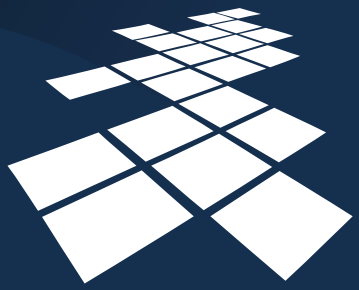
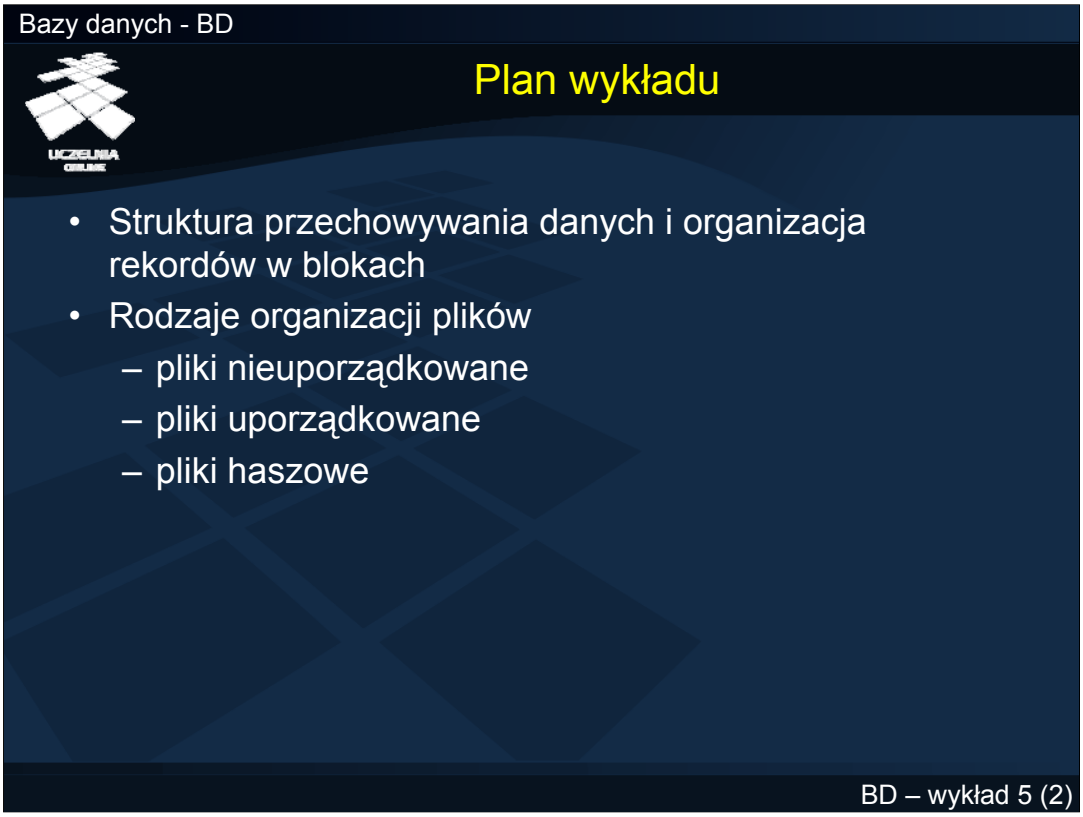
Organizacja plików

Wykład przygotował:
Robert Wrembel



UCZELNIA
ONLINE

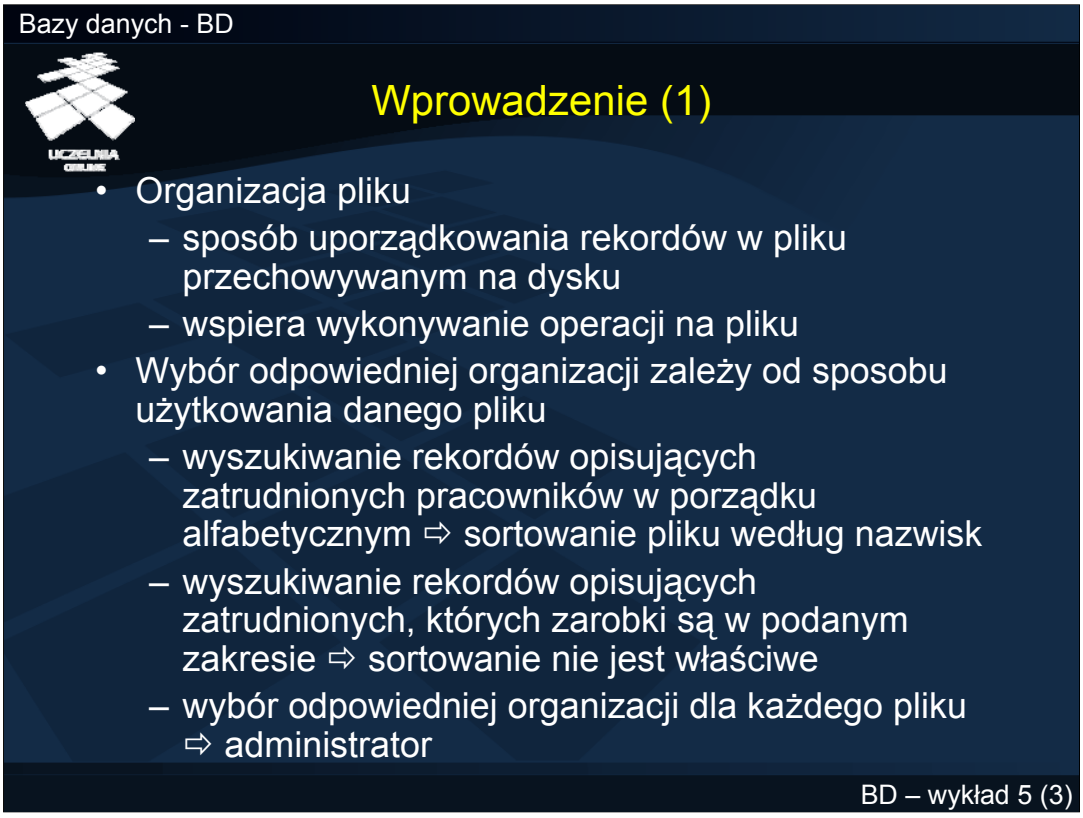


Celem wykładu jest przedstawienie podstawowych organizacji plików. W ramach wykładu zostaną omówione następujące zagadnienia:

- struktura przechowywania danych i organizacja rekordów w blokach,

- rodzaje organizacji plików, czyli pliki nieuporządkowane, uporządkowane i haszowe.

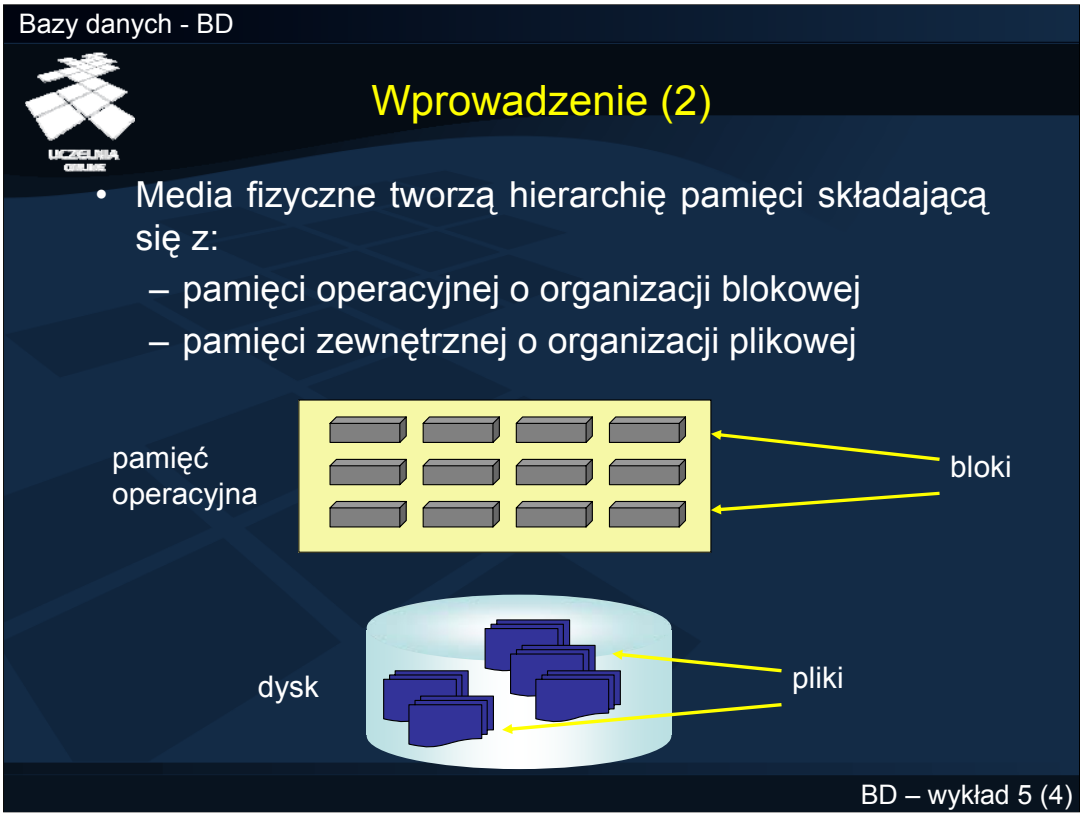
Każda z organizacji plików zostanie scharakteryzowana strukturą, mechanizmami dostępu i kosztami dostępu. Ponadto, dla plików haszowych zostaną przedstawione podstawowe techniki rozwiązywania kolizji.



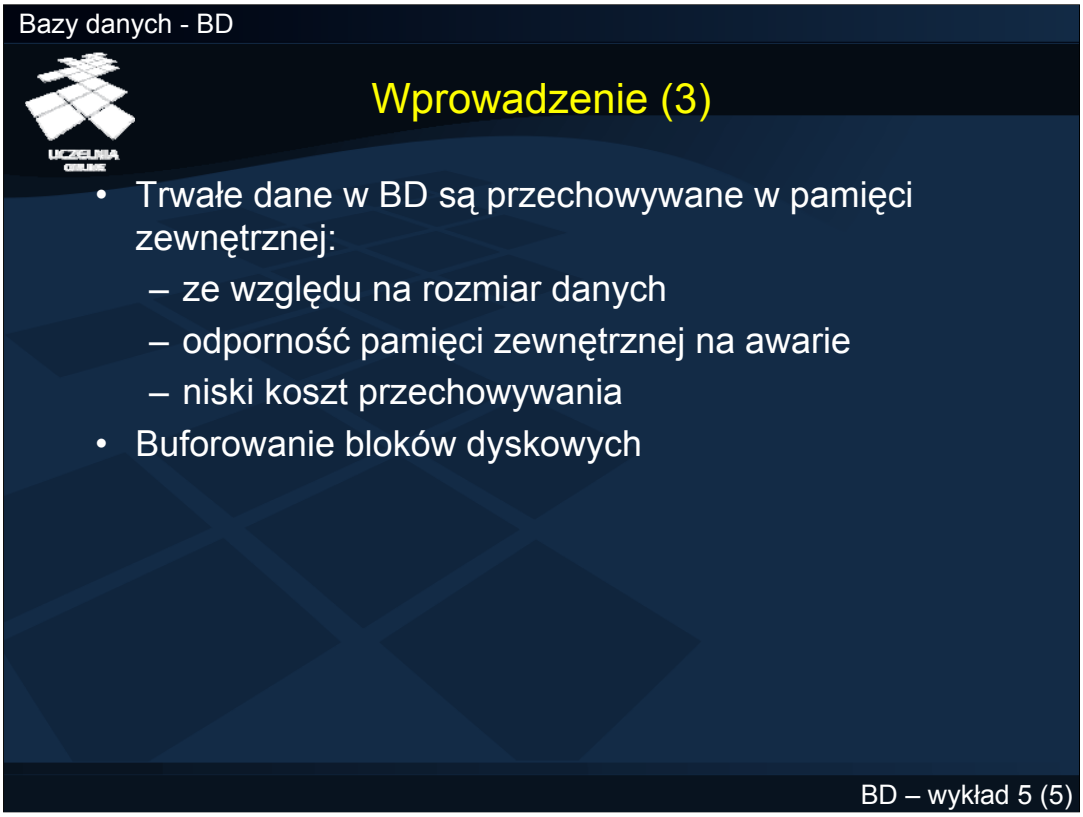
Organizacja pliku określa sposób uporządkowania rekordów w pliku przechowywanym na dysku. Wybór właściwej organizacji zależy od sposobu użytkowania danego pliku.

Przykładowo, jeśli chcemy wyszukiwać rekordy opisujące zatrudnionych pracowników w porządku alfabetycznym, sortowanie pliku według nazwisk jest dobrą organizacją pliku. Z drugiej strony, jeśli chcemy wyszukiwać rekordy opisujące zatrudnionych, których zarobki są w podanym zakresie, sortowanie rekordów pracowników według nazwisk nie jest właściwą organizacją pliku.

Wybranie właściwej organizacji dla każdego pliku jest zadaniem administratora BD.



Media fizyczne tworzą hierarchię pamięci składającą się z pamięci operacyjnej i pamięci zewnętrznej. Pamięć zewnętrzna ma organizację plikową, oznacza to, że jednostką alokacji na dysku jest plik. Natomiast pamięć operacyjna ma organizację blokową. Oznacza to, że jednostką alokacji jest blok. Blok alokowany w pamięci operacyjnej jest wielokrotnością rozmiaru fizycznego bloku dyskowego.



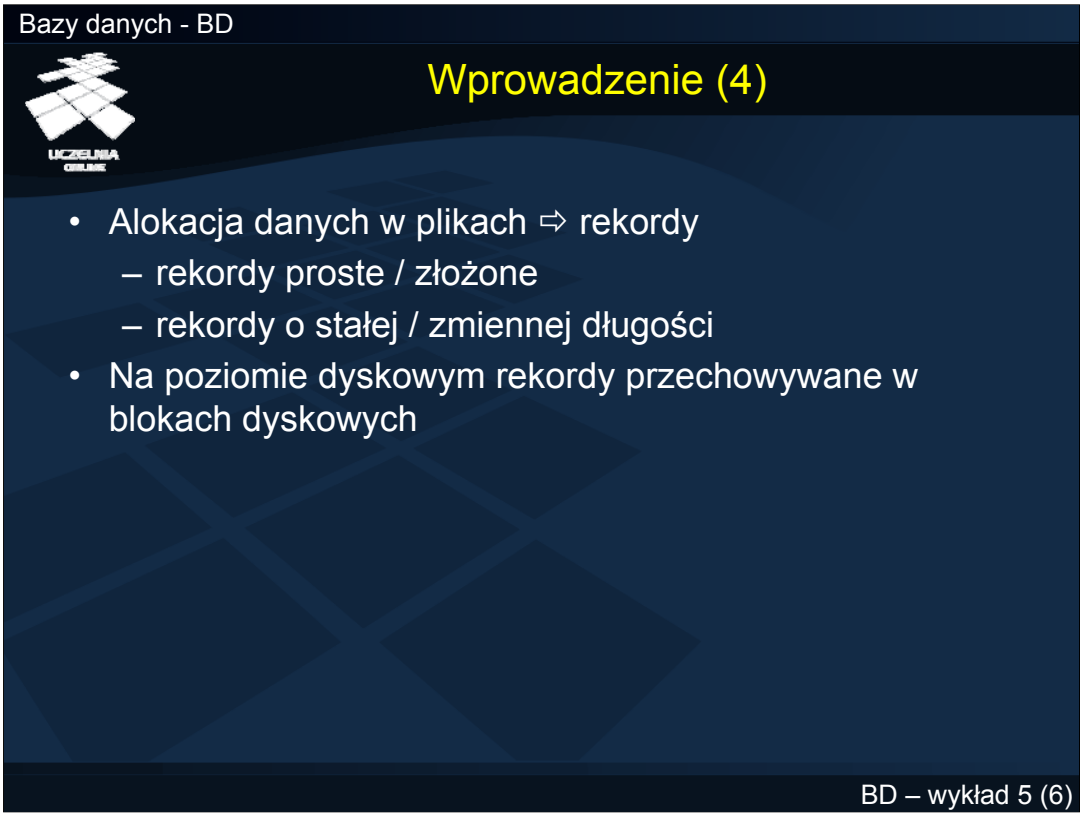
Trwałe dane w bazie danych są przechowywane w pamięci zewnętrznej z trzech powodów:

- ze względu na rozmiar bazy danych

- odporność pamięci zewnętrznej na awarie

- koszt jednostkowy

W czasie pracy bazy danych, poszukiwane dane są odczytywane z plików dyskowych i umieszczane/buforowane w blokach systemu operacyjnego. Bloki te są często nazywane buforami bazy danych. Stąd dane są następnie udostępniane użytkownikom BD. Zapis danych na dysk również odbywa się za pośrednictwem buforów bazy danych. Użytkownicy modyfikują dane w buforach. Zawartość tych buforów jest następnie zapisywana do plików.

