교체 관리 정보 리스트 1000

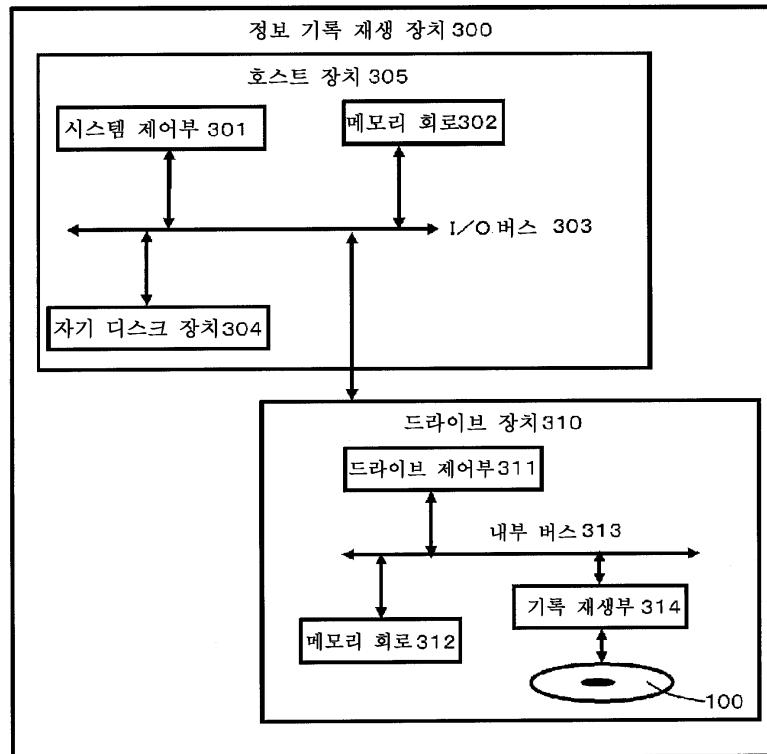
헤더 정보 1001
교체 관리 정보 #1
교체 관리 정보 #2
교체 관리 정보 #3
...
종단 정보
00h

