

Praca magisterska

Franciszek Słupski

Brak

Spis treści

1	Wstęp	3
1.1	Testowa baza danych	3
2	Porównywanie zapytań	3
2.1	Polecenie EXPLAIN	5
2.2	Wyniki polecenia EXPLAIN	6
3	Architektura MySQL	18
3.1	Obsługa połączeń i wątków	18
3.2	Bufor zapytań	19
4	Silniki magazynu danych	20
4.1	Krótką charakterystyka podstawowych silników.	20
4.2	Porównanie silników	25
5	Optymalizator MySQL	35
5.1	Dane statystyczne dla optymalizatora	37
5.2	Plan wykonania zapytania	38
5.3	Optymalizator złączeń	40
5.4	Konfiguracja optymalizatora złączeń	41

5.5	Konfiguracja statystyk tabel InnoDB dla optymalizatora . . .	45
6	Skalowalność i wysoka dostępność	49
6.1	Terminologia	49
6.2	Architektura master-slave	51
6.3	Architektura multi-master	53
6.4	Partycjonowanie funkcjonalne	55
6.5	Data-sharding	56
6.6	InnoDB Cluster	58
7	Partycjonowanie Tabel	60
7.1	Metody partycjonowania	60
7.2	Przypadki użycia	62
8	Indeksy	65
8.1	Indeksy typu B-Tree	65
8.2	Indeksy typu hash	71
9	Praktyczne problemy	74
9.1	Sortowanie wyników	74
9.2	Przechowywanie wartości NULL czy pustej wartości	77
9.3	Indeks na jednej wielu kolumnach czy wiele indeksów na jednej	79
9.4	Sztuczny czy naturalny klucz główny	81
9.5	Monitorowanie niewydajnych zapytań	81