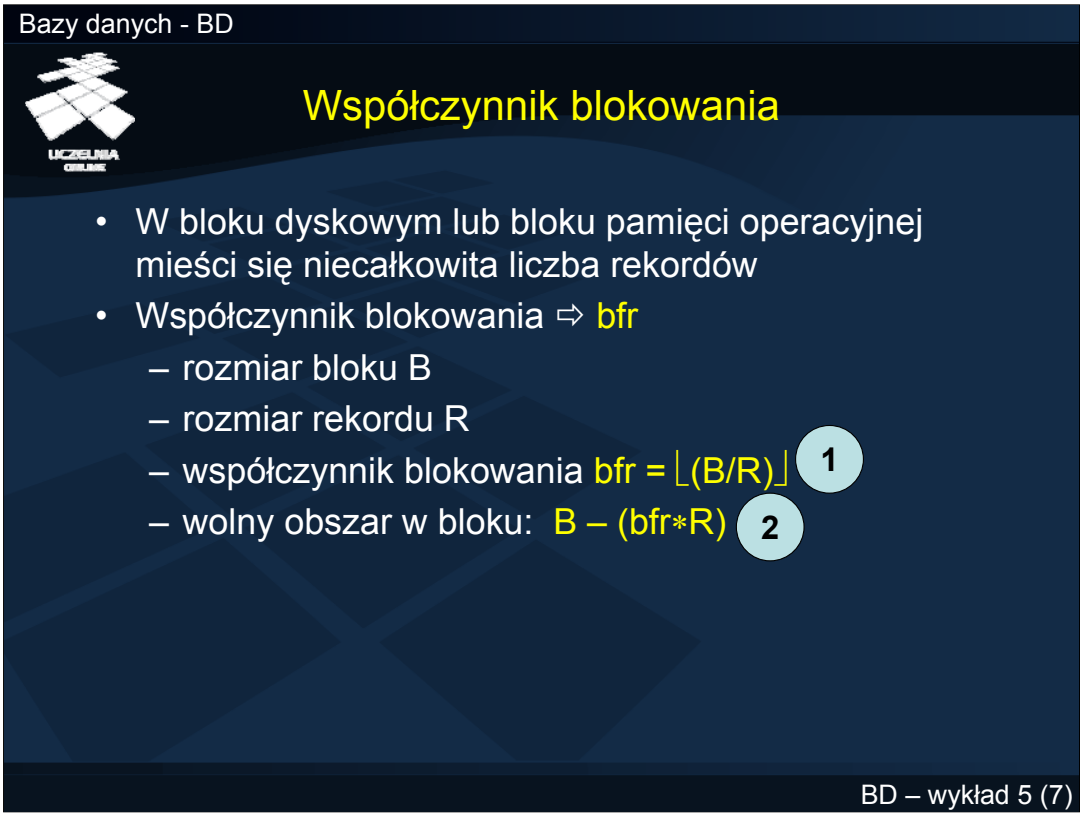


Dane w plikach są reprezentowane w postaci rekordów. Każdy rekord składa się z pól przechowujących wartości.

Wyróżnia się rekordy o strukturze prostej i złożonej (zagnieżdżonej). W pierwszym przypadku, wartością każdego pola rekordu jest wartość elementarna (liczba, łańcuch znaków, data, ciąg bitów). W drugim przypadku, wartością pola rekordu jest inny rekord.

Rekordy mogą mieć stałą długość lub zmienną. Stała długość oznacza, że rekord zawsze zajmuje tyle samo miejsca na dysku, niezależnie od rzeczywistych rozmiarów przechowywanych w nim danych. Rekordy o stałej długości przyjmują zawsze rozmiar będącą sumą maksymalnych zadeklarowanych rozmiarów ich atrybutów. Rekordy o zmiennej długości przyjmują taki rozmiar jaki faktycznie przyjmują przechowywane w nich dane.

Na poziomie dyskowym, rekordy są przechowywane w blokach dyskowych. Rozmiar tych bloków jest określany przez system operacyjny. Często jest to 512B.



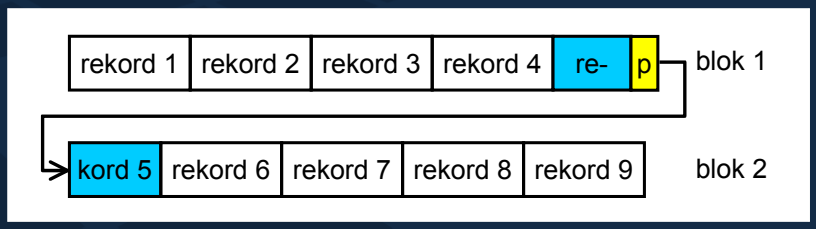
W praktyce, w jednym bloku dyskowym lub bloku pamięci operacyjnej mieści się niecałkowita liczba rekordów. Wynika to z faktu, że rozmiar bloku nigdy nie jest wielokrotnością rozmiaru rekordu. Maksymalna liczba rekordów, która może się zmieścić w bloku jest określana za pomocą tzw. współczynnika blokowania (bloking factor) - bfr. Jest on definiowany następująco.

Niech B oznacza rozmiar bloku dyskowego, R - oznacza rozmiar rekordu. Dla uproszczenia zakłada się że albo rozważane są rekordy o stałej długości R bajtów, albo dla rekordów o zmiennej długości R oznacza maksymalny rozmiar rekordu. Współczynnik blokowania jest określany jako największa liczba całkowita mniejsza od ilorazu rozmiaru bloku i rozmiaru rekordu. Wyraża to wzór nr 1 ze slajdu.

Przyjmując taką definicję współczynnika blokowania, łatwo jest obliczyć wolny obszar jaki pozostaje w każdym z bloków. Jest on wyrażony wzorem: B - (brf * R). W przypadku rekordów o zmiennej długości jest to obszar minimalny.

Organizacja rekordów w blokach (1)

- Dzielona (spanned)



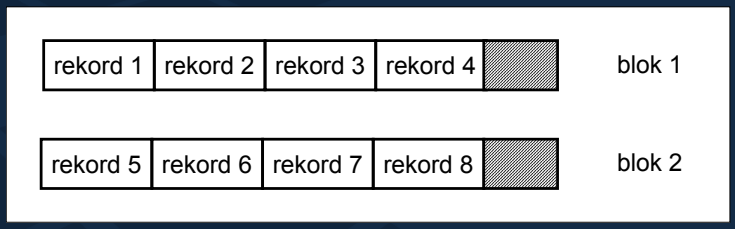
Rekordy w blokach są zorganizowane albo jako dzielone (ang. spanned) albo jako niepodzielne (ang. unspanned). W pierwszym przypadku, rekord, który cały nie mieści się w bloku jest dzielony, a jego części są przechowywane w kilku blokach.

Poglądowy schemat dzielonej organizacji rekordów przedstawiono na slajdzie. Rekord 5 nie mieści się w bloku 1, więc jest dzielony na 2 części. Początek rekordu znajduje się w bloku 1, a koniec rekordu - w bloku 2.

Organizacja dzielona zapewnia lepsze wykorzystanie miejsca w blokach - wszystkie bloki są w całości wypełnione.

Organizacja rekordów w blokach (2)

- Niepodzielna (unspanned)



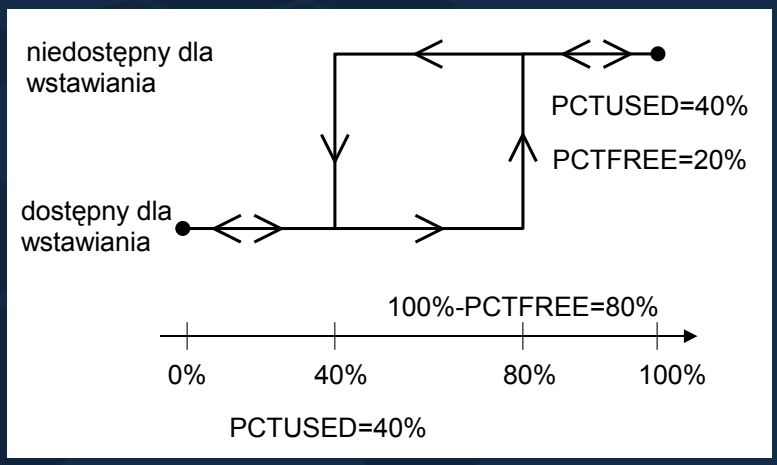
W przypadku organizacji niepodzielnej rekord, który nie mieści się w całości w bloku jest przenoszony do takiego bloku, w którym zmieści się cały.

Poglądowy schemat niepodzielnej organizacji rekordów przedstawia slajd. W tym przykładzie, rekord 5 w całości został przeniesiony do bloku 2.

Organizacja niepodzielna powoduje, że w blokach pozostaje niewykorzystane miejsce.

Zarządzanie rozmiarem bloku danych

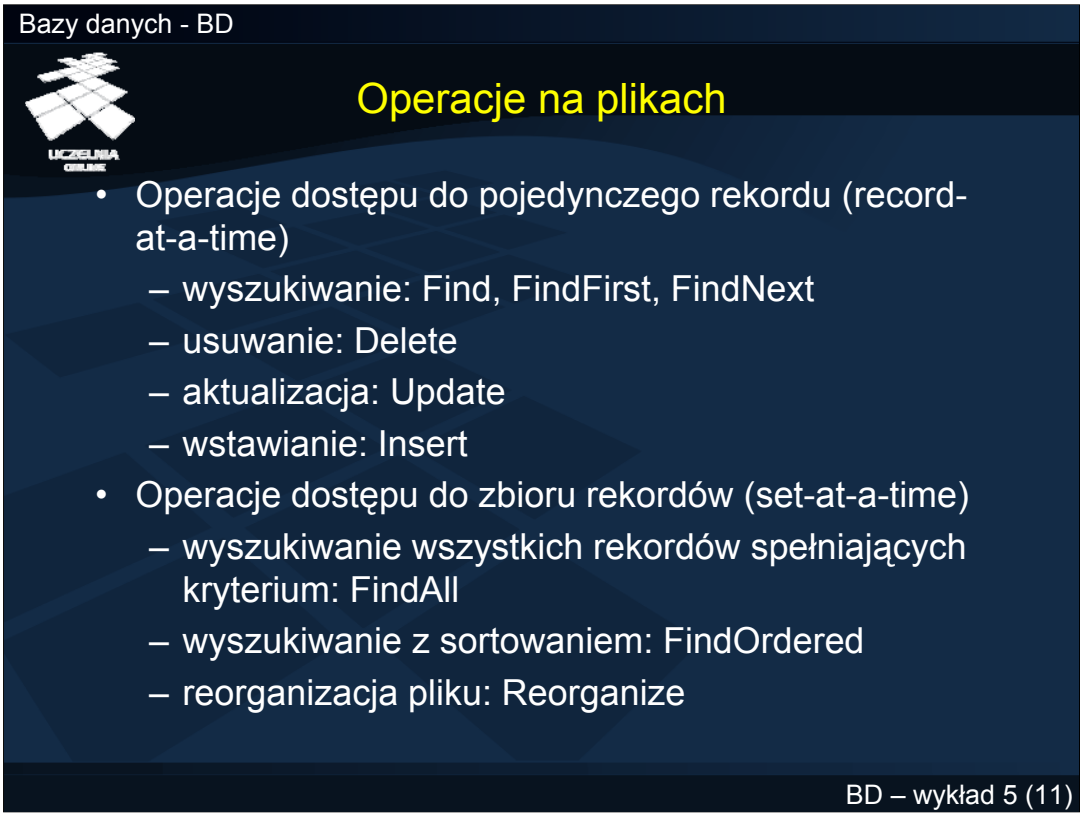
- Utrzymywanie wolnej pamięci w bloku dla potencjalnych modyfikacji



W praktyce, w każdym bloku, niezależnie od organizacji rekordów, pozostawia się część wolnego miejsca. Miejsce to jest wykorzystywane na rozszerzanie się rekordów na skutek modyfikowania wartości ich pól. Gdyby nie było wolnego miejsca w bloku, wówczas po modyfikacji rekord mógłby się nie zmieścić w bloku i musiałby zostać przesunięty do innego bloku.

Tę technikę stosuje m.in. SZBD Oracle. W systemie tym, dla bloków definiuje się dwa parametry PCTFREE i PCTUSED. Pierwszy z nich określa ile procent rozmiaru bloku pozostanie wolne. PCTUSED określa kiedy do bloku można wstawiać rekordy. Parametr ten jest wyrażony również procentowym rozmiarem bloku. Jeśli zajętość bloku przewyższa wartość PCTUSED, wówczas blok nie jest wykorzystywany do wstawiania nowych rekordów. Jeśli natomiast zajętość bloku jest niższa niż PCTUSED, wówczas do bloku można wstawiać rekordy.

W przykładzie na slajdzie PCTFREE=20%, a PCTUSED=40%. Oznacza to, że w bloku zawsze pozostaje przynajmniej 20% wolnego miejsca. Do bloku wolno wstawiać dane jeżeli aktualna jego zajętość nie przekracza 40% jego rozmiaru. Jeżeli na skutek wstawiania nowych rekordów do bloku, zajętość wzrośnie powyżej 40%, SZBD przestaje wstawiać rekordy do tego bloku. Jeżeli na skutek usuwania rekordów zajętość bloku spadnie poniżej 40%, blok ten ponownie zostanie wykorzystany do wstawiania rekordów.



Ponieważ rekordy są fizycznie przechowywane w plikach, więc dostęp do rekordów musi być realizowany za pomocą dedykowanych i zoptymalizowanych operacji. Wyróżnia się operacje na pojedynczym rekordzie (ang. record-at-a-time)

i operacje na zbiorze rekordów (ang. set-at-a-time). Do pierwszej grupy zalicza się:

- wyszukiwanie rekordu spełniającego kryterium: Find, FindFirst, FindNext,

- usuwanie: Delete,

- aktualizację: Update,

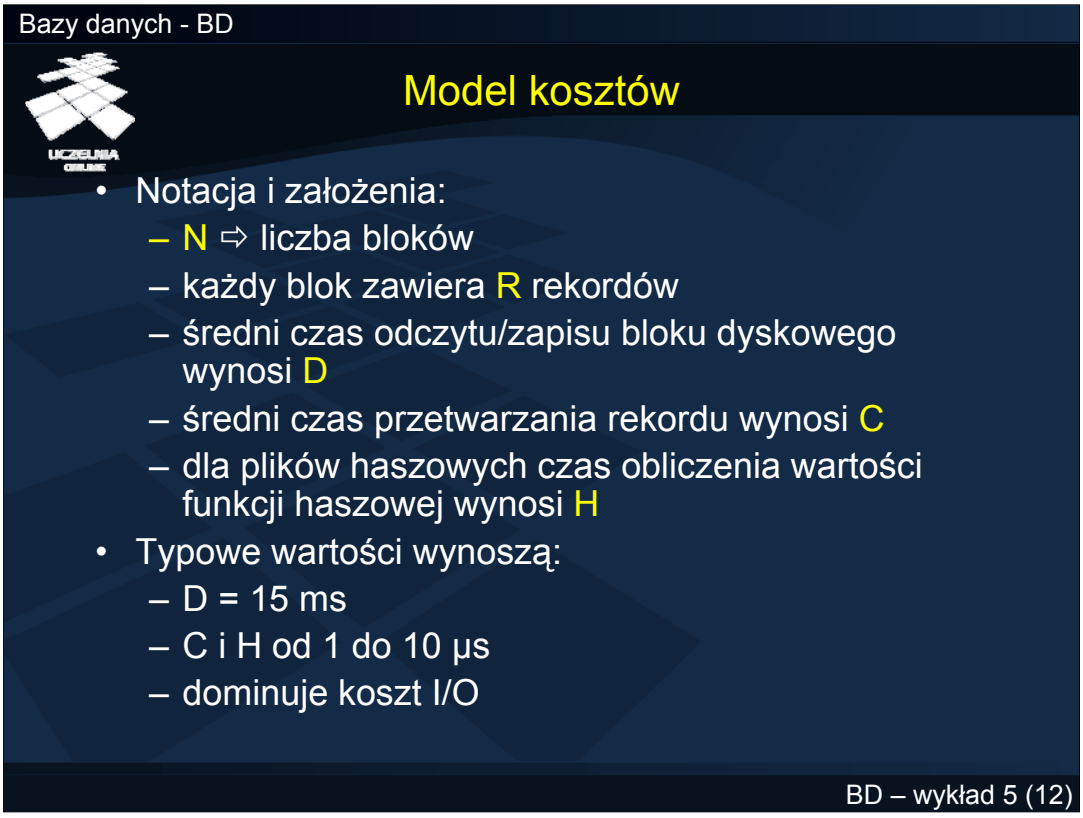
- wstawianie: Insert.