도면5b

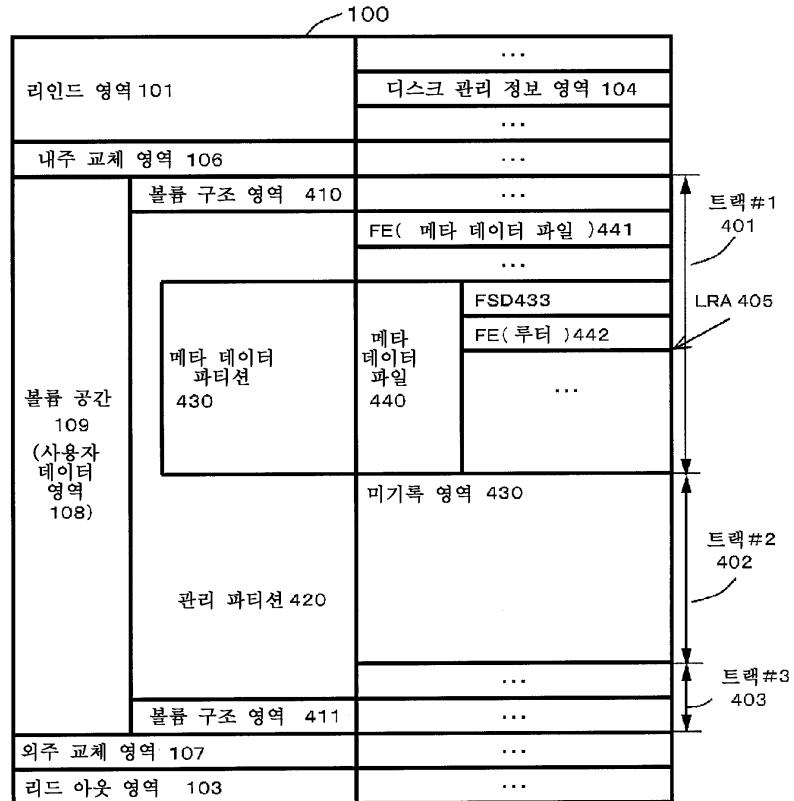
교체 관리 정보1010



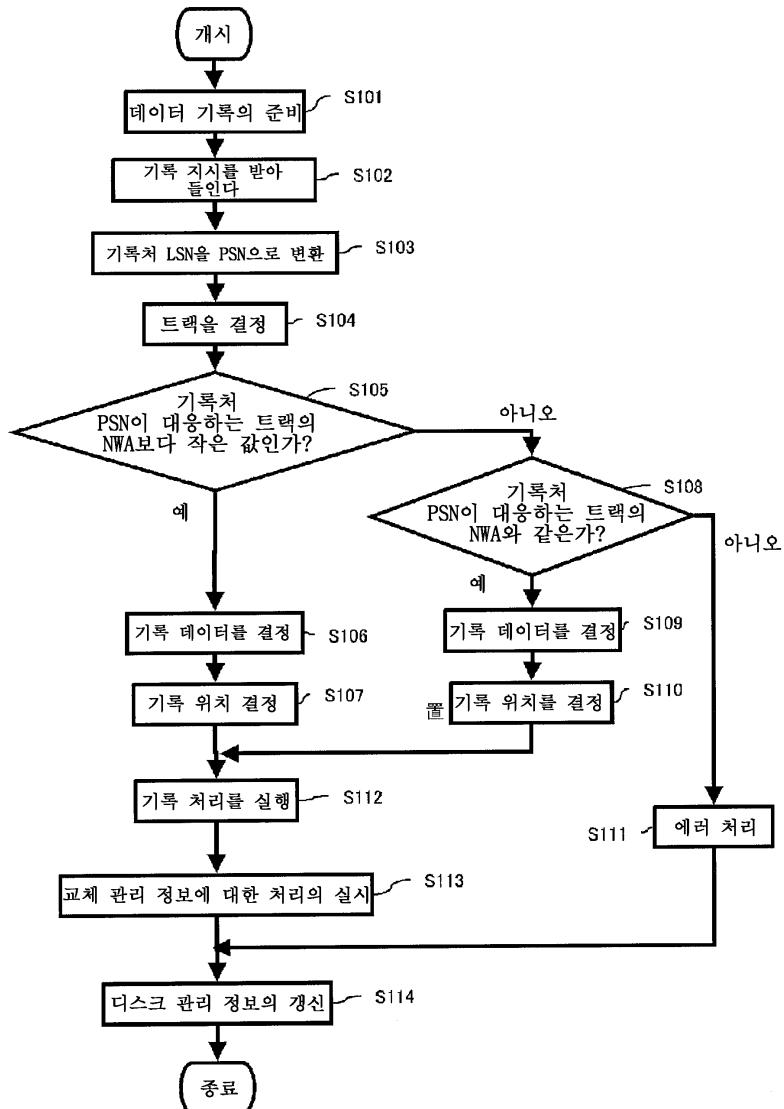
도면6



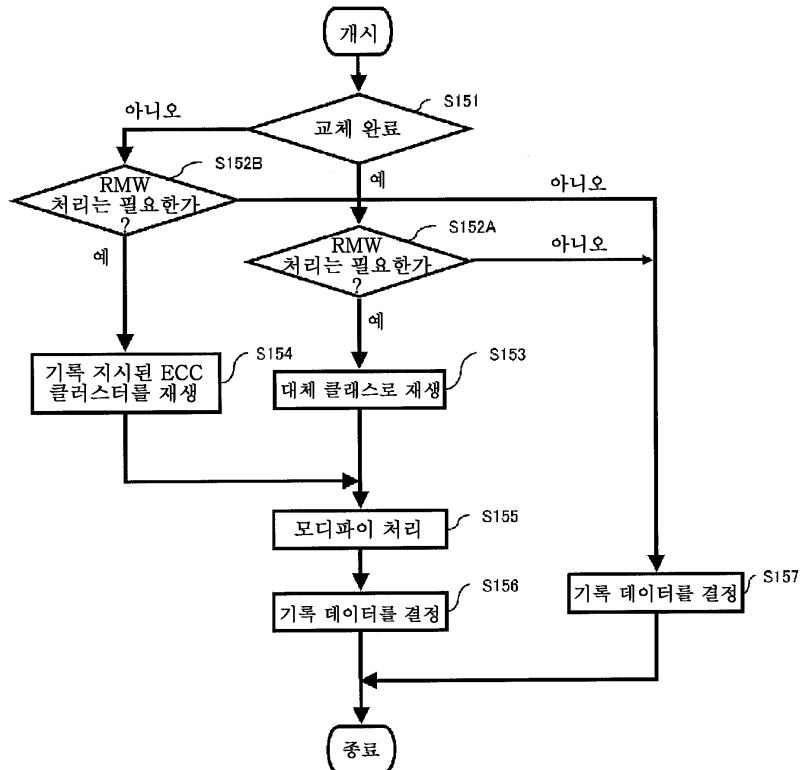
도면7



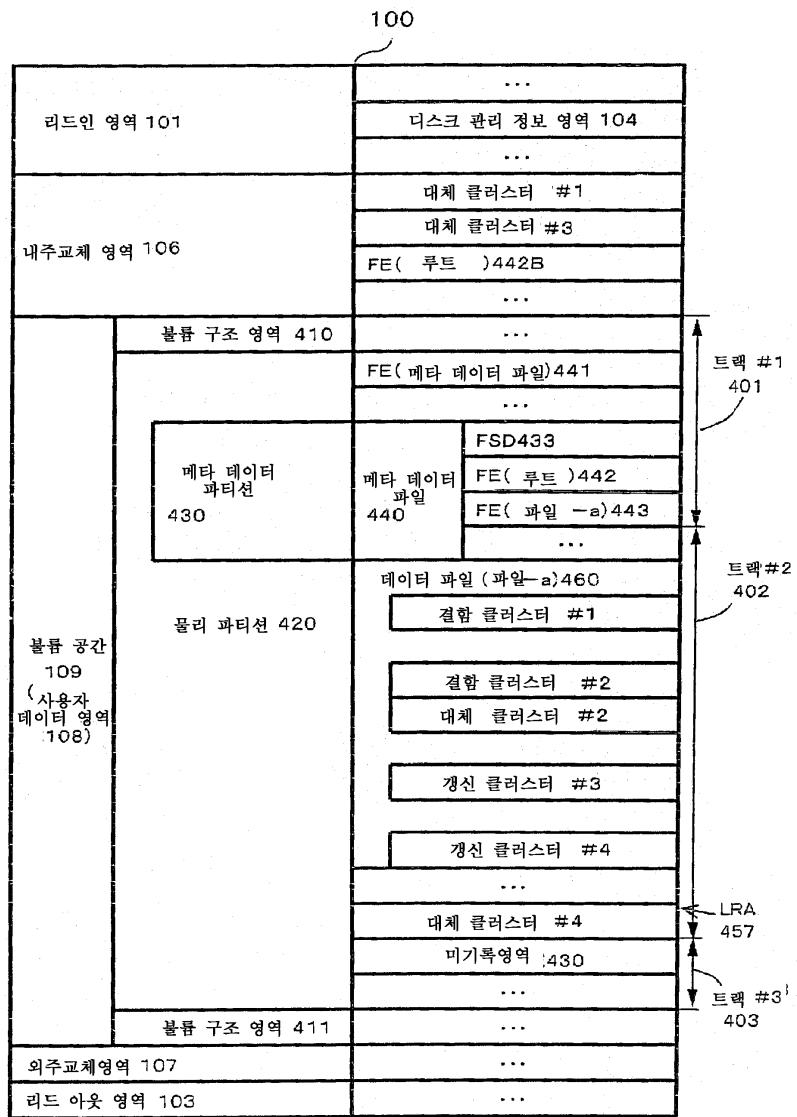
도면8a



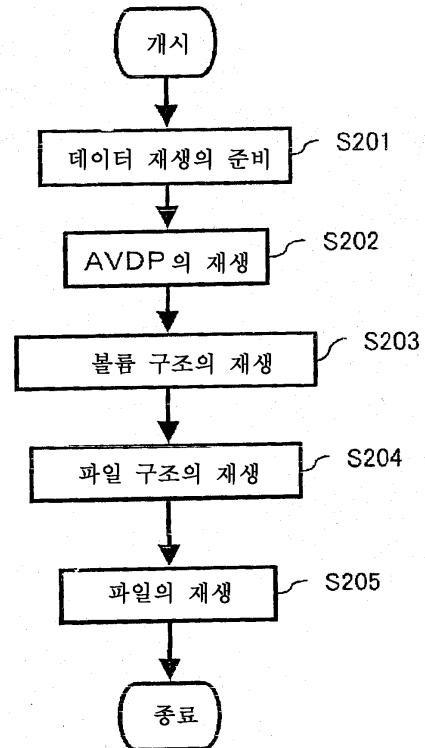
도면8b



도면9



도면10



도면11

1010B

상태정보 1011			교체원 위치 정보 1012	교체처 위치 정보 1013	종별
플래그1	플래그2	플래그3			
0	0	00	결합 클러스터 또는 개신전 클러스터 위치 정보	대체 클러스터 위치 정보 (교체 영역중)	(1)
0	0	01	결합 클러스터 또는 개신전 개시 위치 정보	대체 클러스터 개시 정보 (교체 영역중)	(2)
0	0	10	결합 클러스터 또는 개신전 종료 위치 정보	대체 클러스터 종료 정보 (교체 영역중)	(3)
0	1	00	결합 클러스터 또는 개신전 클러스터 위치 정보	대체 클러스터 위치 정보 (사용자 데이터 영역중)	(4)
0	1	01	결합 클러스터 또는 개신전 개시 위치 정보	대체 클러스터 개시 정보 (사용자 데이터 영역중)	(5)
0	1	10	결합 클러스터 또는 개신전 종료 위치 정보	대체 클러스터 종료 정보 (사용자 데이터 영역중)	(6)
1	0	00	결합 섹터 위치	-	(7)