1 Wstęp

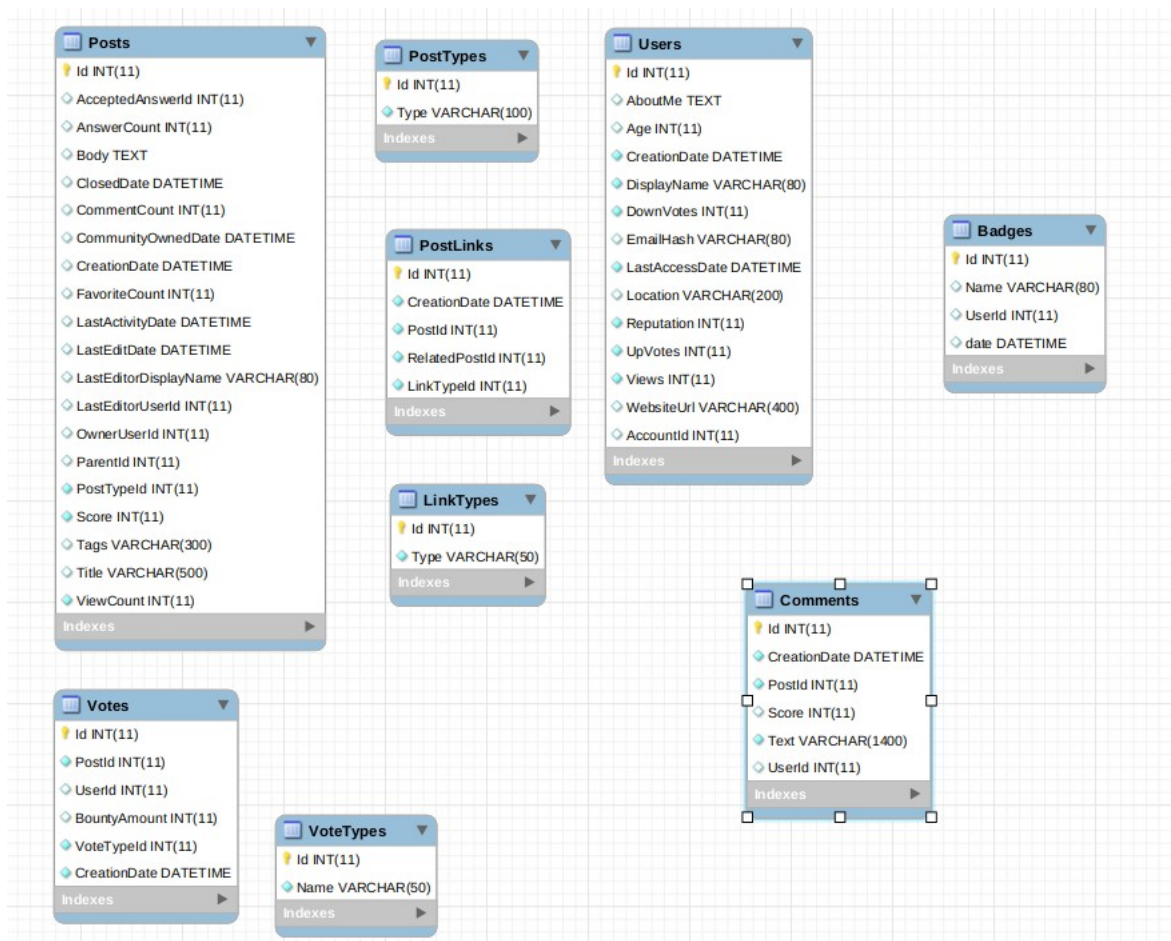
1.1 Testowa baza danych

Aby przedstawić techniki optymalizacji zawarte w pracy na rzeczywistych przykładach, wykorzystałem bazę danych udostępnioną przez portal *stackoverflow.com*. Baza zawiera w granicach 50 Gb danych zebranych w latach 2008-2013. Archiwum po zaimportowaniu do serwera MySQL nie zawiera kluczy głównych, kluczy obcych, indeksów. Początkowy schemat bazy danych jest przedstawiony na rysunku 1.

2 Porównywanie zapytań

W rozdziale zostanie przedstawione działanie polecenia EXPLAIN, które pozwala uzyskać informacje o planie wykonania zapytania i jest podstawową metodą określenia sposobu wykonywania zapytań przez serwer MySQL. Analiza wyników polecenia EXPLAIN jest zdecydowanie bardziej miarodajna od mierzenia czasów zapytań. Na czas wykonania zapytania mogą mieć wpływ zewnętrzne czynniki, które wprowadzą nas w błąd, podczas badania wydajności danego zapytania.

Pierwszym z nich jest bufor zapytań. Przeprowadzając testy zapytania przy włączonym buforze zapytań, może zdarzyć się, że rezultat zapytania zostanie zwrócony błyskawicznie z bufora zapytań. Doprowadzi to do sytuacji, kiedy nawet najbardziej niewydajne zapytania będą zwracane nieproporcjonalnie szybko. Problem ze zwracaniem wyników z bufora zapytań możemy rozwiązać poprzez wyłączenie bufora zapytań lub dodanie modyfikatora SQL_NO_CACHE do zapytań. Drugim czynnikiem zaburzającym mierzenie czasów wykonania zapytań jest bufor MySQL. MySQL stara się przechowywać w pamięci często używane dane, przykładowo indeksy lub nawet często pobierane dane. Jeżeli wykonujemy zapytanie dla tabeli, której indeks nie znajduje się w pamięci. Serwer pobiera indeks z dysku, a taka



Rysunek 1: Schemat bazy danych stackoverflow

operacja wymaga dodatkowego nakładu na pobranie danych do pamięci, co skutkuje wydłużeniem czasu wykonania zapytania. Wykonując kolejne zapytanie, może okazać się, że pomimo pogorszenia jego wydajności, zostanie ono wykonane w krótszym czasie (ze względu na różnicę w czasie dostępu do pamięci i dysku twardego). Mierzając jedynie czasy wykonania obu zapytań, możemy dojść do fałszywego wniosku, że drugie zapytanie jest wydajniejsze, nawet jeżeli w rzeczywistości nasze działanie doprowadziło do pogorszenia wydajności. Problem ten można rozwiązać poprzez, obliczenie średniego czasu i na jego podstawie porównywanie wyników. Takie rozwiązanie jednak wciąż nie gwarantuje deterministycznego charakteru naszego porównania.

Dodatkowo baza danych rzadko kiedy jest całkowicie odcięta od świata. Z reguły testowanie wydajności będzie odbywać się dla tabeli, które są w jednocześnie modyfikowane przez inne połączenia. Przykładowo jeżeli testujemy zapytanie na tabeli, na której w tym samym czasie wykonywane są operacje zapisu; porównanie czasów wykonania zapytań nie musi być miarodajne.

Na czasy wykonywania zapytań wpływać może również aktualne obciążenie serwera. Wyniki czasów wykonania zapytań będą wyraźnie zależeć od aktualnego poziomu wykorzystania zasobów bazy danych.