Do drugiej grupy zalicza się:

- wyszukiwanie wszystkich rekordów spełniających kryterium: FindAll,

- wyszukiwanie rekordów spełniających kryterium z sortowaniem wyników: FindOrdered,

- reorganizację pliku: Reorganize (np. posortowanie rekordów wg nowego kryterium).



Każda operacja na pliku posiada swój tzw. koszt, który jest oczywiście zależny od organizacji wewnętrznej pliku. Koszt jest konkretną wartością, której miarą może być np. czas wykonania, liczba dostępów do dysku. Koszt jest wartością wynikającą z tzw. modelu kosztów (ang. cost model).

W celach analizy kosztów dostępu do plików nieuporządkowanch, uporządkowanych i haszowych przyjmiemy następujący model kosztów.

Niech:

- N oznacza liczbę bloków;

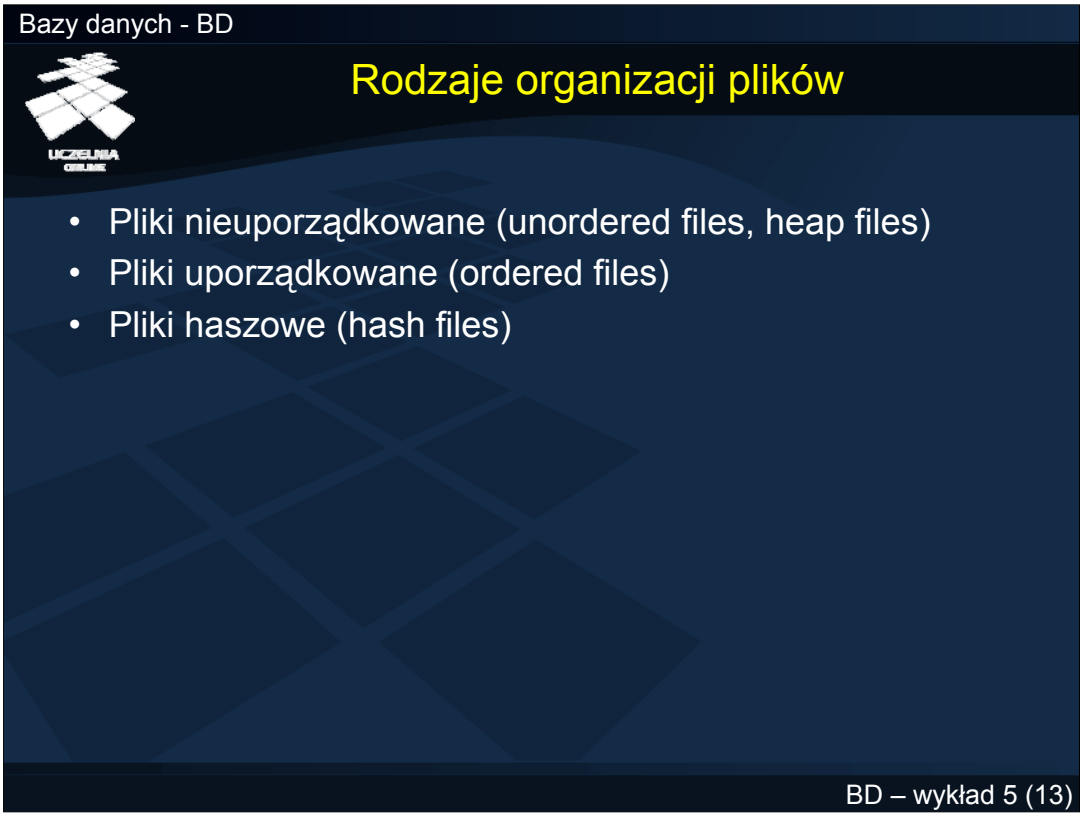
- każdy blok zawiera R rekordów;

- średni czas odczytu/zapisu bloku dyskowego wynosi D;

- średni czas przetwarzania rekordu (np., porównanie wartości atrybutu ze stałą) wynosi C;

- w przypadku plików haszowych stosujemy funkcję haszową odwzorowującą wartości rekordów na liczby naturalne; czas obliczenia wartości funkcji haszowej wynosi H;

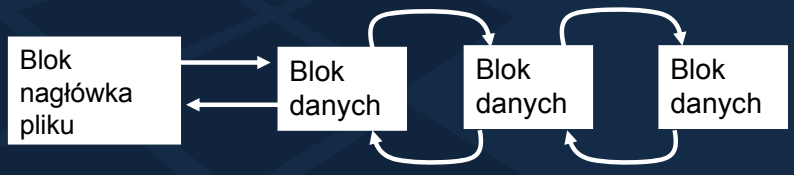
Typowe wartości wymienionych parametrów wynoszą D = 15 ms, C i H od 1 do 10 µs. Jak widać, czas dostępu do dysku (I/O) jest tu dominującym.



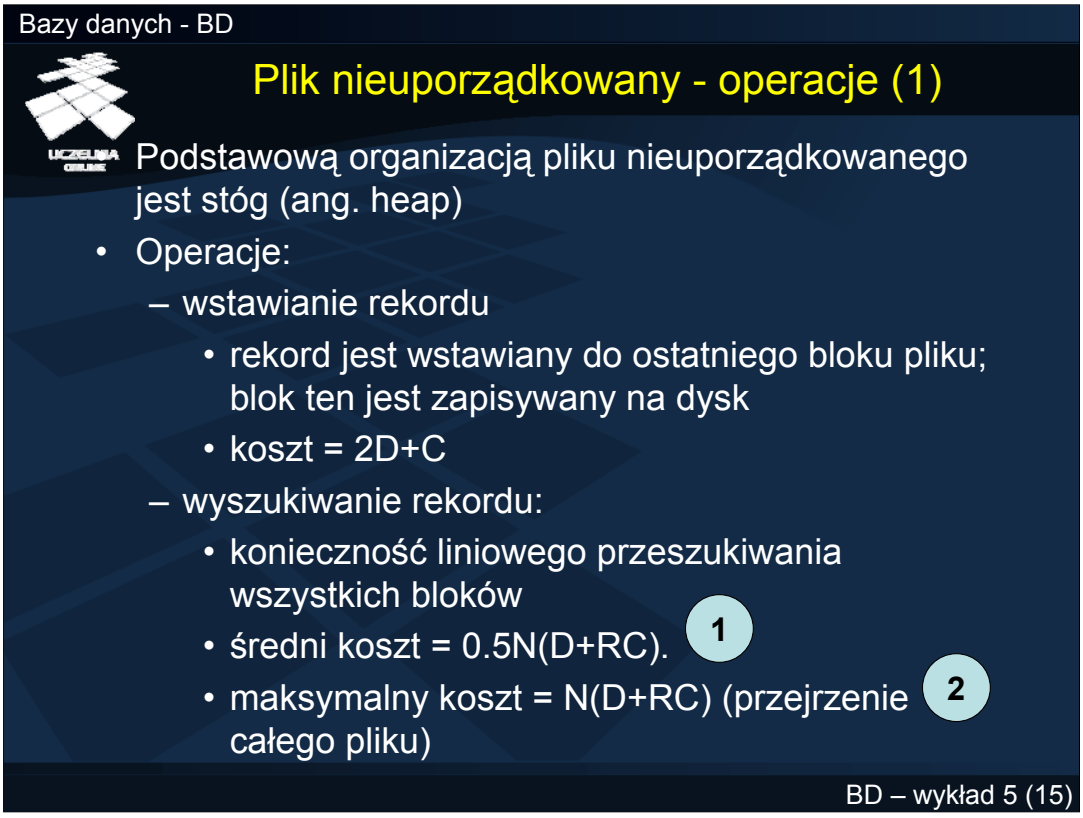
Omówione operacje na plikach są implementowane i opytmalizowane w różny sposób, zależny od organizacji wewnętrznej samego pliku. Ze względu na organizację wewnętrzną wyróżnia się: pliki nieuporządkowane (ang. unordered files, heap files), pliki uporządkowane (ang. ordered files) i pliki haszowe (ang. hash files).

Plik nieuporządkowany

- Nagłówek pliku zawierający wskaźnik do bloku danych
- Blok danych zawiera wskaźnik do bloku następnego i poprzedniego
- Rekordy wstawiane na koniec pliku



W pliku nieuporządkowanym rekordy są przechowywane w kolejności ich wstawiania. Nagłówek pliku zawiera wskaźnik do pierwszego bloku danych. Bloki danych tworzą listę dwu-kierunkową. Oznacza to, że blok poprzedni posiada wskaźnik do bloku następnego, a blok następny posiada wskaźnik do bloku poprzedniego. W pliku nieuporządkowanym rekordy są wstawiane zawsze na koniec pliku.

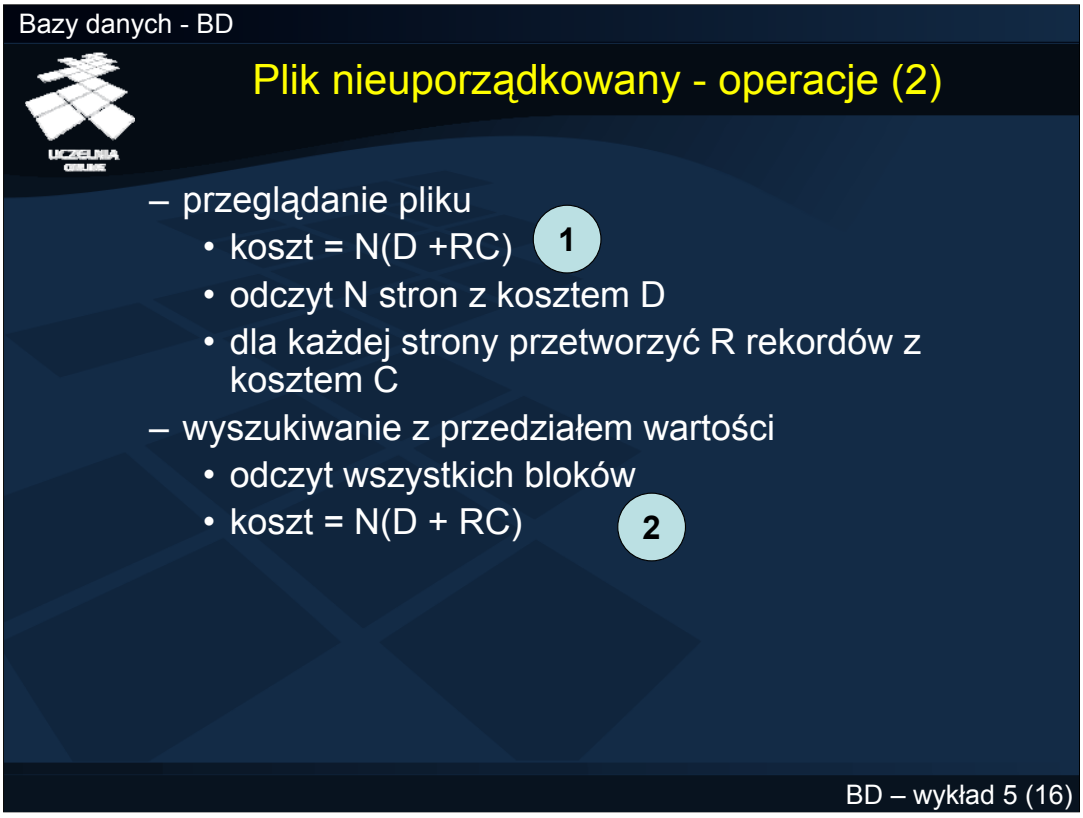


Podstawową organizacją pliku nieuporządkowanego jest stóg (ang. heap).

W przypadku operacji wstawiania rekordu, rekord trafia do ostatniego bloku pliku. Przed wstawieniem, blok ten musi zostać odczytany z dysku do bufora pamięci operacyjnej. Tu rekord jest wstawiany i blok ten jest z powrotem zapisywany na dysk. W konsekwencji, koszt wstawienia rekordu wynosi 2D+C. Składnik 2D to odczyt ostatniego bloku z dysku i jego ponowny zapis. C to koszt przetworzenia rekordu w buforze.

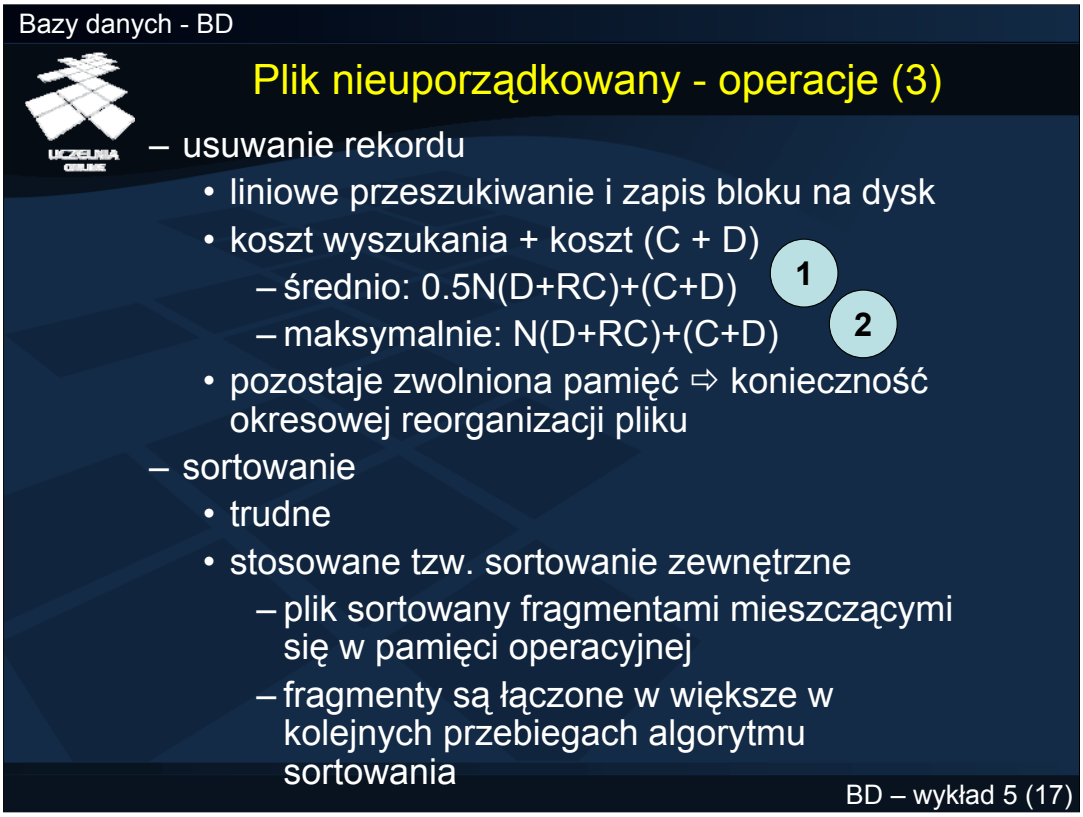
W przypadku operacji wyszukania rekordu spełniającego wskazane kryterium, zachodzi konieczność liniowego przeszukiwania wszystkich bloków. Średni koszt liniowego przeszukania jest wyrażony wzorem nr 1 ze slajdu (0.5N(D+RC)). Średnio, odszukanie rekordu wymaga odczytu połowy bloków - stąd składnik kosztu 0.5ND. Odczytane rekordy są następnie przetwarzane w buforze (sprawdzane jest czy rekordy spełniają kryterium poszukiwania), stąd składnik kosztu 0.5NRC.

W przypadku najgorszym, tj. albo jeżeli nie ma rekordów spełniających warunek selekcji albo poszukiwane rekordy znajdują się w ostatnim bloku, system musi przejrzeć cały plik. W tym przypadku koszt jest wyrażony wzorem nr 2 (N(D+RC)).



W przypadku operacji przeglądania całego pliku koszt jest wyrażony wzorem nr 1 ze slajdu (N(D +RC)) ponieważ trzeba odczytać N stron (D koszt odczytu strony) i dla każdej strony trzeba przetworzyć R rekordów (C koszt przetworzenia pojedynczego rekordu).