플래그1

대체용 | : 0

결합용 | : 1

플래그2

대체 영역 중으로 대체 또는 교체처 없음 : 0

사용자 데이터 영역 중으로 대체 : 1

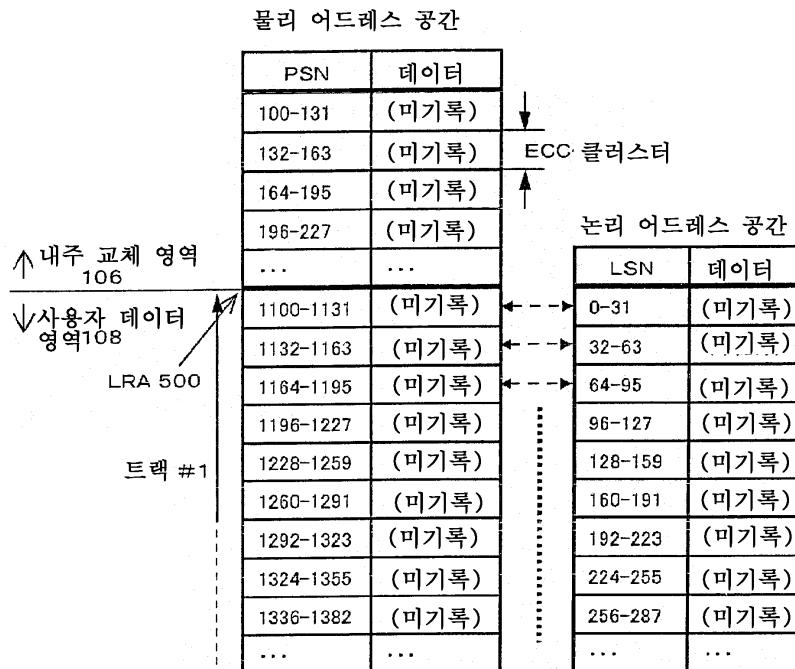
플래그3

단일 클러스터 : 00

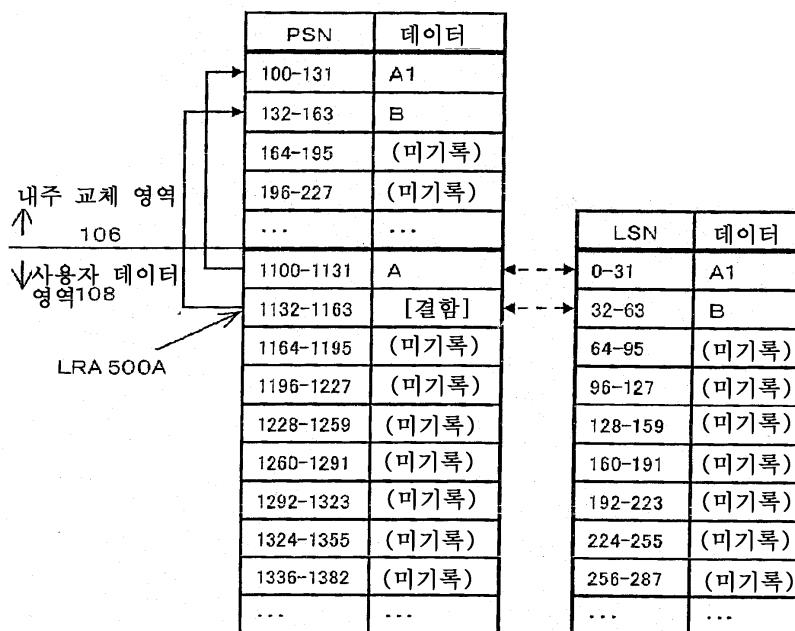
연속 클러스터 (시작위치) : 01

연속 클러스터 (종료위치) : 10

도면12



도면13a



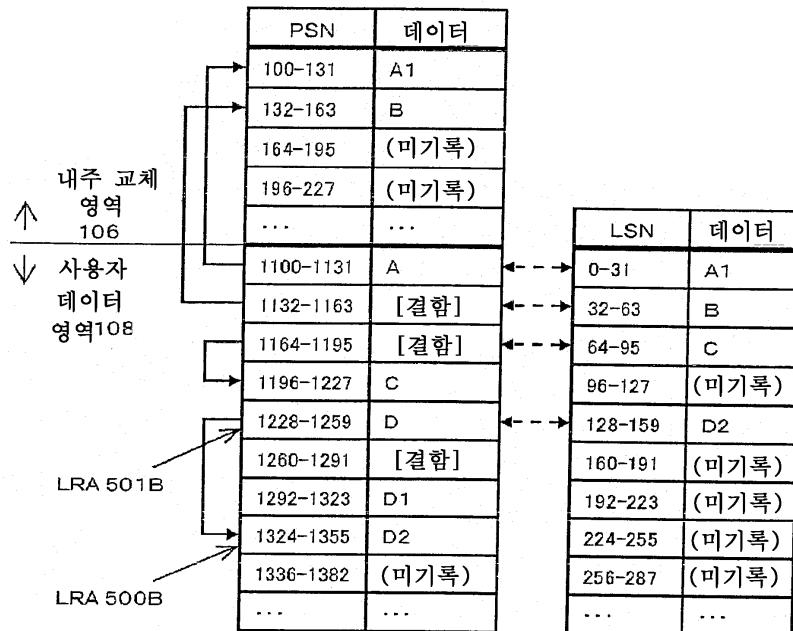
도면13b

1000A

상태정보			교체원	교체처
0	0	00	1100	100
0	0	00	1132	132

- 511
- 512

도면14a



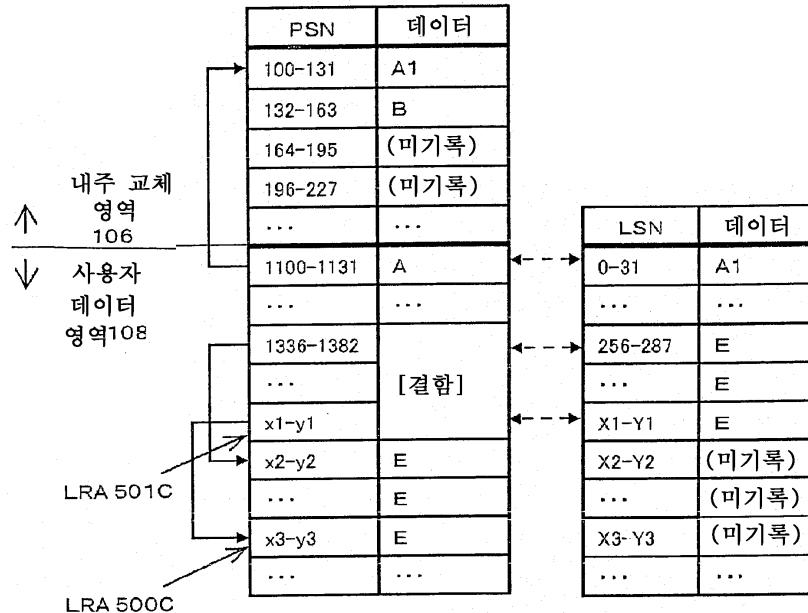
도면14b

1000B

상태정보			교체원	교체처
0	0	00	1100	100
0	0	00	1132	132
0	1	00	1164	1196
0	1	00	1228	1292
0	1	00	1228	1324
1	0	00	1260	0