Po przeanalizowaniu powyższych ograniczeń metody analizy wydajności zapytań, można stwierdzić, że operowanie tylko na takiej metodzie jest obarczone wyraźnym błędem i nie powinno być jedynym sposobem porównywania wydajności.

2.1 Polecenie EXPLAIN

Polecenie EXPLAIN będzie jedną z głównych metod porównywania wydajności zapytań stosowaną w tej pracy, dlatego w tym podrozdziale przedstawiono podstawowy jego stosowania. Język SQL jest językiem deklaratywnym. Decyzję o sposobie przechowywania i pobrania danych pozostawia się systemowi zarządzania bazą danych. Funkcja EXPLAIN służy do określenia sposobu, w jaki baza danych wykona zapytanie.

Aby użyć polecenia EXPLAIN, należy poprzedzić słowa kluczowe takie jak SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE poleceniem EXPLAIN. Spowoduje to, że zamiast wykonania zapytania, baza danych zwróci informacje o planie jego wykonania. Rezultat polecenia EXPLAIN zawiera po jednym rekordzie dla każdej tabeli użytej w zapytaniu, chociaż czasami może zawierać również tabele stworzone przez serwer w pamięci. Kolejność wierszy w wyniku zapytania odpowiada kolejności, w jakiej MySQL będzie je wykonywał. Pierwszym zapytaniem wykonanym przez MySQL będzie zapytanie z ostatniego wiersza.

2.2 Wyniki polecenia EXPLAIN

W celu zademonstrowania wyników polecenia EXPLAIN na rzeczywistych przykładach, wykonano polecenie EXPLAIN dla kilku zapytań na bazie StackOverflow. Zapytania są ponumerowane względem kolejności ich występowania w rozdziale.

```
SELECT u.DisplayName, c.CreationDate, c.'Text' FROM Comments c LEFT
JOIN Users u ON c.UserId = u.Id WHERE c.PostId = 875;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	c	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	22155797	10.00	Using where
2	1	SIMPLE	u	<small>NULL</small>	eq_ref	PRIMARY	PRIMARY	4	stackoverflowMedium.c.UserId	1	100.00	<small>NULL</small>

Rysunek 2: Przykład 1

```
SELECT p.Body FROM Posts p WHERE p.Id = 875 UNION
SELECT c.'Text' FROM Comments c WHERE c.PostID = 875;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	p	<small>NULL</small>	const	PRIMARY	PRIMARY	4	const	1	100.00	<small>NULL</small>
2	2	UNION	c	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	22155797	10.00	Using where
3	<small>NULL</small>	UNION RESULT	<union1,2>	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	Using temporary

Rysunek 3: Przykład 2

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId = (SELECT id FROM Users WHERE
DisplayName = 'Jarrod Dixon');
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Comments	NULL	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	const	446	100.00	Using where
2	2	SUBQUERY	Users	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	2270672	10.00	Using where

Rysunek 4: Przykład 3

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserID in (SELECT UserID FROM Posts
GROUP BY UserID HAVING COUNT(*) > 10);
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Comments	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	22155797	100.00	Using where
2	2	DEPENDENT SUBQUERY	Posts	NULL	Index	NULL	title_idx	1503	NULL	16575372	100.00	Using index; Using temporary

Rysunek 5: Przykład 4

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserID in (SELECT UserID FROM Posts
GROUP BY UserID HAVING COUNT(*) > 10);
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possit	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Comments	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	22155797	100.00	Using where
2	2	DEPENDENT SUBQUERY	Posts	NULL	Index	NULL	PRIMARY	4	NULL	17189835	100.00	Using index; Using temporary; Using filesort

Rysunek 6: Przykład 5

```
SELECT * FROM Posts WHERE OwnerUserId IN (SELECT id FROM Users WHERE
Reputation>1000 UNION SELECT UserId FROM Comments WHERE Score >10)
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Posts	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	17189835	100.00	Using where
2	2	DEPENDENT SUBQUERY	Users	NULL	eq_ref	PRIMARY	PRIMARY	4	func 1	33.33	Using where	
3	3	DEPENDENT UNION	Comments	NULL	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	func 23	33.33	Using where	
4	NULL	UNION RESULT	<union2,3>	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	Using temporary

Rysunek 7: Przykład 6

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId = (SELECT @var1 FROM Users WHERE
DisplayName = 'Jarrod Dixon');
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possit	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Comments	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	22155797	100.00	Using where
2	2	UNCACHEABLE SUBQUERY	Users	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	2270672	10.00	Using where

Rysunek 8: Przykład 7