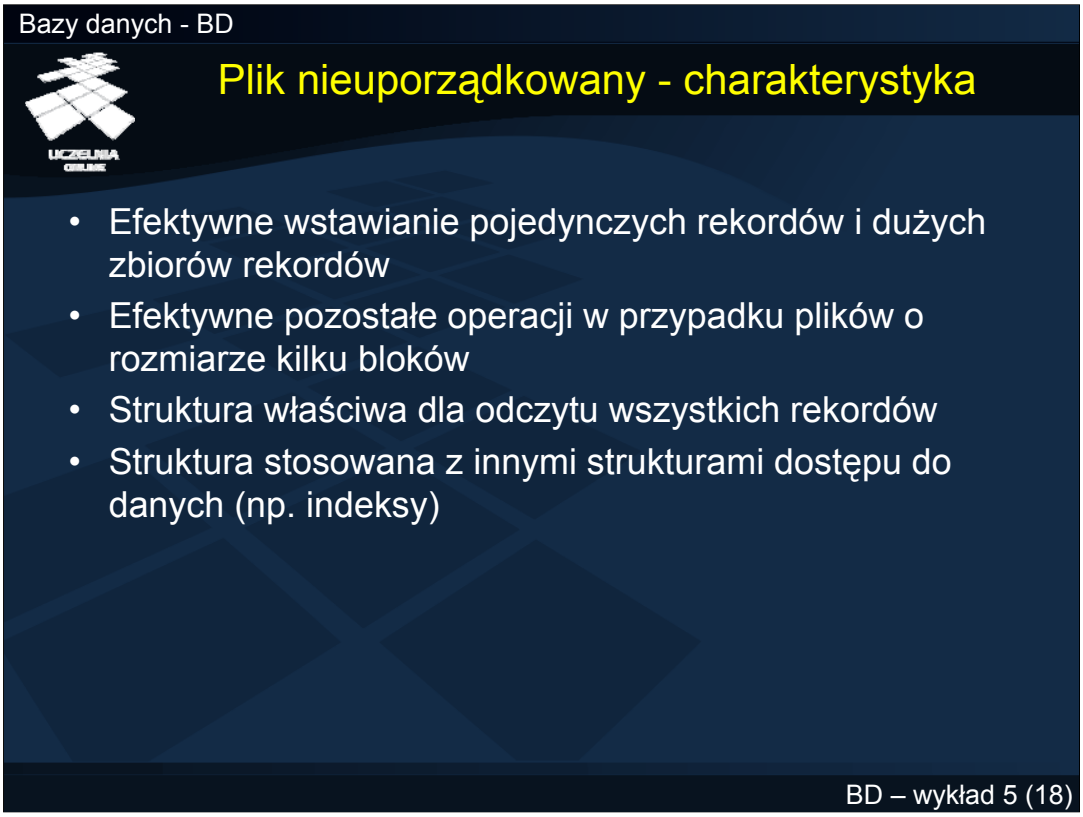
Wyszukiwanie z przedziałem wartości również wymaga przeszukania całego pliku. W związku z tym, koszt tak jak poprzednio jest wyrażony wzorem nr 2 (N(D + RC)).



Usunięcie rekordu wymaga najpierw jego odszukania, stąd konieczne jest liniowe przeszukiwanie pliku, odczyt do bufora bloku zawierającego usuwany rekord i zapis tego bloku na dysk już po usunięciu rekordu. Stąd, na całkowity koszt operacji usunięcia rekordu składa się koszt wyszukania rekordu oraz koszt przetworzenia (czyli usunięcia) rekordu i koszt zapisu bloku na dysk. Średni koszt usunięcia rekordu jest wyrażony wzorem nr 1: 0.5N(D+RC) + (C + D), a maksymalny koszt - wzorem nr 2: N(D+RC) + (C + D).

Ponadto, przy częstym usuwaniu rekordów, w blokach pozostaje zwolniona pamięć. Konieczna jest zatem okresowa reorganizacja pliku w celu odzyskania tej pamięci.

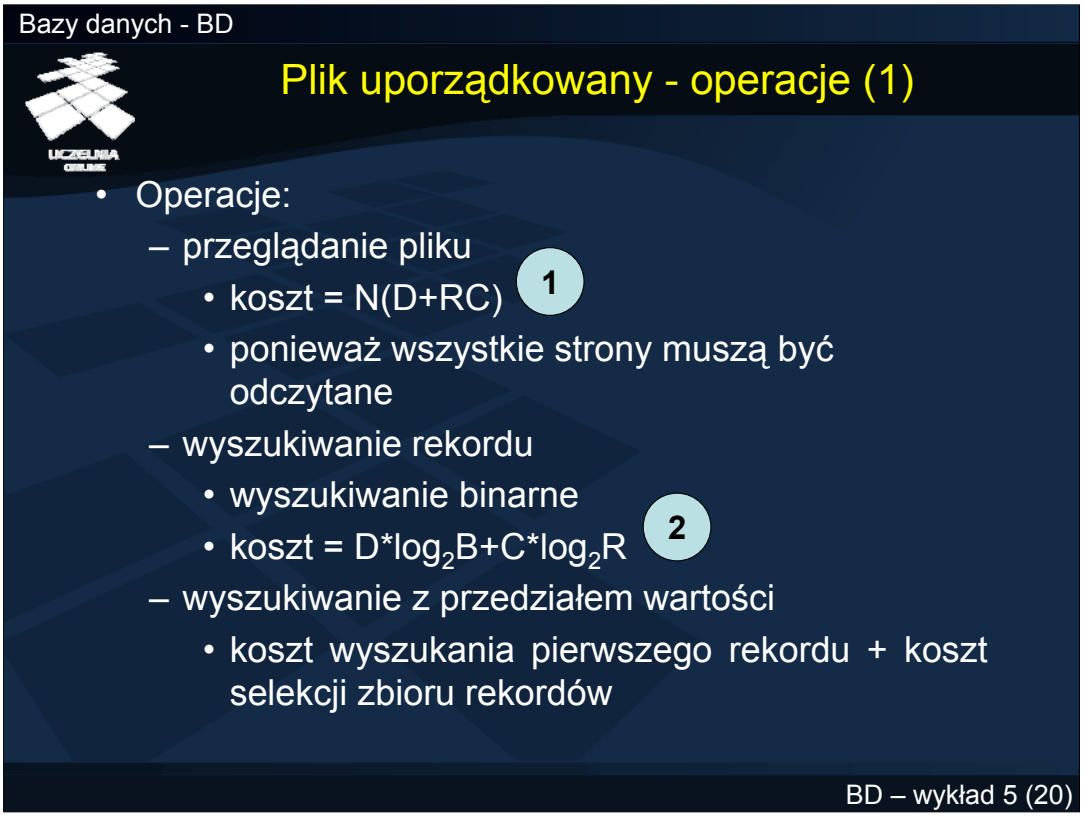
Ze względów efektywnościowych, sortowanie należy wykonywać w pamięci operacyjnej. Sortowanie dużych plików jest zagadnieniem trudnym implementacyjnie. W praktyce bowiem, rozmiar pliku jest znacznie większy niż rozmiar dostępnej pamięci operacyjnej. Techniką sortowania stosową najczęściej jest tzw. sortowanie zewnętrzne (ang. external sorting). Koncepcyjnie, polega ono na sortowaniu pliku fragmentami, które mieszczą się w pamięci operacyjnej. Każdy posortowany fragment jest w drugiej fazie sortowania łączony z innymi fragmentami. Łączenie to wymaga zwykle wielu przebiegów.



Charakterystyka dostępu do pliku nieuporządkowanego jest następująca:

Plik taki umożliwia efektywne wstawianie pojedynczych rekordów i dużych zbiorów rekordów. Pliki o rozmiarze kilku bloków są również efektywne dla pozostałych operacji tj. wyszukiwania rekordów, modyfikowania i usuwania. Plik nieuporządkowany można stosować w przypadkach, gdy są często czytane wszystkie rekordy. Ponadto, jest to struktura stosowana z innymi strukturami dostępu do danych (np. indeksami).

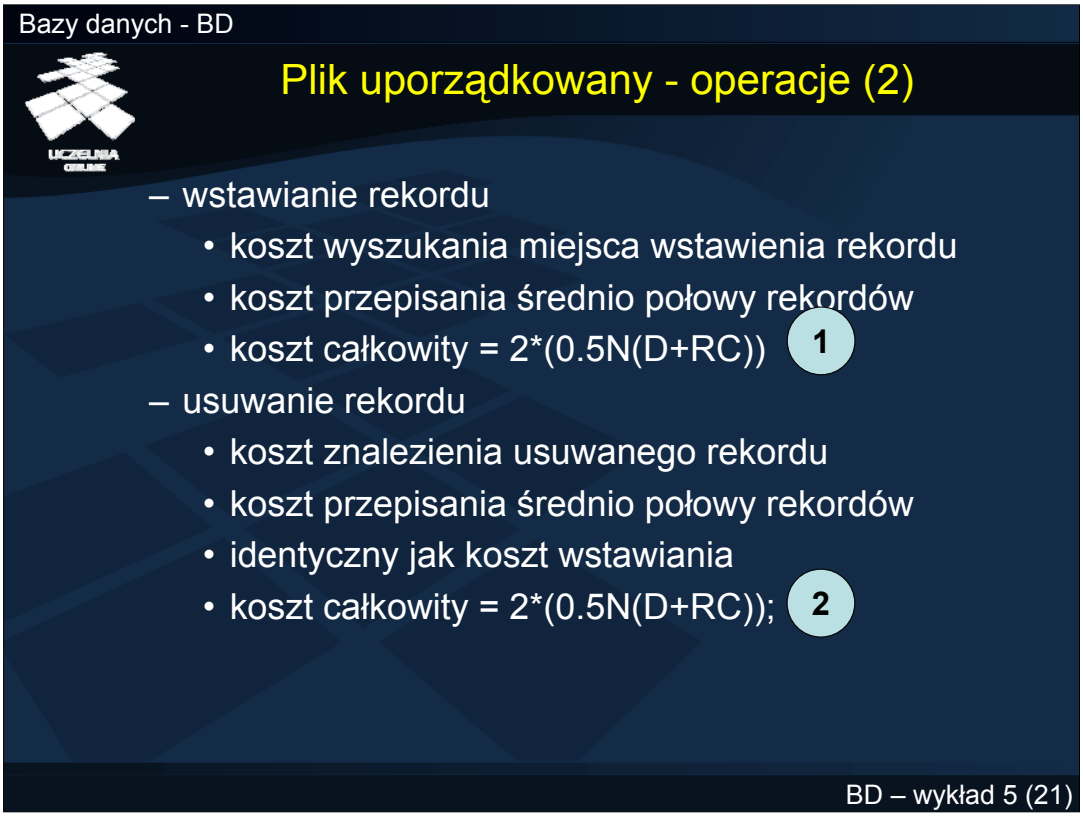
Drugim omawianym rodzajem organizacji plików jest plik uporządkowany. W pliku takim, rekordy w nim składowane są uporządkowane wg wartości tzw. pola porządkującego (ang. ordering field). W przykładowym pliku ze slajdu rekordy zostały uporządkowane wg wartości nazwiska i imienia.



Operacja przeglądnięcia całego pliku wymaga odczytu wszystkich bloków danych, stąd jej koszt jest wyrażony wzorem 1: N(D+RC), podobnie jak dla pliku nieuporządkowanego.

Wyszukanie rekordu spełniającego warunek selekcji jest realizowane z wykorzystaniem algorytmu wyszukiwania binarnego (połowienia binarnego). Stąd jego koszt jest wyrażony wzorem 2: D*log2B+C*log2R.

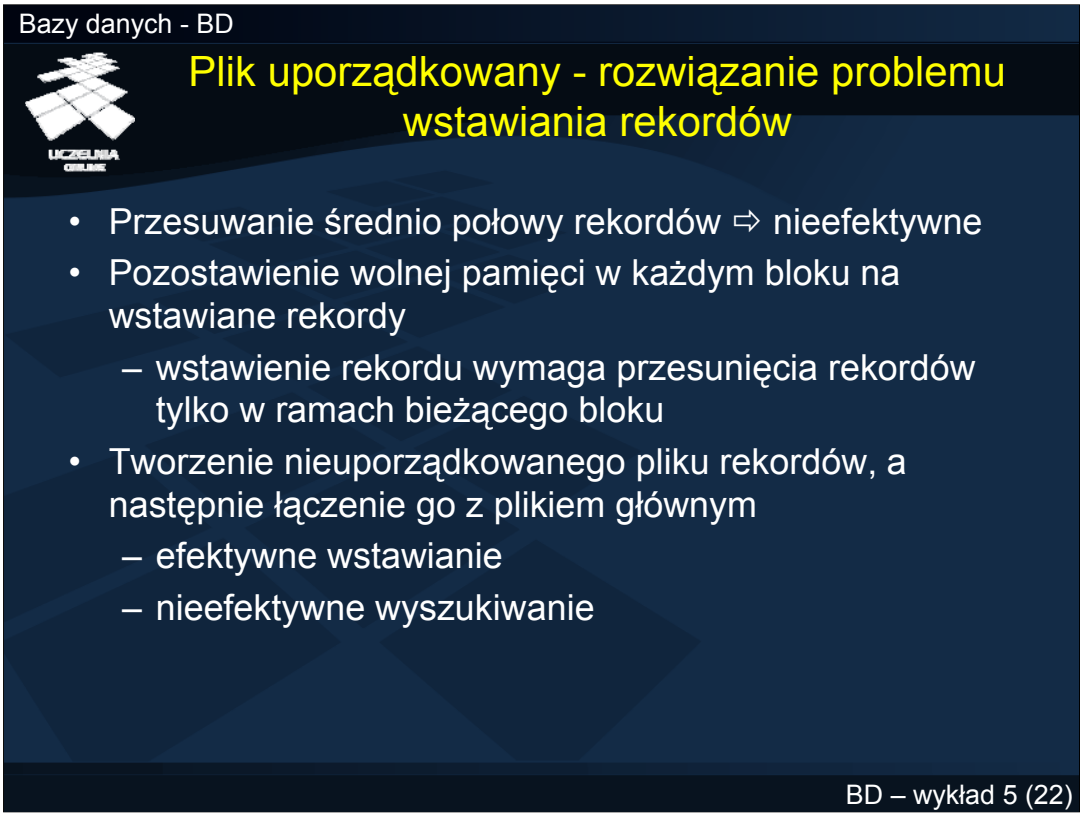
Operacja wyszukania rekordów spełniających warunek z zadanego przedziału wymaga odszukania pierwszego rekordu spełniającego warunek lewej strony przedziału, a następnie odczytania kolejnych rekordów aż do ostatniego rekordu spełniającego warunek prawej strony przedziału. Koszt odszukania pierwszego rekordu to: $D*\log_2 B+C*\log_2 R$. Koszt odczytania kolejnych rekordów to: ND, gdzie N jest liczbą bloków, w których te rekordy się znajdują.



Wstawianie i usuwanie rekordu są operacjami kosztownymi, ponieważ po zakończeniu tych operacji rekordy muszą pozostać posortowane.

Wstawienie rekordu wymaga: po pierwsze, znalezienia właściwej pozycji w pliku na wstawienie rekordu, zgodnie z wartością atrybutu porządkującego. Po drugie, wymaga utworzenia pustego miejsca w pliku, w które zostanie wstawiony nowy rekord. Operacja utworzenia pustego miejsca wymaga średnio przesunięcia (przepisania) połowy rekordów w miejsce o 1 dalej w pliku. Koszt całkowity operacji wstawienia rekordu jest wyrażony wzorem 1.

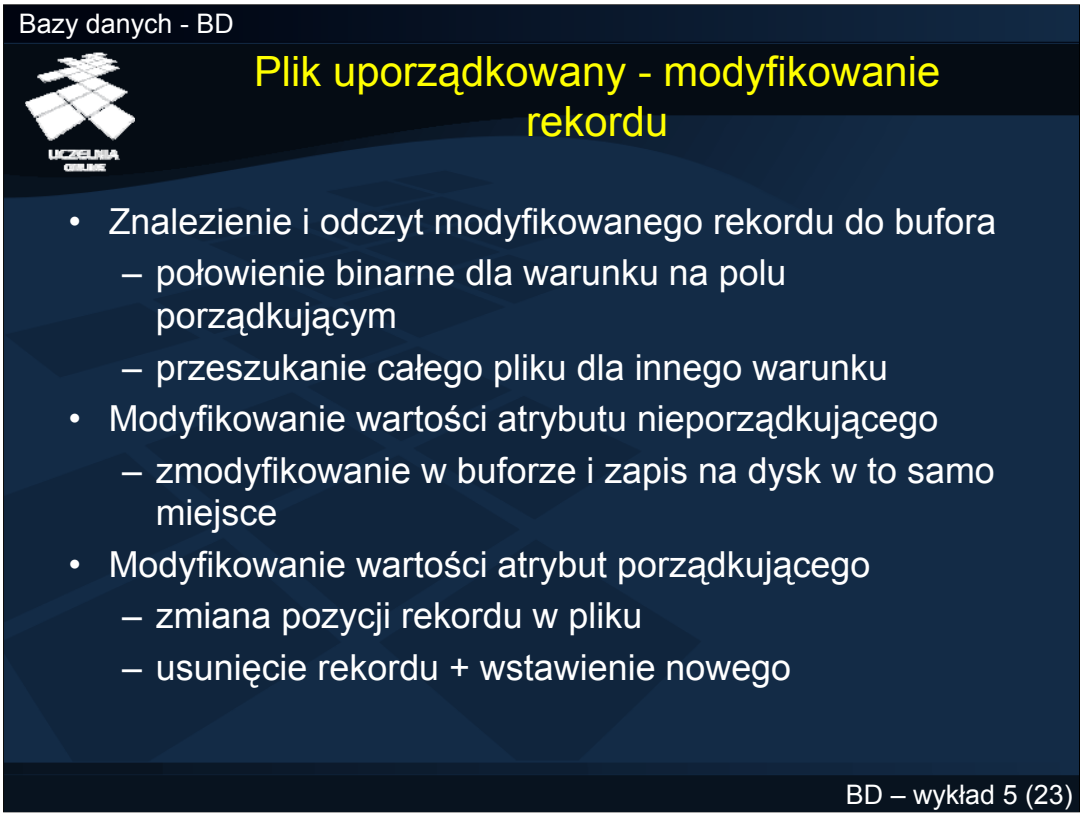
Operacja usunięcia rekordu wymaga: po pierwsze znalezienia usuwanego rekordu, i po drugie, oznaczenia tego rekordu jako usunięty. Miejsce po usuniętym rekordzie pozostaje w pliku i nie jest wykorzystywane. W wyniku wielu operacji usunięcia, w pliku będzie wiele pustych miejsc, co ze względów efektywnościowych nie będzie dobre. Z tego względu, plik należy okresowo reorganizować, co jest operacją bardzo kosztowną. W skrajnym przypadku wymaga to przesunięcia wszystkich rekordów. Koszt całkowity operacji usunięcia rekordu jest wyrażony wzorem 2.