511
 512
 513
 514
 514A
 515

도면15a

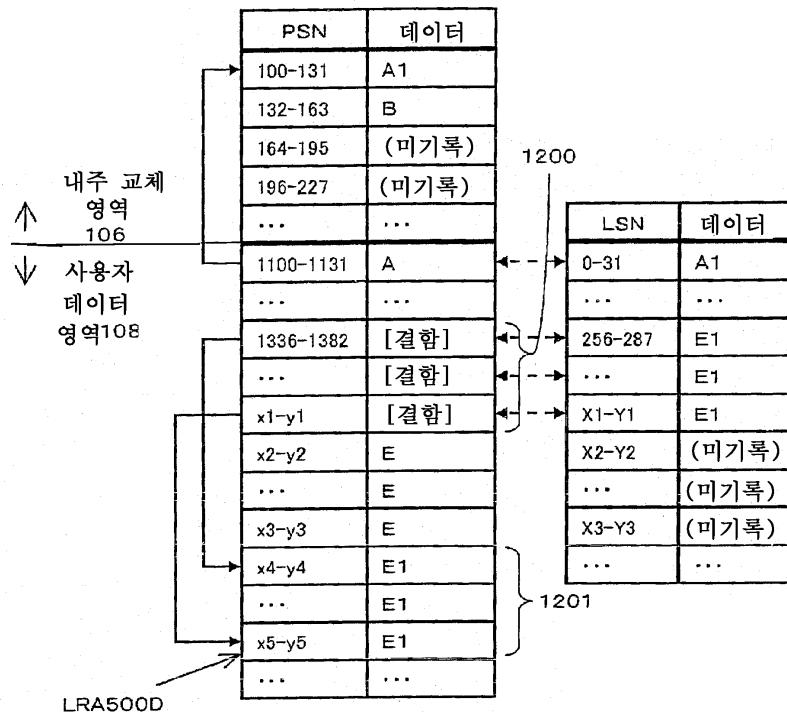


도면15b

1000D

상태정보			교체원	교체처	
0	0	00	1100	100	511
0	0	00	1132	132	512
0	1	00	1164	1196	513
0	1	00	1228	1324	514A
0	1	01	1336	x2	516
0	1	10	x1	x3	517
0	1	01	1336	x4	516A
0	1	10	x1	x5	517A
1	0	00	1260	0	515

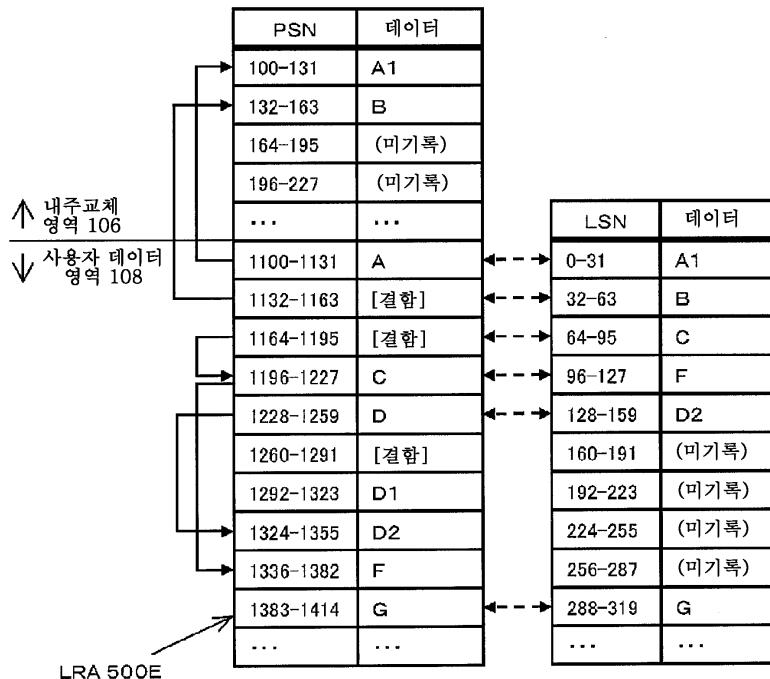
도면16a



도면16b

상태정보			교체원	교체처	1000D
0	0	00	1100	100	511
0	0	00	1132	132	512
0	1	00	1164	1196	513
0	1	00	1228	1324	514A
0	1	01	1336	x2	516
0	1	10	x1	x3	517
0	1	01	1336	x4	516A
0	1	10	x1	x5	517A
1	0	00	1260	0	515

도면17a



도면17b

1000E

상태 정보		교체원	교체처
0	0	00	1100
0	0	00	1132
0	1	00	1164
0	1	00	1196
0	1	00	1228
1	0	00	1260