```
SELECT * FROM Comments LIMIT 10;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possit	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Comments	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	22155797	100.00	<small>NULL</small>

Rysunek 9: Przykład 8

```
SELECT * FROM Users WHERE Id BETWEEN 1 AND 100 AND
id NOT IN (SELECT OwnerUserId FROM Posts WHERE Score >100);
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Users	<small>NULL</small>	range	PRIMARY	PRIMARY	4	<small>NULL</small>	79	100.00	Using where
2	2	DEPENDENT SUBQUERY	Posts	<small>NULL</small>	Index_subquery	owner_idx	owner_idx	5	func	22	33.33	Using where

Rysunek 10: Przykład 9

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId = 20500 OR id = 20500;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Comments	<small>NULL</small>	index_merge	PRIMARY,user_post_idx	user_post_idx...	5,4	<small>NULL</small>	2	100.00	Using sort_union(user_post_idx,PRIMARY); Using where

Rysunek 11: Przykład 10

Kolumna

Wartości w kolumnie # określają kolejność, w jakiej MySQL będzie odczytywał tabele. Jako pierwsza odczytywana jest tabela z najmniejszą wartością.

Kolumna ID

Kolumna id zawiera numer zapytania, którego dotyczy. W przypadku zapytań z podzapytaniem, podzapytania w dyrektywie FROM oraz zapytań ze słowem kluczowym JOIN, numerowane są najczęściej względem ich występowania w zapytaniu. Kolumna ID może przyjąć również wartość NULL, w przypadku polecenia UNION (przykład 2).

Kolumna select_type

Kolumna select_type informuje o rodzaju wykonywanego zapytania SELECT. Poniżej przedstawiono wartości, które mogą zostać zwrócone dla tej kolumny.

- **SIMPLE** Wartość SIMPLE oznacza, że zapytanie nie zawiera podzapytań, oraz nie używa złączeń (klauszula UNION).
- **PRIMARY** Jeżeli zapytanie zawiera podzapytania lub wykorzystuje złączenie, to rekord dla kolumny select_type przyjmie wartość PRIMARY (przykład 2).
- **SUBQUERY** Jeżeli rekord dotyczy podzapytania oznaczonego jako PRIMARY, to zostanie oznaczony jako SUBQUERY (przykład 3)
- **UNION** Jako UNION zostaną oznaczone zapytania, które są drugim i kolejnym zapytaniem operacji złączenia tabel. Pierwsze zapytanie zostanie oznaczone tak samo, jakby było wykonywane jako zwykłe zapytanie SELECT (przykład 2).
- **DERIVED** Oznacza, że zapytanie jest umieszczone jako podzapytanie w klauzuli FROM, jest wykonywane rekurencyjnie i wyniki są umieszczane w tabeli tymczasowej.

- **UNION RESULT** Oznacza wiersz, w którym polecenie `SELECT` zostało użyte do pobrania wyników z tabeli tymczasowej użytej przy poleceniu `UNION` (przykład 2).
- **DEPENDENT SUBQUERY** Jeśli polecenie `SELECT` zależy od danych znajdujących się w podzapytaniu (przykład 5).
- **DEPENDENT UNION** Jeśli polecenie `SELECT` zależy od danych znajdujących się w tabeli tymczasowej będącej wynikiem złączenia (przykład 6).
- **MATERIALIZED** Jeżeli wynik zwracany jest ze *zmaterializowanego widoku* (eng. *materialized view*). Widok zmaterializowany jest obiektem bazy danych zawierającym rezultat zapytania.
- **UNCACHABLE_SUBQUERY**. Oznaczający, że zapytanie nie może być buforowane (przykład 7).
- **UNCACHABLE_UNION**. Oznaczający, że wynik złączenia tabel nie może zostać buforowany.

Kolumna *table*