Problem wstawiania rekordów można rozwiązać na cztery sposoby. Pierwszym jest omówione wcześniej przesuwanie średnio połowy rekordów w pliku, w celu zagwarantowania właściwego porządku rekordów w pliku.

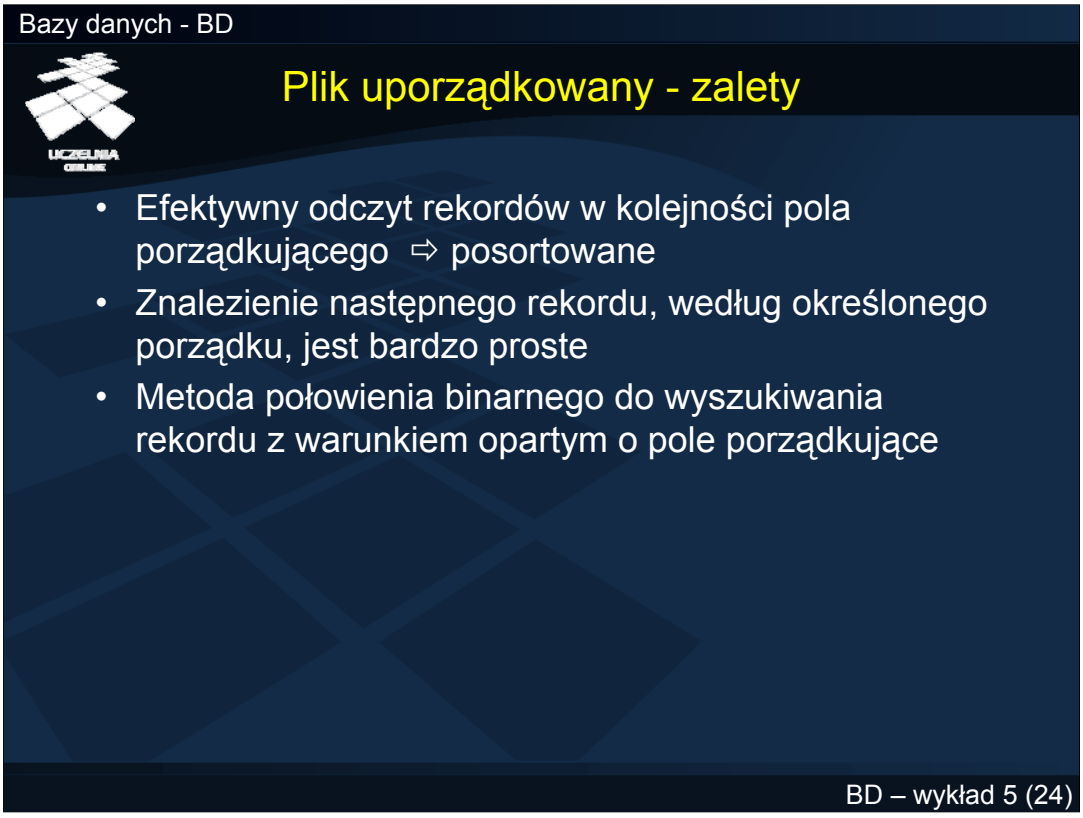
Drugie rozwiązanie zakłada pozostawienie w każdym bloku dyskowym pustego miejsca na wstawiane rekordy. W tym przypadku przesunięcia rekordów należy dokonać tylko w tym bloku, do którego jest wstawiany rekord.

Trzeci sposób wykorzystuje nieuporządkowany tymczasowy plik, zwany nadmiarowym (ang. overflow file) lub transakcyjnym (ang. transaction file). Plik uporządkowany jest nazywany plikiem master (ang. master file) lub głównym (ang. main file). Wstawiane rekordy są umieszczane w pliku nadmiarowym, na jego końcu. Okresowo, plik nadmiarowy jest sortowany i scalany z plikiem głównym. Przy takim podejściu wstawianie jest efektywne, ale wyszukiwanie jest kosztowne. Wymaga ono przeszukania pliku głównego metodą połowienia binarnego. Następnie plik nadmiarowy jest przeszukiwany z wykorzystaniem pełnego jego odczytu. Dla aplikacji, które nie wymagają danych aktualnych, plik nadmiarowy może być ignorowany.



Modyfikowanie rekordu wymaga jego znalezienia w pliku i odczytania do bufora. Jeżeli modyfikowany rekord spełnia warunek nałożony na pole porządkujące, wówczas wyszukanie rekordu realizuje się metodą połowienia binarnego. Jeśli natomiast wyspecyfikowano warunek nałożony na inne pole, wówczas wyszukanie rekordu wymaga w najgorszym przypadku odczytania całego pliku.

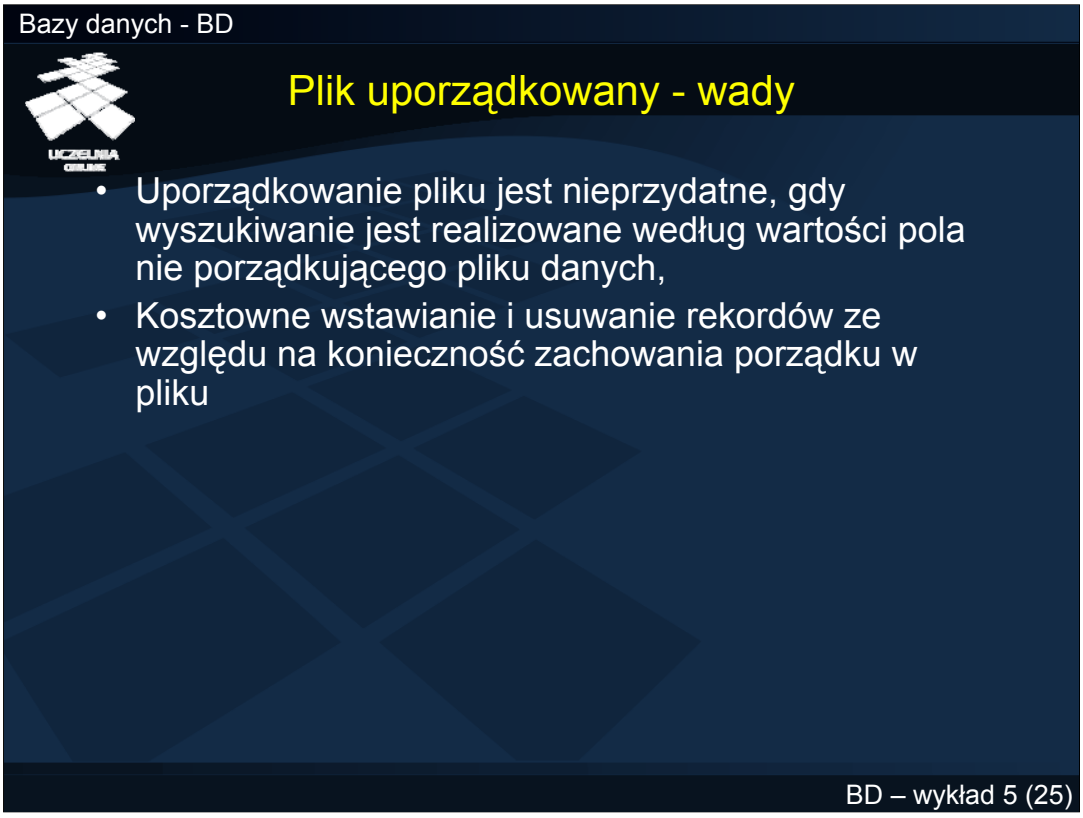
Jeżeli w znalezionym rekordzie jest modyfikowana wartość pola nieporządkującego, wówczas jest on modyfikowany w buforze i zapisywany na dysk w to samo miejsce. Jeśli natomiast modyfikacji ulega wartość pola porządkującego, wówczas rekord zmieni swoją pozycję w pliku. Implementacyjnie oryginalny rekord jest usuwany i wstawiany jest nowy rekord ze zmodyfikowaną wartością atrybutu porządkującego.



Operacja odczytu i sortowania rekordów wg pola porządkującego jest efektywna ponieważ odczytywane rekordy mają już właściwy porządek wynikający z organizacji pliku.

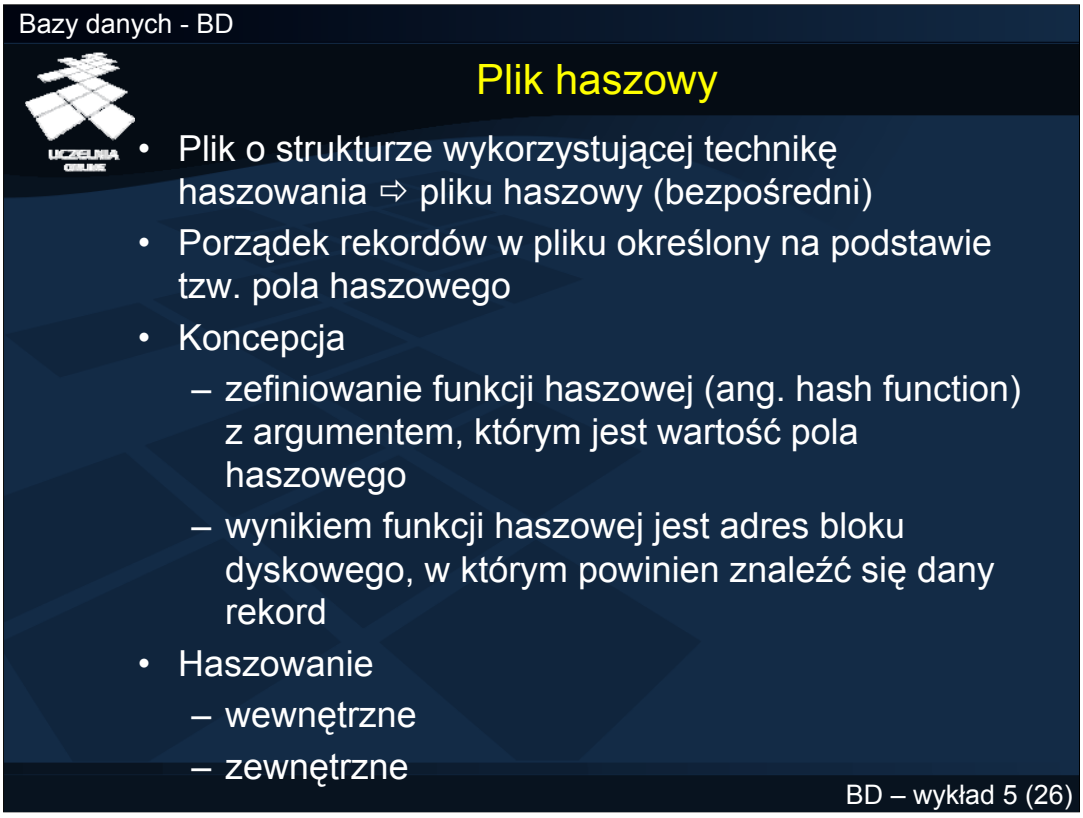
Znalezienie następnego rekordu, według określonego porządku, jest bardzo proste i wymaga odczytania następnego rekordu. Rekord ten znajduje się albo w tym samym bloku albo w bloku następnym.

Jeżeli warunek wyszukiwania rekordu jest oparty na polu porządkującym, wówczas w celu wyszukiwania danych można zastosować szybką metodę wyszukiwania binarnego (połowienia binarnego).



Uporządkowanie pliku jest nieprzydatne, gdy wyszukiwanie jest realizowane według wartości pola nie porządkującego pliku danych. W takim przypadku trzeba w najgorszym razie odczytać cały plik.

Wstawianie i usuwanie rekordów jest kosztowne ze względu na konieczność zachowania porządku w pliku.

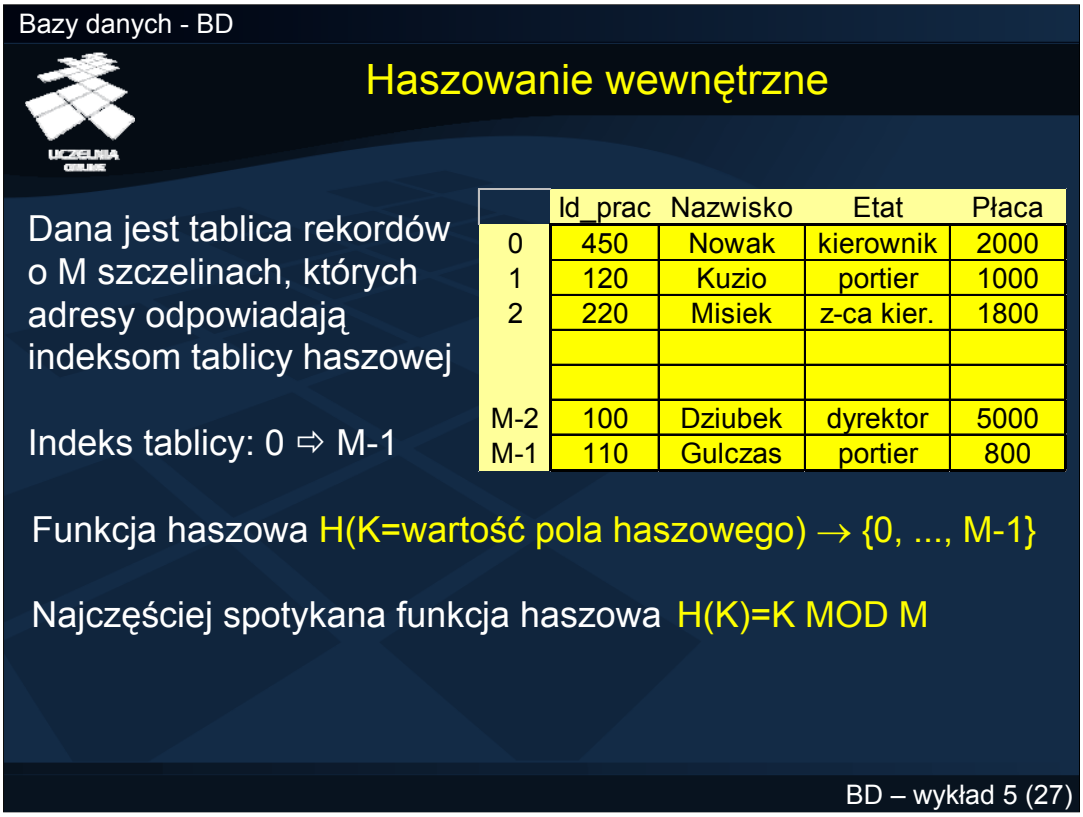


Plik o strukturze wykorzystującej technikę haszowania nosi nazwę pliku haszowego (ang. hash file) lub bezpośredniego.

Podstawą określającą porządek rekordów w pliku jest jedno z pól rekordu zwane polem haszowym (ang. hash field).

Koncepcja organizacji tego pliku polega na zdefiniowaniu funkcji haszowej (ang. hash function), która dla argumentu równego wartości pola haszowego wyznacza pewien wynik. Wynik ten jest adresem bloku dyskowego, w którym powinien znaleźć się dany rekord.