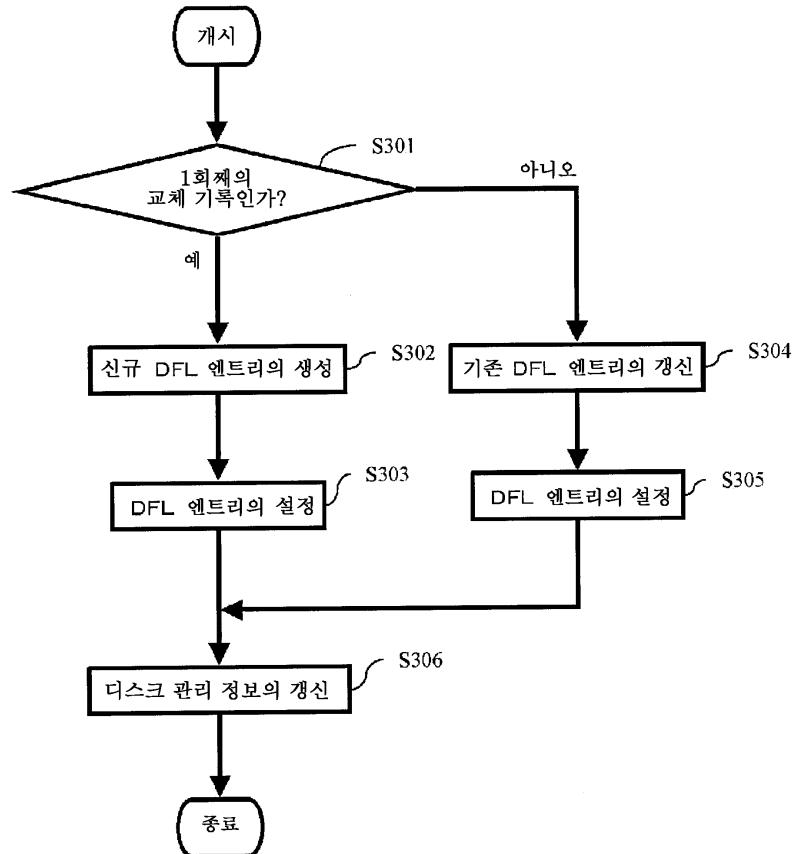
511
512
513
518
514A
515

도면18

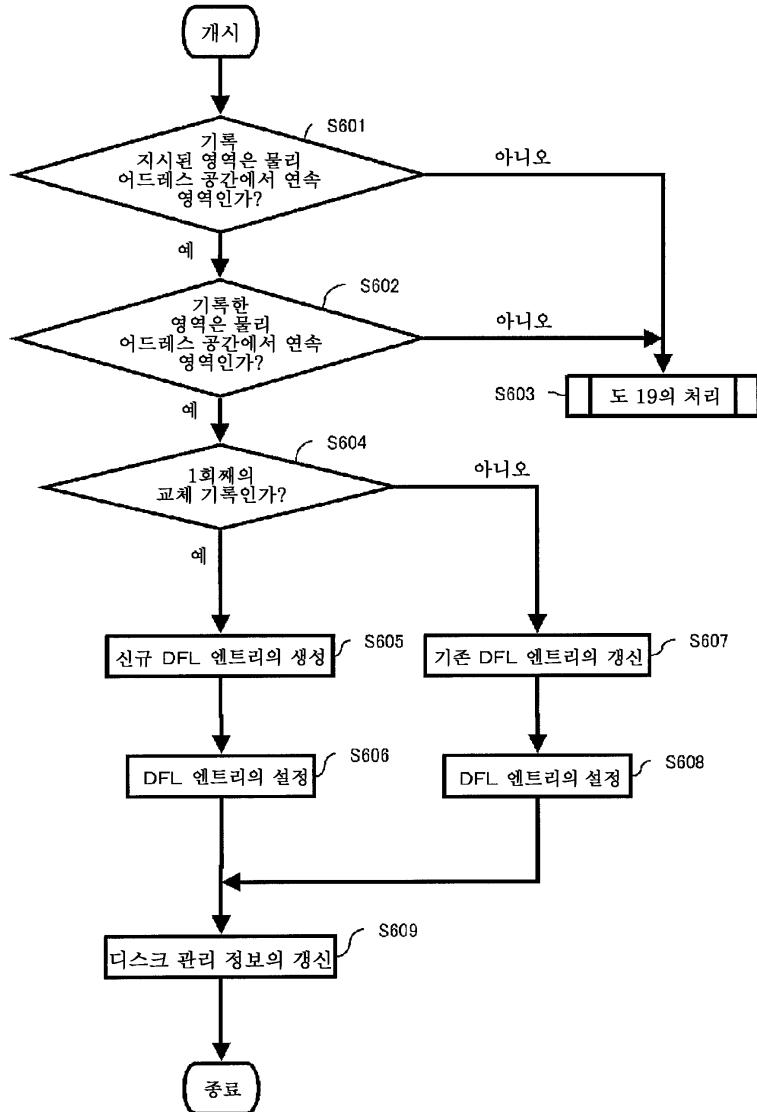
DFL entry 2010

스테이터스 1 2011A	결합 클러스터 선두 PSN 2012	스테이터스 2 2011B	대체 클러스터 선두 PSN 2013
------------------	------------------------	------------------	------------------------

도면19a



도면19b



도면20a

PSN	데이터
...	...
1000-1131	AO
1132-1163	(미기록)
1164-1195	(미기록)
1196-1227	(미기록)
1228-1259	(미기록)
1260-1291	(미기록)
1292-1323	(미기록)
1324-1355	(미기록)
...	...
x10-y10	...
...	...

LSN	데이터
0-31	AO
32-63	(미기록)
64-95	(미기록)
96-127	(미기록)
128-159	(미기록)
160-191	(미기록)
192-223	(미기록)
224-255	(미기록)
...	...

Diagram illustrating the mapping between PSN and LSN. An arrow labeled 'LRA' points from the PSN table to the LSN table. A double-headed arrow connects the two tables. The PSN table has rows from 1000 to 1355, and the LSN table has rows from 0 to 255. The PSN table also includes a header row with PSN and 데이터 columns, and a footer row with x10-y10 and ... values. The LSN table includes a header row with LSN and 데이터 columns, and a footer row with ... values.

도면20b

헤더 정보 1001

도면21a

PSN

...	...
1000-1131	A0
1132-1163	A1
1164-1195	(미기록)
1196-1227	(미기록)
1228-1259	(미기록)
1260-1291	(미기록)
1292-1323	(미기록)
1324-1355	(미기록)
...	...
x10-y10	...
...	...

LSN

0-31	A1
32-63	(미기록)
64-95	(미기록)
96-127	(미기록)
128-159	(미기록)
160-191	(미기록)
192-223	(미기록)
224-255	(미기록)
...	...

도면21b

헤더 정보 1001

0000	1000	0000	1132
------	------	------	------

2100A

도면22a

PSN

...	...
1000-1131	A0
1132-1163	A1
1164-1195	A2
1196-1227	(미기록)
1228-1259	(미기록)
1260-1291	(미기록)
1292-1323	(미기록)
1324-1355	(미기록)
...	...
x10-y10	...
...	...

LSN

0-31	A2
32-63	(미기록)
64-95	(미기록)
96-127	(미기록)
128-159	(미기록)
160-191	(미기록)
192-223	(미기록)
224-255	(미기록)
...	...

도면22b

헤더 정보 1001

0000	1000	0000	1164
------	------	------	------

2100B

도면23a

PSN	데이터	LSN	데이터
...	...	0-31	A2
1000-1131	A	32-63	(미기록)
1132-1163	A1	64-95	(미기록)
1164-1195	A2	96-127	BO
1196-1227	[결합]	128-159	CO
1228-1259	CO	160-191	CO
1260-1291	CO	192-223	CO
1292-1323	CO	224-255	(미기록)
1324-1355	(미기록)	256-287	(미기록)
...	...	288-319	(미기록)
x10-y10	BO
...