Kolumna *table* w większości przypadków zawiera nazwę tabeli lub jej alias, do której odnosi się dany wiersz wyniku polecenia `EXPLAIN`. Gdy zapytanie dotyczy tabel tymczasowych, możemy zobaczyć np. `table: <union1,2>` (przykład 2), co oznacza, że zapytanie dotyczy tabeli tymczasowej stworzonej na podstawie polecenia `UNION` na tabelach z wierszy o id 1 oraz 2. Odczytując kolejno wartości kolumny *table* możemy dowiedzieć się, w jakiej kolejności optymalizator MySQL zdecydował się ułożyć zapytania.

Kolumna Type

Kolumna *Type* informuje o tym, w jaki sposób MySQL będzie przetwarzał wiersze w tabeli. Poniżej przedstawiono najważniejsze metody dostępu do danych, w kolejności od najgorszej do najlepszej.

- **ALL**

Wartość *ALL* informuje o tym, że serwer musi przeskanować całą tabelę w celu odnalezienia rekordów. Istnieją jednak wyjątki takie, jak w przykładzie 8, w którym polecenie *EXPLAIN* pokazuje, że będzie wykonywany pełny skan tabeli, a w rzeczywistości dzięki użyciu polecenia *LIMIT* zapytanie będzie wymagało jedynie 10 rekordów.

- **Index**

MySQL skanuje wszystkie wiersze w tabeli, ale może wykonać to w porządku, w jakim jest przechowywane w indeksie, dzięki czemu unika sortowania. Największą wadą jest jednak nadal konieczność odczytu całej tabeli. Co więcej, dane z dysku pobierane są z adresów, których kolejność wynika z użytego indeksu. Adresy te nie muszą zajmować na dysku ciągłych obszarów, a to oznacza, że czas odczytu danych może znacznie wydłużyć się. Jeżeli w kolumnie *extra* jest dodatkowo zawarta informacja "Using Index" oznacza to, że MySQL wykorzystuje indeks pokrywający (opisany w dalszej części pracy) i nie wymaga odczytywania innych danych z dysku – do wykonania zapytania wystarczają dane umieszczone w indeksie.

- **Range**

Wartość *range* oznacza ograniczone skanowanie zakresu. Takie skanowanie rozpoczyna się od pewnego miejsca indeksu, dzięki czemu nie musimy przechodzić przez cały indeks. Skanowanie indeksu powodują

zapytania zawierające klauzulę *BETWEEN* lub *WHERE* z *<* lub *>*. Wady są takie same jak przy rodzaju *index*

- **Index_subquery**

Tego typu zapytanie zostało przedstawione w przykładzie 9, w którym podzapytanie korzysta z nieunikalnego indeksu, jest wykonane przed głównym zapytaniem i jego wartości są przekazane do niego jako stałe.

- **Unique_subquery**

Analogicznie do *index_subquery*, ale tym razem z użyciem klucza głównego lub indeksu *UNIQUE NOT NULL*.

- **Index_merge**

Czasami jeden indeks nie wystarczy do efektywnego wykonania zapytania. Rozważmy przykład 10. Na tabeli *Comments* mamy założone dwa różne indeksy, obejmujące obie kolumny występujące w zapytaniu. Użycie tylko jednego indeksu nie poprawiłoby efektywności zapytania, ponieważ nadal serwer MySQL musiałby przeprowadzić pełny skan tabeli. Dlatego od wersji 5.0 optymalizator może zdecydować się na złączenie kilku indeksów, dla efektywniejszego wykonania zapytania. Decyzja o tym, czy łączyć indeksy często zapada na podstawie rozmiaru tabeli. Przy tabelach niewielkich rozmiarów operacja złączenia może być kosztowniejsza niż pełny skan tabeli, ale przy dużych tabelach, przykładowo takich jak *Comments* złączenie znacząco przyspiesza wykonania zapytania.

- **Fulltext**

Wartość *fulltext* oznacza, że wykorzystane zostało wyszukiwanie pełnotekstowe, opisane w dalszej części pracy.

- **Ref**

Jest to wyszukiwanie, w którym MySQL musi przeszukać jedynie indeks w celu znalezienia rekordu opowiadającego pojedynczej wartości.

Przykładem takiego zapytania może być wyszukiwanie numerów postów danego użytkownika w tabeli *Comments* zawierającej indeks typu *BTREE* na kolumnach *UserId* oraz *PostId*.