W praktyce stosuje się dwie techniki haszowania, tj. haszowanie wewnętrzne i haszowanie zewnętrzne. Obie zostaną omówione w niniejszym wykładzie.



Koncepcja haszowania wewnętrznego jest następująca.

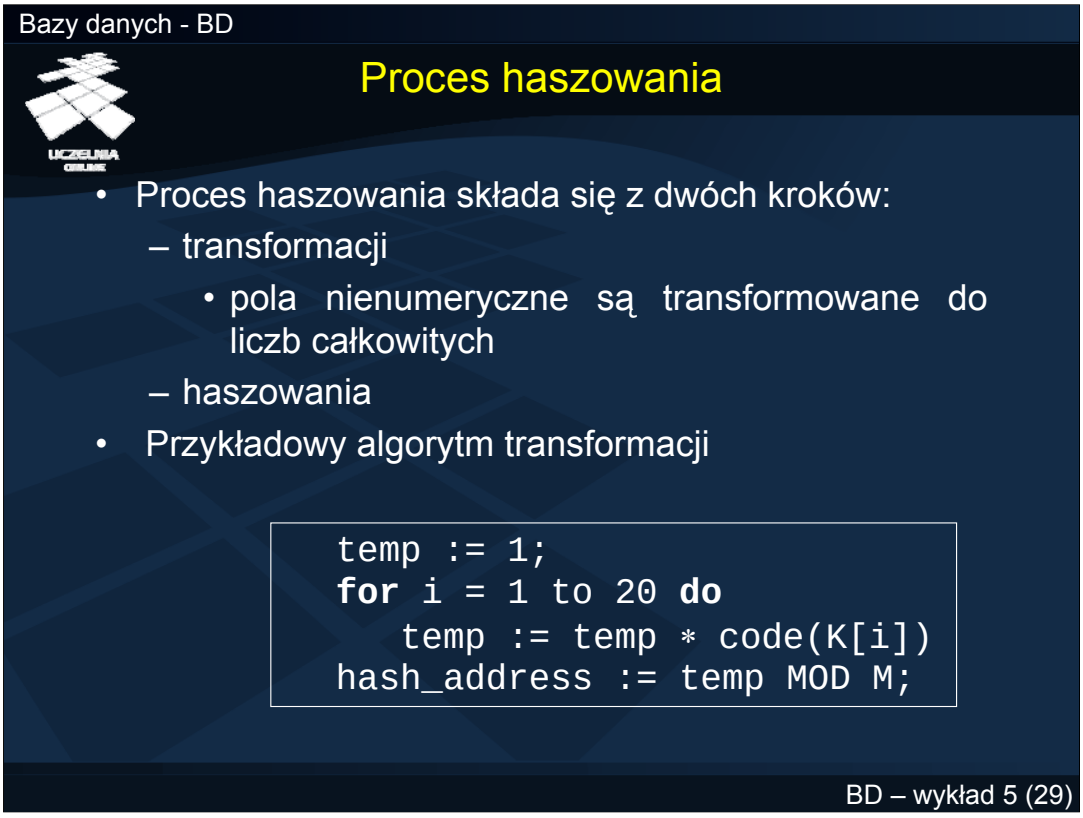
Przyjmijmy, że dana jest tablica rekordów o M szczelinach. Adresy szczelin odpowiadają indeksom tablicy haszowej. Indeksy te przyjmują wartości od 0 do M-1.

Przyjmijmy funkcję haszową postaci: H(K=wartość pola haszowego) -> {0, ..., M-1}. Funkcja ta transformuje wartość pola haszowego do liczby całkowitej z zakresu od 0 do M-1.

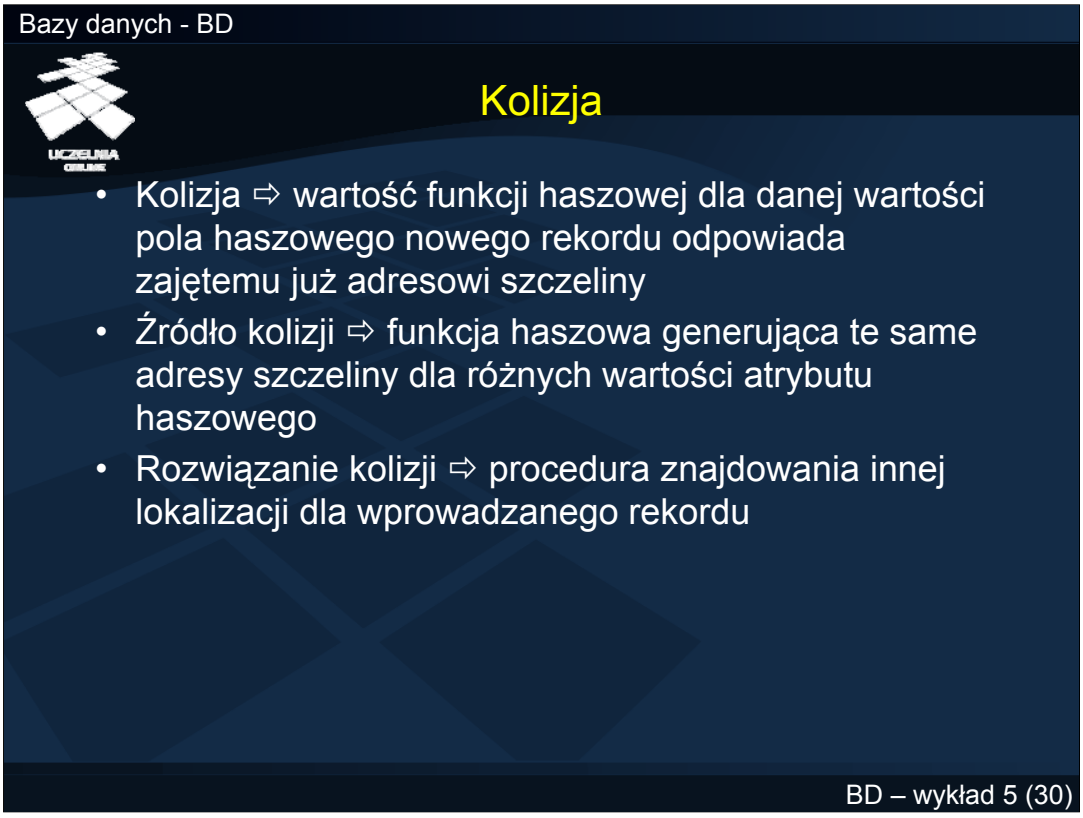
Najczęściej spotykaną funkcją haszowa jest funkcja h(K)=K MOD M.

W przykładzie ze slajdu polem haszowym mógłby być Id_prac lub nazwisko. Wynikiem działania funkcji haszowej byłby numer odpowiedniej szczeliny, w której umieszczony zostałby konkretny rekord.

Jako przykład ilustrujący haszowanie wewnętrzne rozważmy rekordy pracowników z polami: Id_Prac, Nazwisko, Etat. Przyjmijmy tablicę haszową ze szczelinami o numerach od 0 do 6. Zdefiniujmy funkcję haszową postaci: H(Id_Prac)=Id_Prac MOD 10. Funkcja ta oblicza modulo 10 z wartości atrybutu Id_Prac. Wynikiem działania funkcji są numery szczelin w tablicy haszowej. W szczelinach tych są następnie umieszczane rekordy.

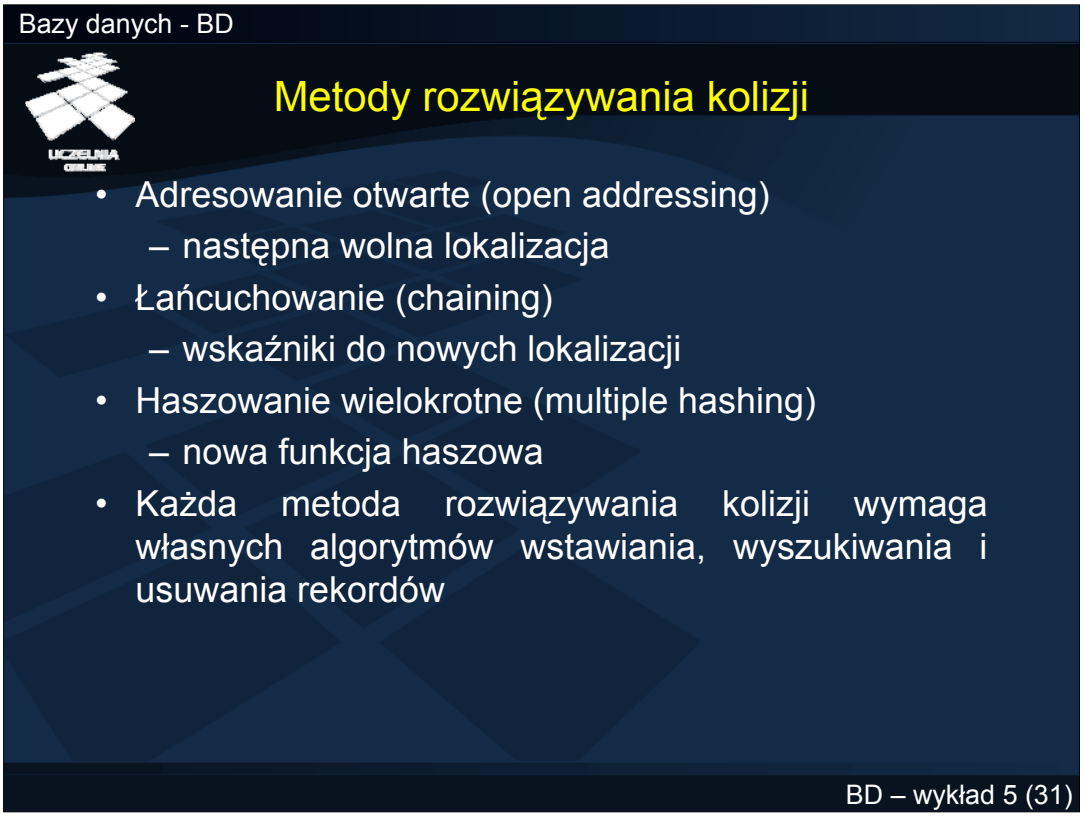


Argumentem funkcji modulo musi być wartość całkowita. Oznacza to, że przed zastosowaniem haszowania należy przetransformować wartości nienumeryczne do numerycznych. Na slajdzie przedstawiono prosty algorytm, który transformuje 20 znaków zapisanych w tablicy K do wartości numerycznych i tak przetransformowane wartości transformuje za pomocą funkcji MOD M.

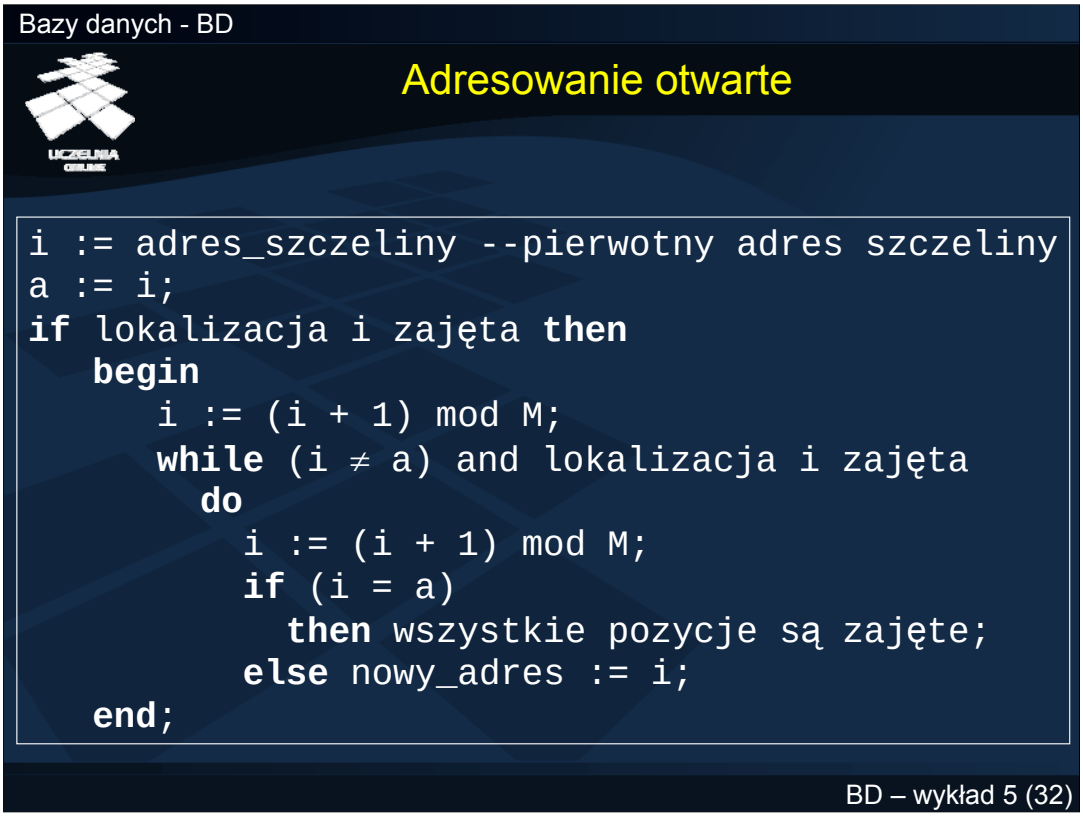


Zasadniczym problemem w przypadku haszowej organizacji pliku jest tzw. problem kolizji. Kolizja występuje wtedy, gdy wartość funkcji haszowej dla danej wartości pola haszowego nowego rekordu odpowiada adresowi szczeliny, w której znajduje się już inny rekord. Kolizja jest spowodowana tym, że żadna funkcja haszowa nie gwarantuje, że różnym wartościom pola haszowego będą odpowiadały różne adresy szczelin.

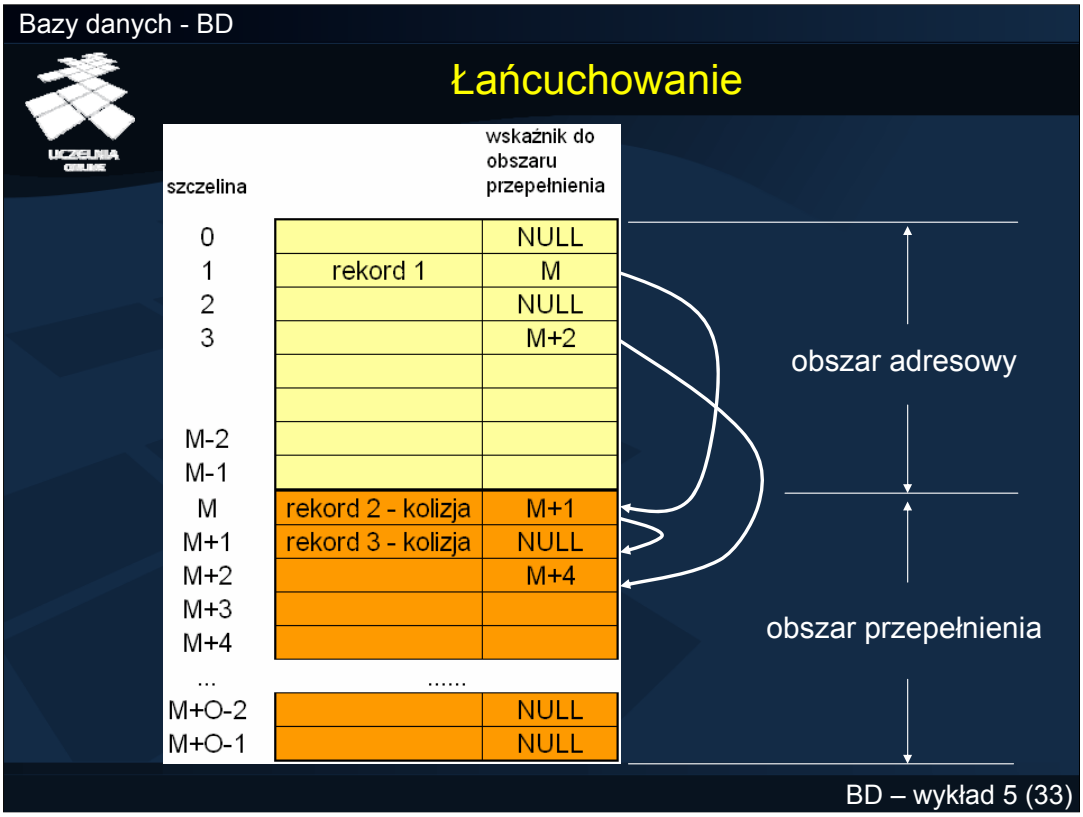
Rozwiązaniem problemu kolizji jest zastosowanie procedury znajdowania innej lokalizacji dla wprowadzanego rekordu.