↑ 사용자 데이터 영역 108
↓ 외주 교체 영역 107

도면23b

헤더 정보 1001			
0000	1000	0000	1164
0000	1196	0000	x10

2100B
2101A

도면24a

PSN	데이터	LSN	데이터
...	...	0-31	A2
1000-1131	A	32-63	(미기록)
1132-1163	A1	64-95	(미기록)
1164-1195	A2	96-127	BO
1196-1227	[결합]	128-159	CO
1228-1259	CO	160-191	CO
1260-1291	CO	192-223	CO
1292-1323	CO	224-255	(미기록)
1324-1355	C1	256-287	(미기록)
1356-1387	C1	288-319	(미기록)
1388-1419	C1
...
x10-y10	BO
...

↑ 사용자 데이터 영역 108
↓ 외주 교체 영역 107

LRA

도면24b

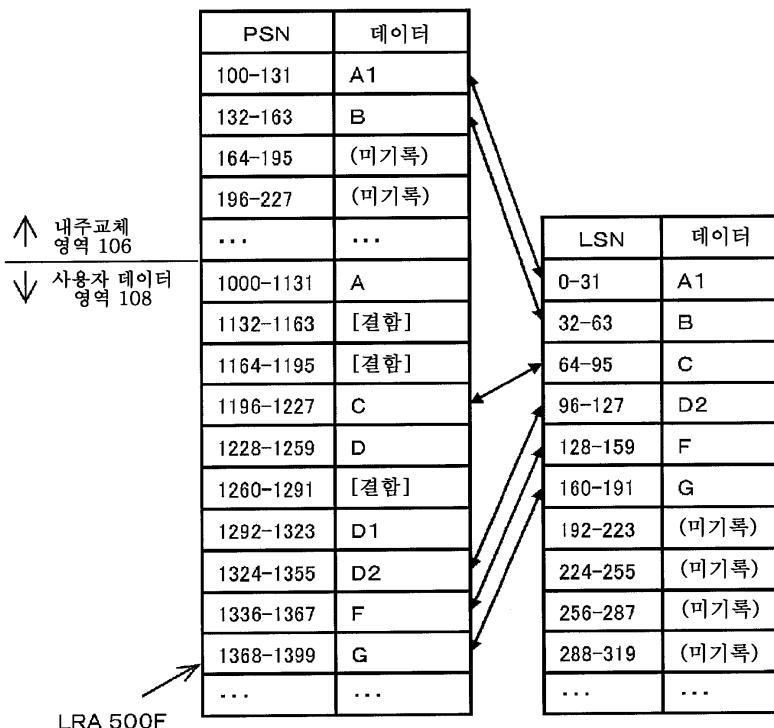
헤더 정보 1001			
0000	1000	0000	1164
0000	1196	0000	x10
0000	1228	0001	1324
0000	1292	0010	1388

2100B
2101A
2102A
2103A

도면25

3210
세션 개시 정보 211
트랙 개시 위치 정보 212
트랙 내 최종 데이터 기록 위치 정보(LRA) 213
트랙 내 최종 데이터 기록 높리 위치 정보 3214

도면26a

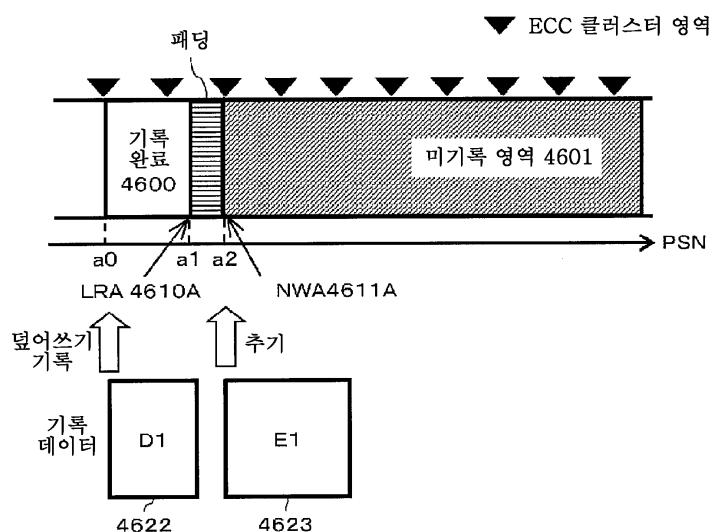


도면26b

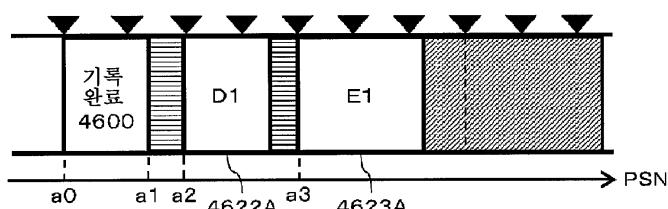
1000F

상태 정보			교체원	교체처
0	0	00	1000	100
0	0	00	1132	132
0	1	00	1164	1196
0	1	00	1196	1324
0	1	00	1228	1336
0	1	00	1260	1368
1	0	00	1132	0
1	0	00	1164	0
1	0	00	1260	0