Wyróżnia się trzy podstawowe metody rozwiązywania kolizji, mianowicie: adresowanie otwarte (ang. open addressing), łańcuchowanie (ang. chaining) i haszowanie wielokrotne (ang. multiple hashing). Każda z tych metod wymaga własnych algorytmów wstawiania, wyszukiwania i usuwania rekordów.



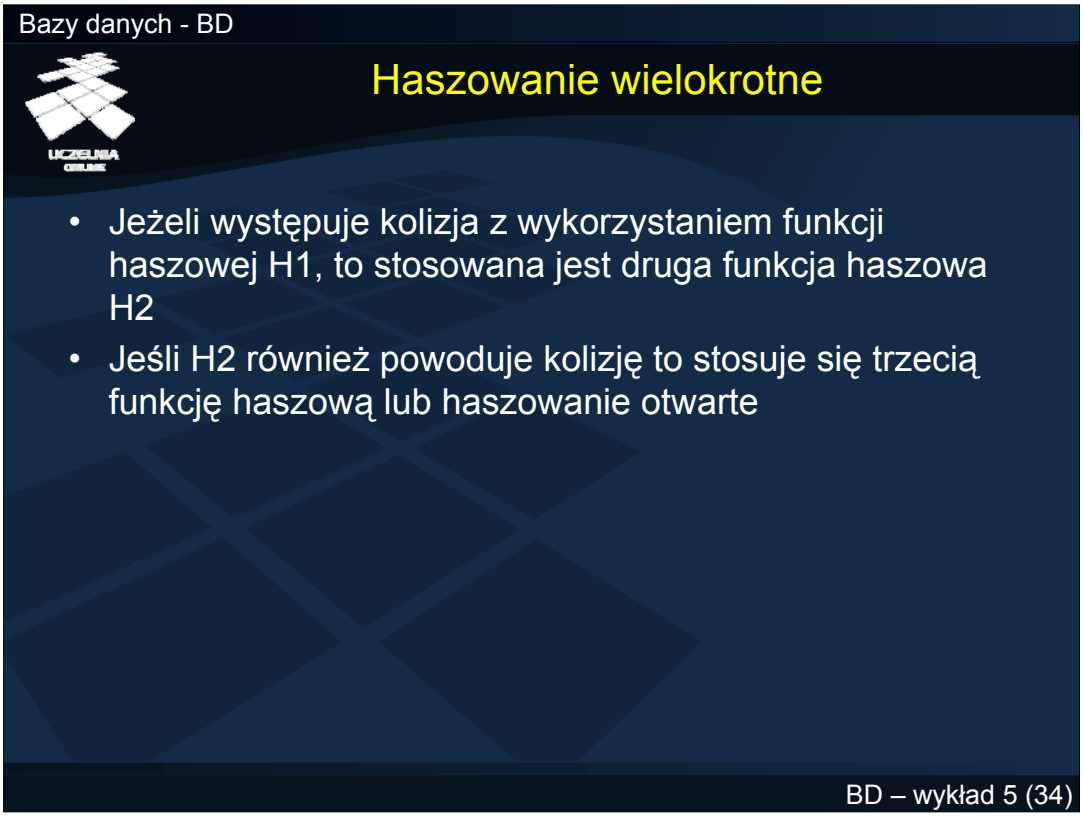
Adresowanie otwarte polega na znalezieniu następnej najbliższej wolnej szczeliny. Pseudo-kod algorytmu adresowania otwartego przedstawiono na slajdzie.



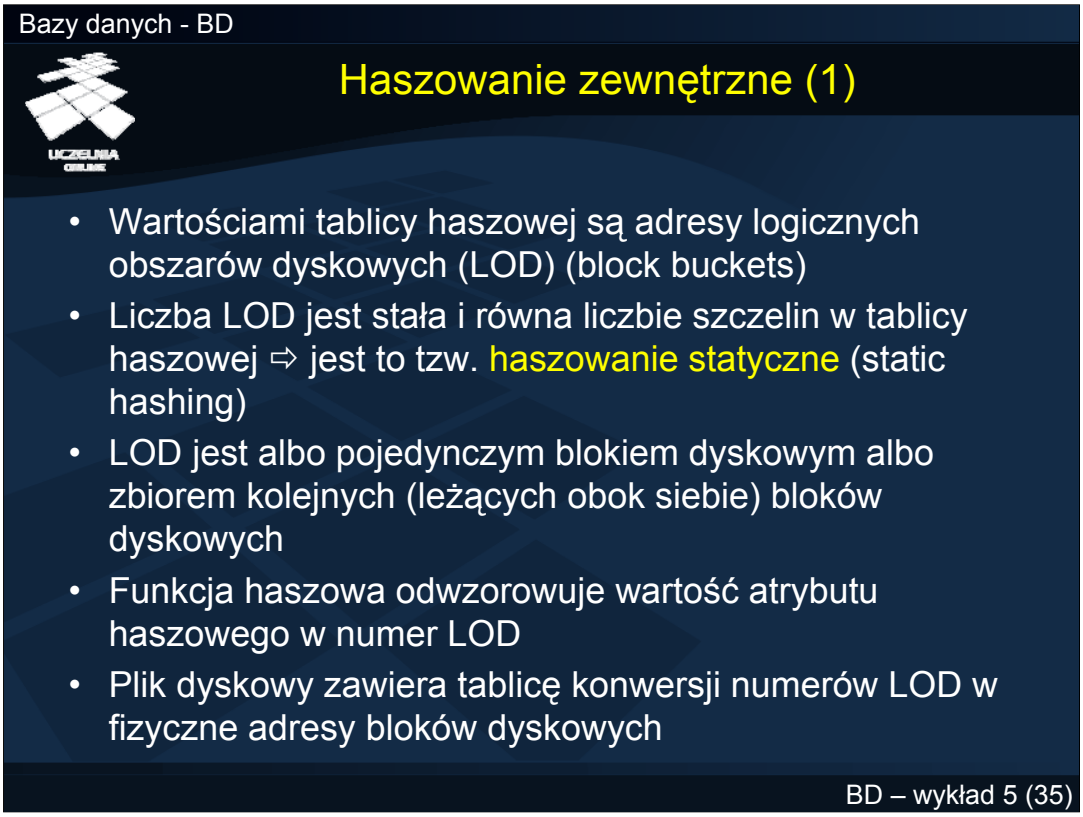
Technika łańcuchowania polega na przechowywaniu w szczelinie dodatkowo wskaźnika do tzw. obszaru przepełnienia (ang. overflow space). Służy on do przechowywania wszystkich rekordów ulegających kolizji w danej szczelinie. Rekordy w obszarze przepełnienia tworzą listę.

Rozważmy rysunek ze slajdu. Przyjmijmy, że pierwszy rekord ("rekord 1") jest umieszczany w szczelinie o adresie 1, zgodnie z pewną funkcją haszową. Kolejny rekord ulega kolizji w szczelinie 1 i jest umieszczany w obszarze przepełnienia o adresie M ("rekord 2 - kolizja"). We wskaźniku do obszaru przepełnienia szczeliny 1 jest umieszczany adres szczeliny przechowującej pierwszy rekord z kolizji, czyli adres M. Przyjmijmy dalej, że kolejny rekord ulega kolizji w szczelinie 1 i jest on umieszczany w kolejnej wolnej szczelinie obszaru przepełnienia. W naszym przypadku jest to "rekord 3 - kolizja" umieszczony w szczelinie M+1. Adres tej szczeliny jest zapisywany w polu wskaźnika do obszaru przepełnienia szczeliny M.

NULL w polu wskaźnika do obszaru przepełnienia oznacza brak wskaźnika.

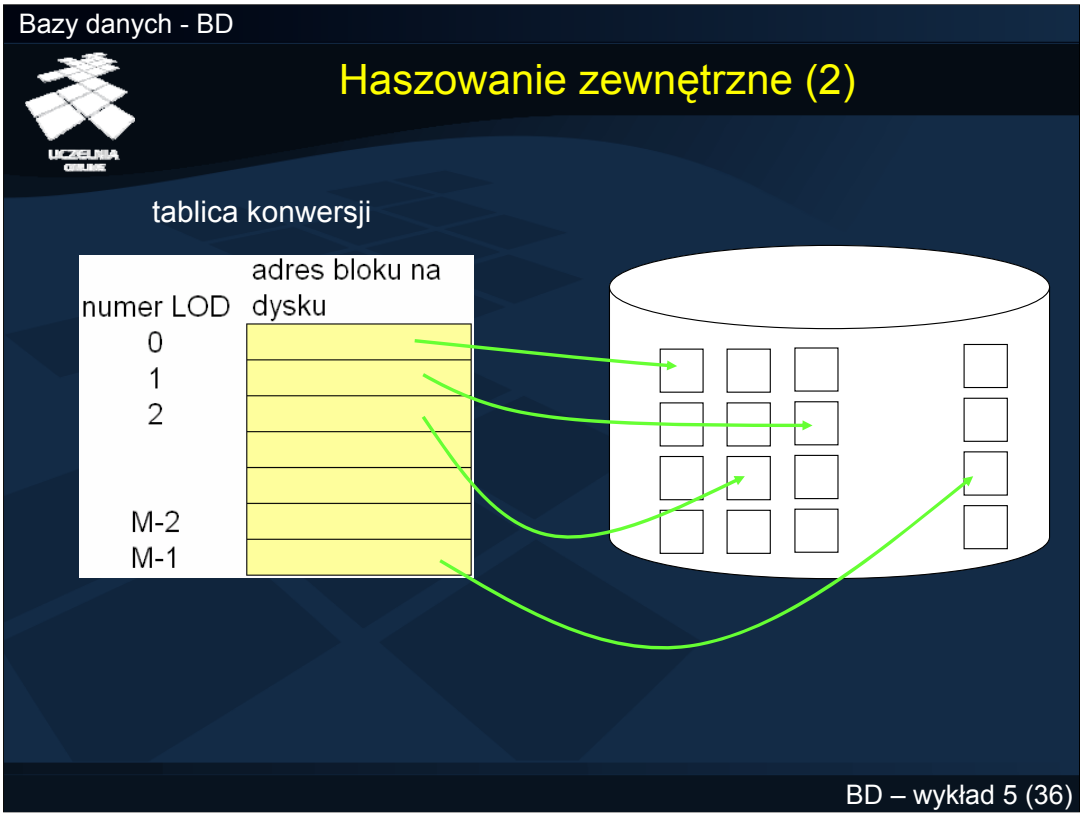


Ostatnią omawianą techniką rozwiązywania kolizji jest haszowanie wielokrotne. Jeżeli występuje kolizja z wykorzystaniem funkcji haszowej H1, to w haszowaniu wielokrotnym stosowana jest druga/inna funkcja haszowa H2, której rezultatem jest inny adres. Jeśli funkcja H2 również powoduje kolizję to stosuje się trzecią funkcję haszową lub haszowanie otwarte.

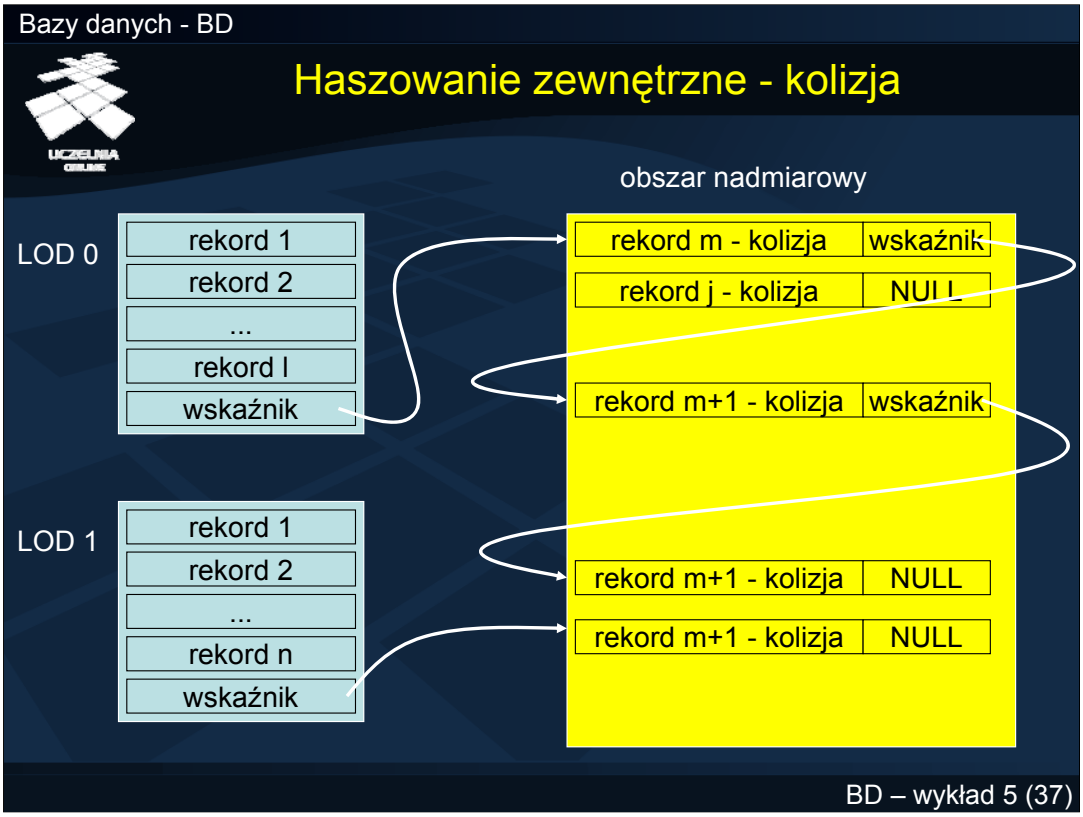


W haszowaniu zewnętrznym wartościami tablicy haszowej są adresy logicznych obszarów dyskowych (LOD) (ang. block buckets). Liczba LOD jest stała i jest równa liczbie szczelin w tablicy haszowej. Ponieważ liczba LOD jest stała, więc technika ta nazywa się haszowaniem statycznym.

Każdy z LOD jest albo pojedynczym blokiem dyskowym albo zbiorem kolejnych (leżących obok siebie) bloków dyskowych. Funkcja haszowa odwzorowuje wartość atrybutu haszowego w numer LOD. Plik dyskowy zawiera tablicę konwersji numerów LOD w fizyczne adresy bloków dyskowych.

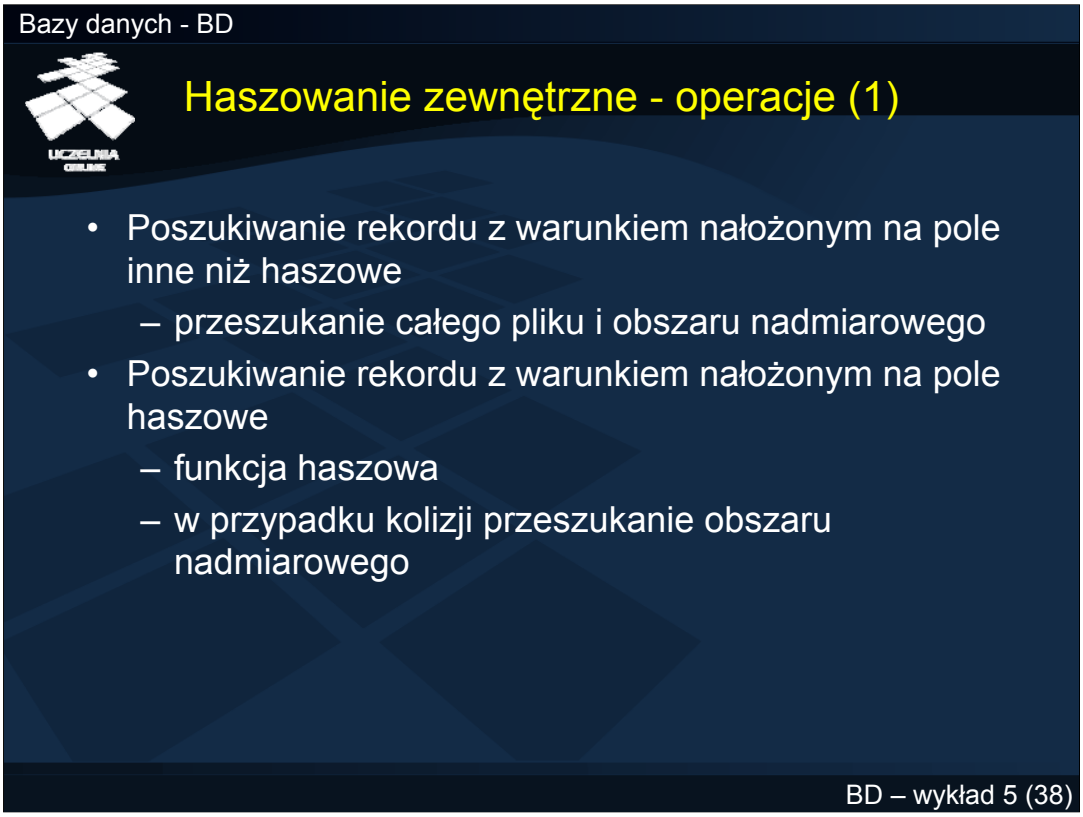


Omówioną koncepcję haszowania zewnętrznego ilustruje slajd.

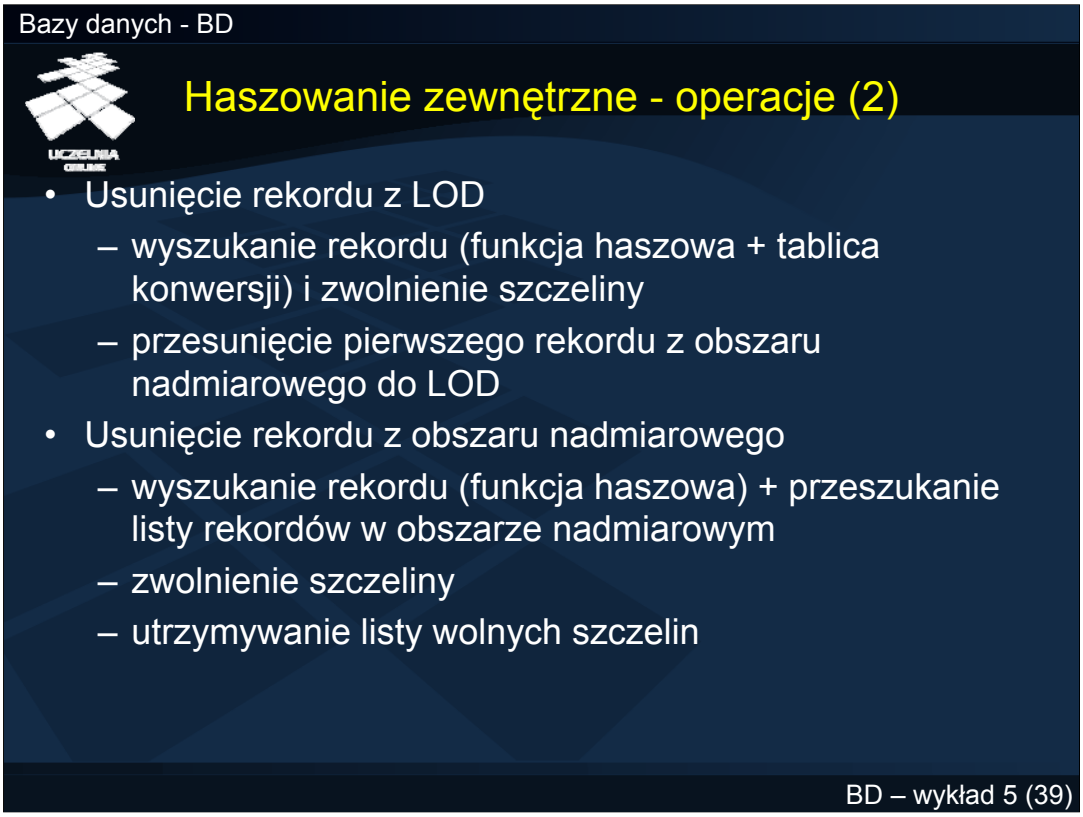


W haszowaniu zewnętrznym kolizje występują rzadziej niż w omawianej wcześniej technice haszowania wewnętrznego. Dzieje się tak dla tego, że ten sam LOD, którego numer jest wynikiem działania funkcji haszowej, może pomieścić wiele rekordów. Kolizja może jednak wystąpić po zapełnieniu się wszystkich bloków dyskowych wchodzących w skład danego LOD. W takiej sytuacji, alokowany jest obszar nadmiarowy. LOD zawiera wskaźnik do pierwszego rekordu tego obszaru. Kolejny rekord ulegający kolizji w tym samym LOD będzie zapisany w obszarze nadmiarowym, a wskaźnik do tego rekordu znajdzie się w poprzednim rekordzie obszaru nadmiarowego. Koncepcję tę ilustruje slajd.

LOD0 został w całości zapełniony rekordami 1 do l. Kolejny rekord m powinien trafić do LOD0. Z braku miejsca jest on umieszczany w obszarze nadmiarowym. W LOD0 jest umieszczany wskaźnik do tego rekordu. Następnie rekord m+1 również powinien trafić do LOD0 i jest umieszczany w obszarze nadmiarowym. Do rekordu m+1 prowadzi wskaźnik z rekordu m.

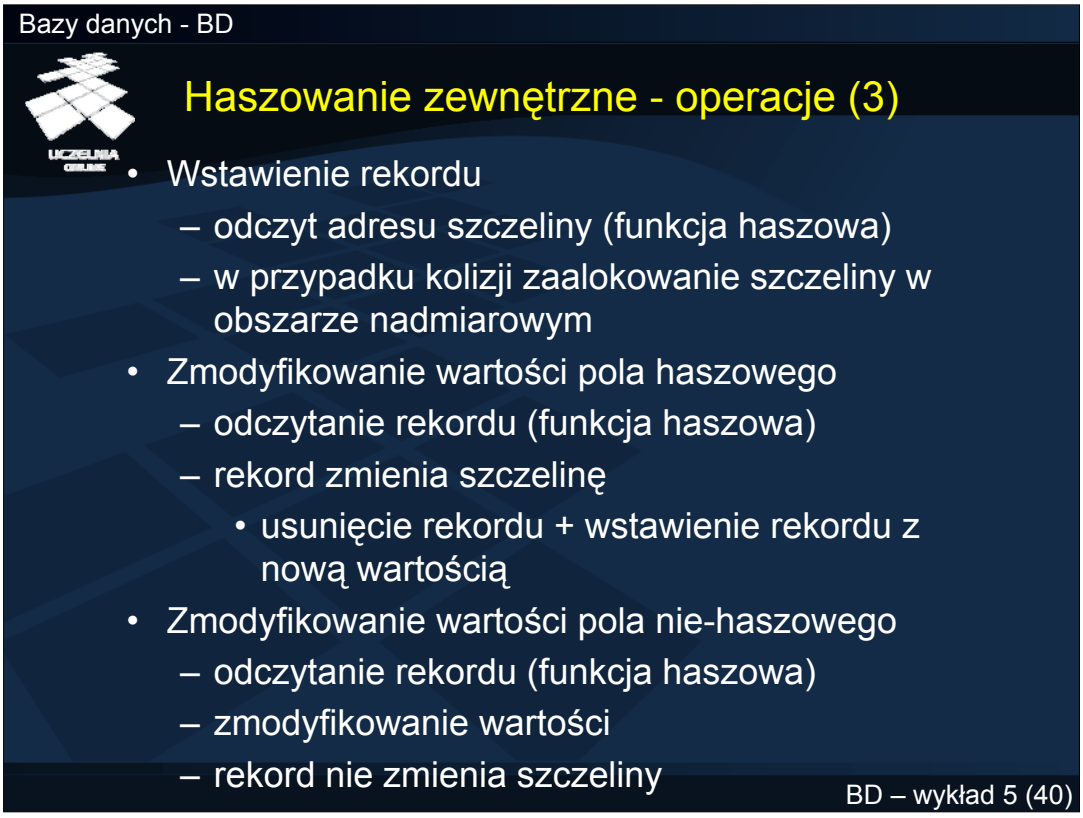


Poszukiwanie w pliku haszowym rekordu z warunkiem nałożonym na pole inne niż haszowe wymaga przeszukanie całego pliku i obszaru nadmiarowego. Natomiast poszukiwanie rekordu z warunkiem nałożonym na pole haszowe jest realizowane z wykorzystaniem funkcji haszowej, która generuje adres szczeliny z poszukiwanym rekordem. W przypadku kolizji, wymagane jest dodatkowo przeszukanie obszaru nadmiarowego z wykorzystaniem listy łączonej wskaźników do rekordów w tym obszarze.



Usunięcie rekordu z pliku haszowego przebiega w dwóch wariantach. W wariancie pierwszym, usuwany rekord znajduje się w logicznym obszarze dyskowym. Jego usunięcie polega na znalezieniu szczeliny (z wykorzystaniem funkcji haszowej i tablicy konwersji) i jej zwolnieniu. Dodatkowo, pierwszy rekord z obszaru nadmiarowego może zostać przesunięty do zwolnionej szczeliny.

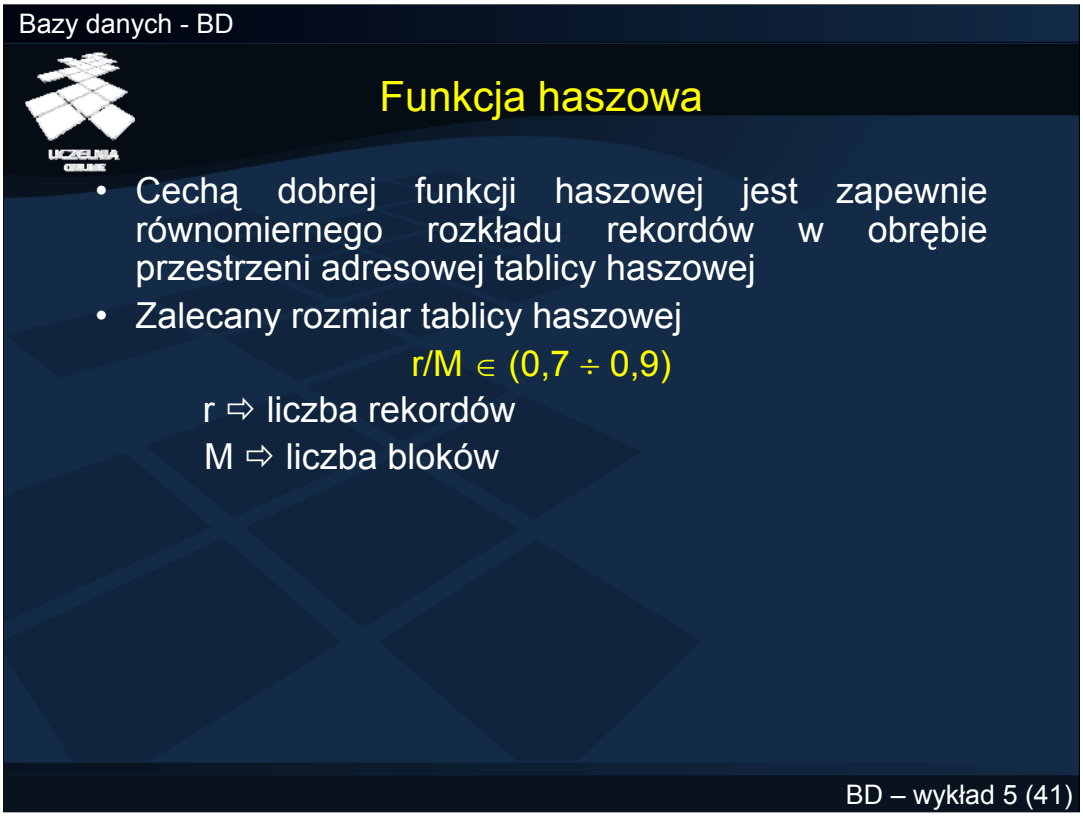
W wariancie drugim, usuwany rekord znajduje się w obszarze nadmiarowym. Jego usunięcie polega na znalezieniu szczeliny (z wykorzystaniem funkcji haszowej i tablicy konwersji) w LOD. Następnie za pomocą wskaźnika do pierwszego rekordu w obszarze nadmiarowym przeszukuje się listę rekordów w tym obszarze. Znaleziony rekord jest usuwany, a jego szczelina zwalniana. Dokonywana jest też zmiana wartości wskaźnika w rekordzie, który adresował usunięty rekord. Nowa wartość wskazuje na następny rekord wskazywany z rekordu usuniętego. W celu zoptymalizowania alokowania rekordów w obszarze nadmiarowym jest utrzymywana lista wolnych szczelin.



Wstawienie rekordu do pliku haszowego polega na odczytaniu adresu szczeliny z wykorzystaniem funkcji haszowej i zapisaniu rekordu do tej szczeliny. W przypadku kolizji, alokowana jest szczelina w obszarze nadmiarowym i uaktualniany jest wskaźnik prowadzący do tej szczeliny.

Zmodyfikowanie wartości pola haszowego polega na odczytaniu rekordu z wykorzystaniem funkcji haszowej. Ponieważ zmiana wartości pola haszowego wymaga przeniesienia rekordu do innej szczeliny, fizycznie rekord stary jest usuwany i wstawiany jest nowy rekord do właściwej szczeliny.

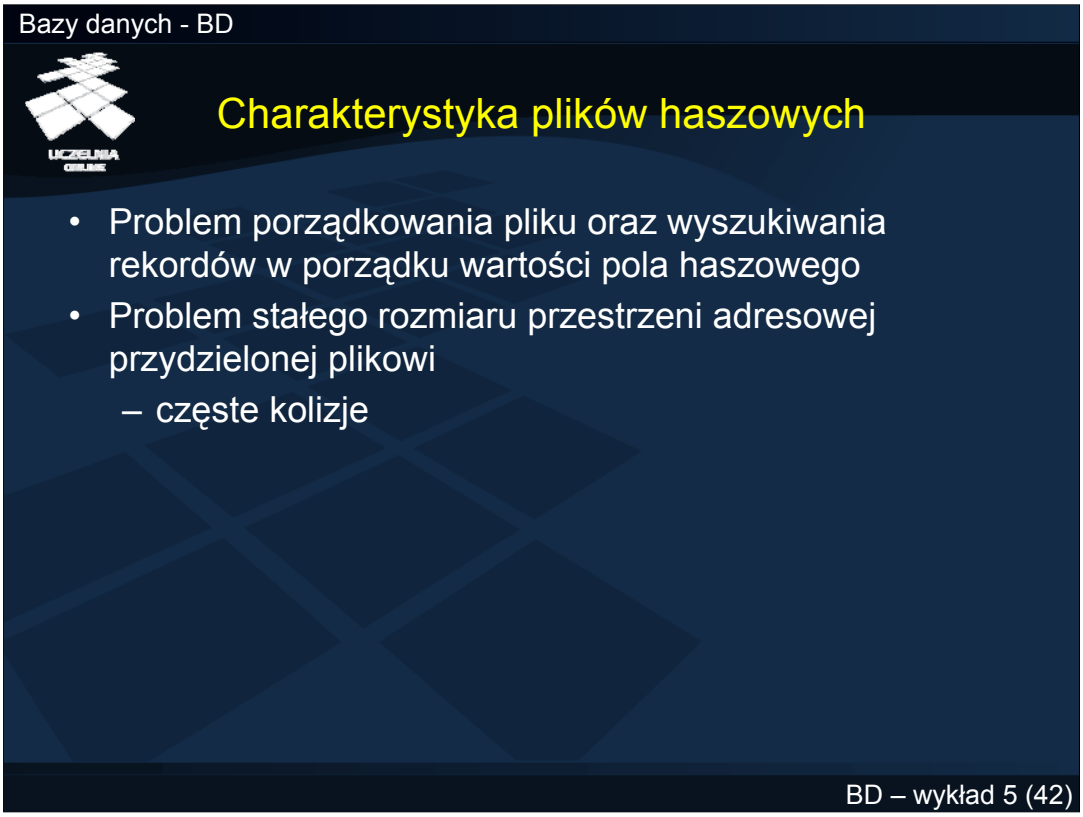
Zmodyfikowanie wartości pola nie-haszowego polega na odczytaniu rekordu, zmodyfikowaniu wartości pola i zapisaniu rekordu do tej samej szczeliny.



Dobra funkcja haszowa to taka, która odwzorowuje wartości kluczy rozłożone nierównomiernie w obrębie dużej dziedziny, w przestrzeń adresową rekordów o znacznie mniejszym rozmiarze w taki sposób, że wynikowe adresy są równomiernie rozłożone w obrębie przestrzeni adresowej tablicy haszowej.

Praktyka pokazuje, że tablica haszowa powinna być zajęta w 70 do 90%, tak aby zapewnić niewielką liczbę kolizji i nie powodować zbyt dużego marnowania obszaru dyskowego. Stąd zalecany rozmiar tablicy haszowej jest wyrażony wzorem

r/M between 0.7 and 0.9, gdzie r jest liczbą rekordów, a M jest liczbą szczelin adresowych tablicy haszowej.



Pliki haszowe są nieefektywne dla operacji odczytu danych z ich porządkowaniem zgodnie z wartością pola haszowego. Jest to konsekwencją działania funkcji haszowej, która burzy porządek wartości pola haszowego rozmieszczając rekordy sąsiednie w różnych blokach. Ponadto, haszowanie statyczne zakłada stały rozmiar przestrzeni adresowej przydzielonej plikowi. Konsekwencją tego ograniczenia jest duże prawdopodobieństwo występowania kolizji.