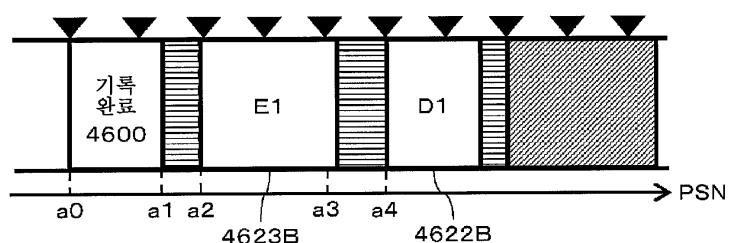
도면27



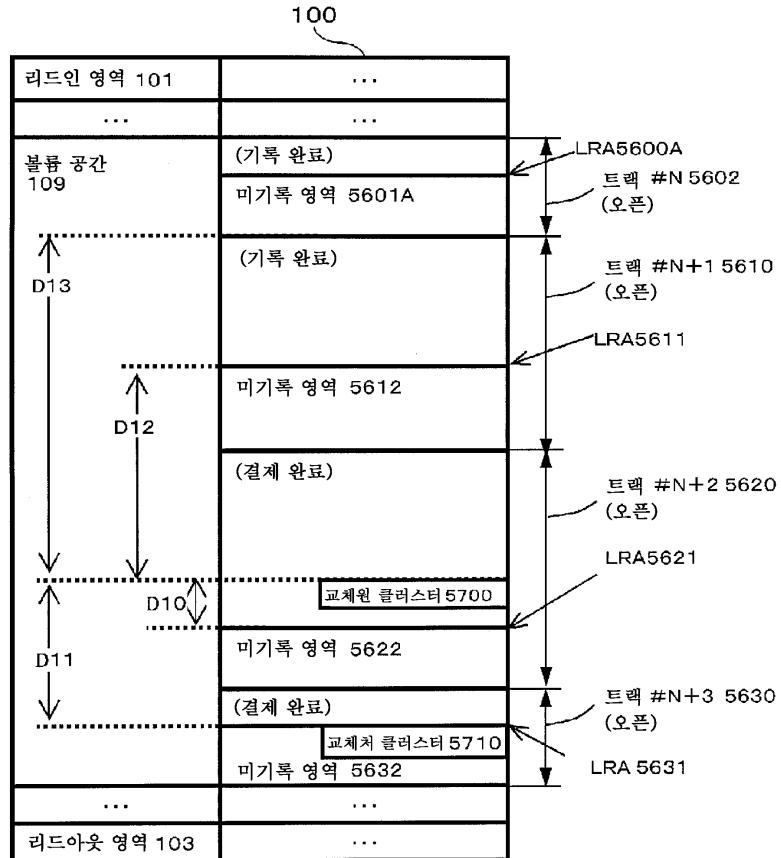
도면28



도면29



도면30

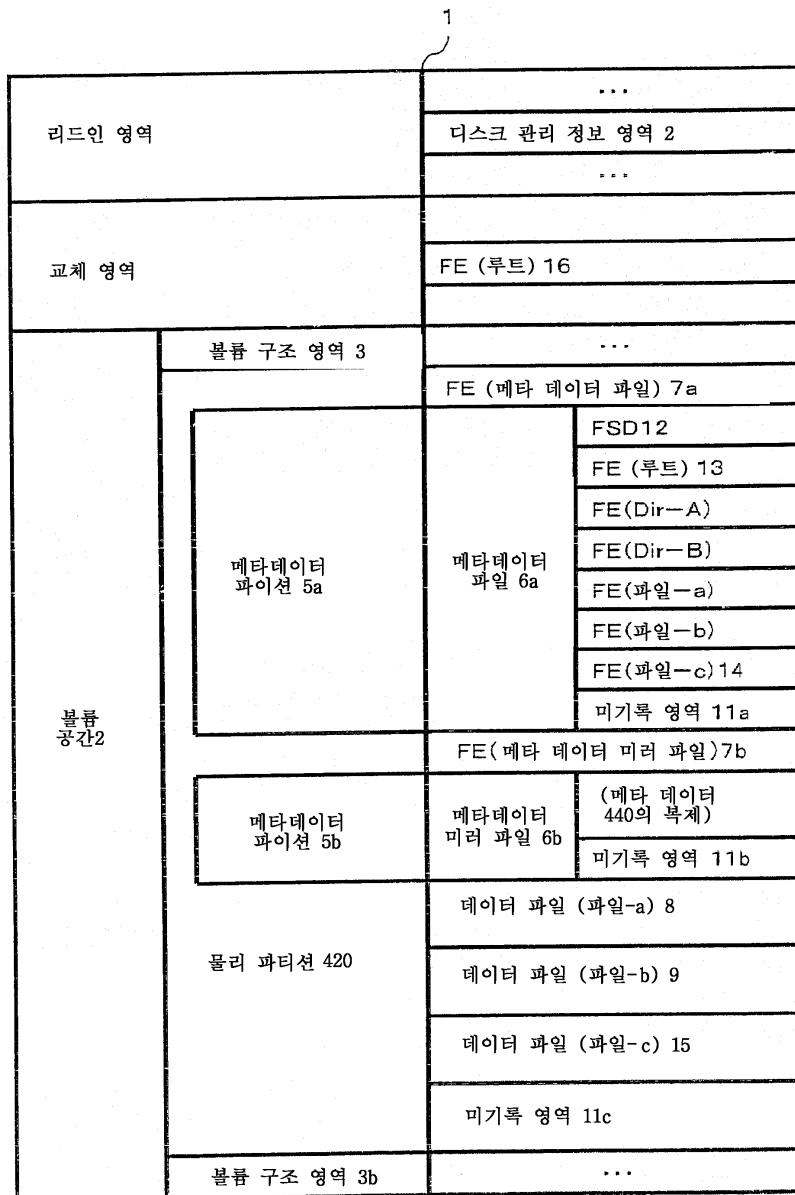


도면31

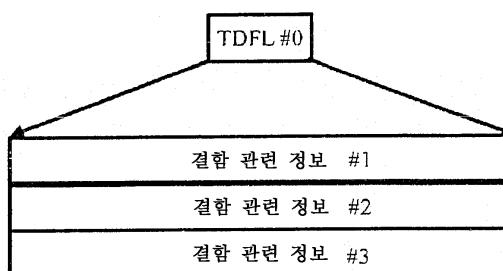
1

리드인 영역		... 디스크 관리 정보 영역 2 ...		
고체 영역		...		
볼륨 구조 영역 3		...		
		FE (메타 데이터 파일) 7a		
볼륨 공간2	<div style="border: 1px solid black; padding: 5px; text-align: center;"> 메타데이터 파이션 5a </div>	<div style="border: 1px solid black; padding: 5px; text-align: center;"> 메타데이터 파일 6a </div>	FSI12	
			FE(루트) 13	
			FE(Dir-A)	
			FE(Dir-B)	
			FE(파일-a)	
			FE(파일-b)	
			미기록 영역 11a	
			FE(메타 데이터 미러 파일) 7b	
<div style="border: 1px solid black; padding: 5px; text-align: center;"> 메타데이터 파이션 5b </div>		<div style="border: 1px solid black; padding: 5px; text-align: center;"> 메타데이터 미러 파일 6b </div>	(메타 데이터 440의 복제)	
			미기록 영역 11b	
물리 파티션 4		데이터 파일 (파일-a) 8 데이터 파일 (파일-b) 9 미기록 영역 11c		
볼륨 구조 영역 3b		...		

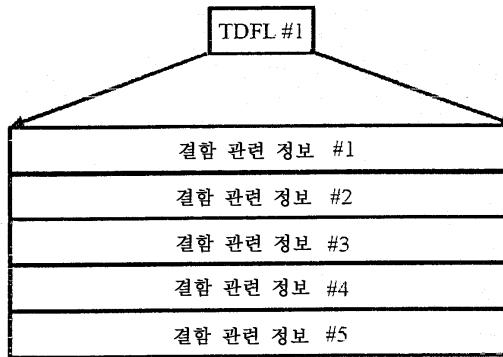
도면32



도면33a



도면33b



도면34

6100

일반 정보 1101
교체 관리 정보 리스트 위치 정보 1102
사용자 데이터 영역 개시 위치 정보 1103
사용자 데이터 영역 종단 위치 정보 1104
교체 영역 정보 1105
기록 종별 정보 1106
최종 데이터 기록 위치 정보 1107
디스크 관리 정보 영역 정보 1107b
교체 영역 관리 정보 1108
세션 관리 정보 위치 정보 1109
빈 영역 관리 정보 위치 정보 1110
교체 기록 제어 정보 리스트 6000

도면35a

6000

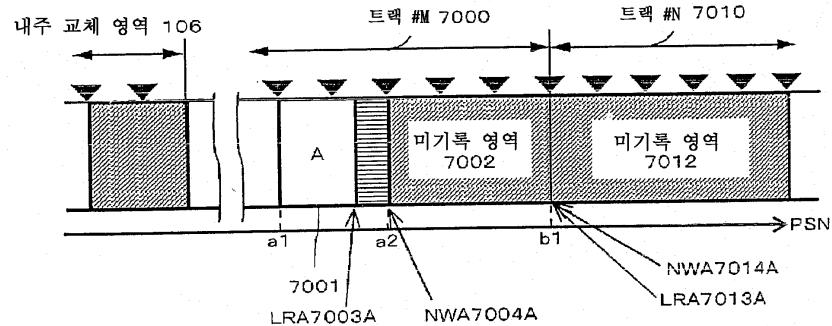
데이터 길이 60001
교체 기록 제어 정보 엔트리 #1
교체 기록 제어 정보 엔트리 #2
교체 기록 제어 정보 엔트리 #3
...

도면35b

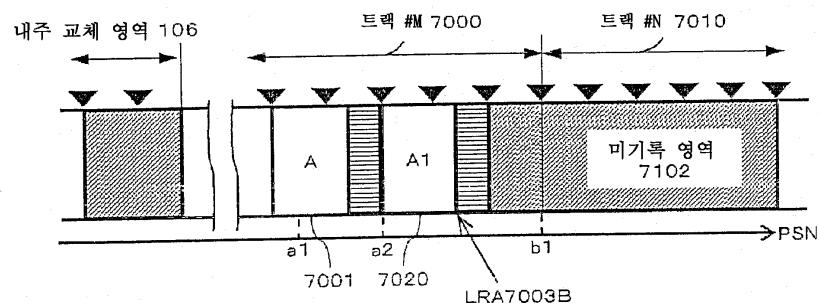
6210

교체 기록 제어 정보 6214
세션 개시 정보 211
트랙 개시 위치 정보 212
트랙내 최종 데이터 (LRA) 213

도면36



도면37a



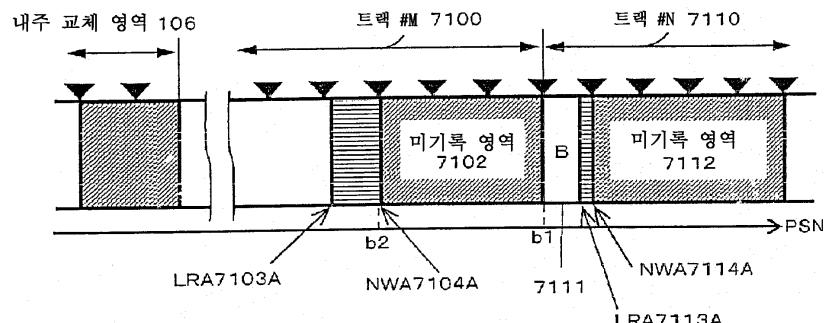
도면37b

상태 정보	교체원	교체처
...		
0	1	00
a1		a2
0	1	00
a2		0
...		

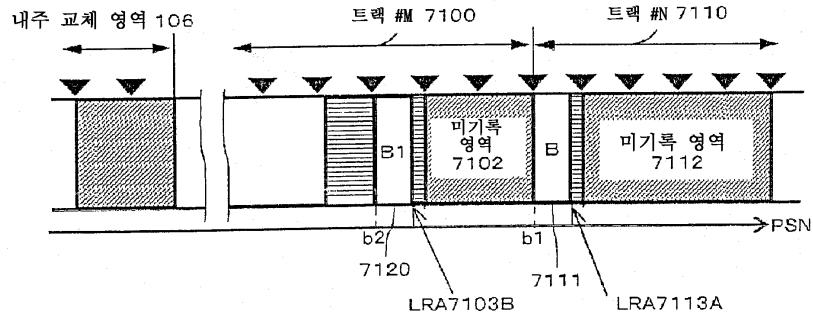
7030

7031

도면38



도면39a

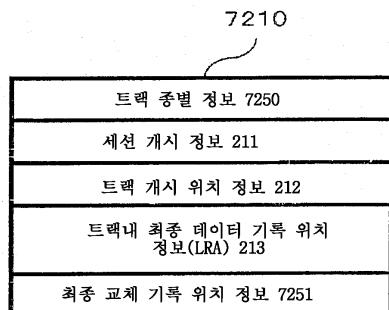


도면39b

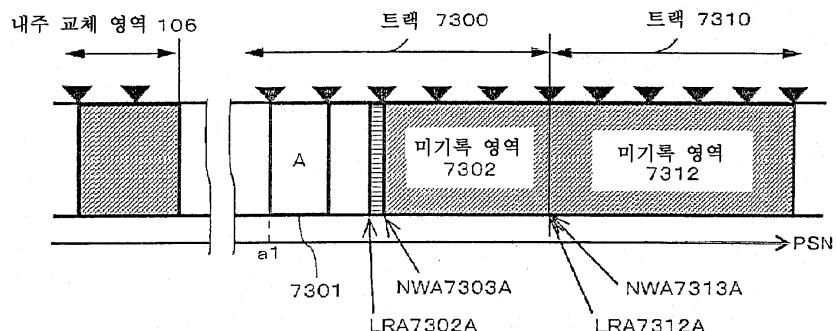
상태 정보		교체원	교체처
...			
0	1	00	b2
0	1	00	b1
...			

7131
7130

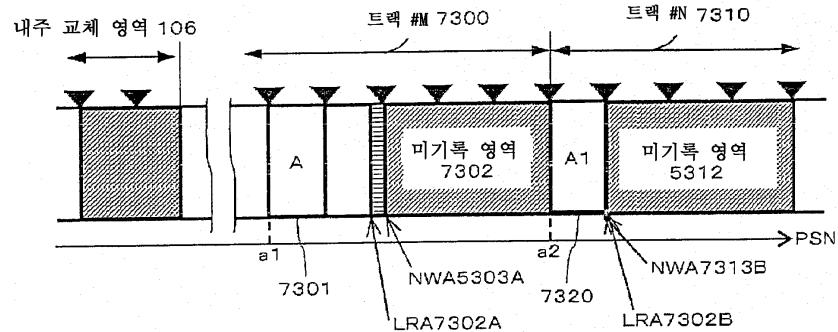
도면40



도면41



도면42a



도면42b

상태 정보	교체원	교체처
0 0 00	a1	a2

7330

도면43

7410

트랙 종별 정보 7250
세션 개시 정보 211
트랙 개시 위치 정보 212
트랙 최종 데이터 기록 위치 정보(LRA) 213

도면44

8210

교체 제어 정보 8001
세션 개시 정보 211
트랙 개시 위치 정보 212
트랙내 최종 데이터 기록 위치 정보(LRA) 213