```
SELECT PostId FROM Comments WHERE UserId = 10;
```

Dodatkowo odmianą dostępu *ref* jest dostęp *ref_or_null*, który oznacza, że wymagany jest dodatkowy dostęp w celu sprawdzenia wartości NULL.

- **Eq_ref**

Jest to najlepsza możliwa forma złączenia. Oznacza, że z tabeli odczytywany jest tylko jeden wiersz dla każdej kombinacji wierszy z poprzednich tabel. Z tego rodzaju złączeniem mamy do czynienia, jeżeli wszystkie kolumny używane do złączenia są kluczem głównym lub indeksem "NOT NULL UNIQUE". Przykładem takiego zapytania jest złączenie wszystkich komentarzy z postami, bazując na kluczu głównym *Id* z tabeli *Posts*.

```
SELECT * FROM Comments c JOIN Posts p ON c.PostId = p.id;
```

- **Const**

Przeważnie występuje w przypadku użycia w klauzuli *WHERE* wartości z indeksu głównego. Wtedy wystarczy jednokrotne przeszukanie indeksu, a na znalezionym liściu indeksu dostępne są już wszystkie dane z wiersza tabeli. Dla przykładu w bazie *StackOverflow* może to być zapytanie, pobierające komentarz bazując na *Id*.

```
EXPLAIN SELECT * FROM Comments WHERE id = 93;
```

- **NULL**

Oznacza, że serwer nie wymaga skanowania całej tabeli lub indeksu i może zwrócić wartość już podczas fazy optymalizacji. Przykładem takiego zapytania może być zwrócenie minimalnej wartości z indeksu tabeli.

```
SELECT MIN(UserId) FROM Comments;
```

#Tabela Comments zawiera indeks BTREE na kolumnie UserID

Kolumna Possible_keys

Kolumna *possible_keys* zawiera listę indeksów, które optymalizator brał pod uwagę podczas tworzenia planu wykonania zapytania. Lista tworzona jest na początku procesu optymalizacji zapytania.

Kolumna key

Kolumna *key* sygnalizuje, który indeks został wybrany do optymalizacji dostępu do tabeli.

Kolumna key_len

Wartość oznacza, jaki jest rozmiar bajtów użytego indeksu. W przypadku, kiedy zostanie wykorzystana jedynie część kolumn indeksu, wtedy wartość *key_len* będzie odpowiednio mniejsza. Istotny jest fakt, że rozmiar jest zawsze maksymalnym rozmiarem zindeksowanych kolumn, a nie rzeczywistą liczbą bajtów danych używanych do zapisu wiersza w tabeli.

Kolumna ref

Kolumna pokazuje, które kolumny z innych tabel lub zmienne z innych tabel zostaną wykorzystane do wyszukania wartości w indeksie podanym w kolumnie *key*. W przykładzie 1 widzimy, że do przeszukania indeksu tabeli Posts została wykorzystana kolumna UserId z tabeli Comments (alias c). Wartość *const* oznacza, że do przeszukania wartości została wykorzystana stała

podana np. w klauzuli WHERE (Przykład 2). Kolumna może też przyjąć wartość *func*, co oznacza, że wartość użyta do wyszukania jest wynikiem obliczenia pewnej funkcji (przykład 9).

Kolumna rows

Kolumna wskazuje oszacowaną liczbę wierszy, które MySQL będzie musiał odczytać w celu znalezienia szukanych rekordów. Wartość może znacząco odbiegać od rzeczywistej liczby wierszy, które zostaną odczytane podczas wykonania zapytania. Jest to liczba przeszukiwanych rekordów na danym poziomie zagnieżdżenia pętli planu złączenia. Oznacza to, że nie jest to całkowita liczba rekordów, a jedynie liczba rekordów w jednej pętli złączenia danej tabeli. W przypadku złączenia sumaryczna liczba przeszukiwanych nie jest sumą wartości z wszystkich wierszy, a iloczynem wartości z wierszy biorących udział w złączeniu. W przykładzie 9 łączna suma wierszy, które muszą zostać przeszukane, nie wynosi 15748463.

```
SELECT * FROM Posts p JOIN PostTypes pt ON p.PostTypeId = pt.Id;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	pt	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	7	100.00	NULL
2	1	SIMPLE	p	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	15748463	10.00	Using where; Using join buffer (Block Nested Loop)

Rysunek 12: Przykład 9

Podczas szacowania wartości w kolumnie *rows* optymalizator nie bierze pod uwagę klauzli *LIMIT*.

Kolumna filtered

. Wskazuje na wartość oszacowaną przez optymalizator, która informuje, ile rekordów może zostać odfiltrowane za pomocą klauzuli WHERE. W przykładzie 4 optymalizator MySQL oszacował, że jedynie 10 procent użytkowników napisało w sumie więcej niż 10 komentarzy. Przed wersją 8.0, aby kolumna

filtered była umieszczona w wynikach zapytania, należało wykorzystać polecenie EXPLAIN EXTENDED.

Kolumna extra

Kolumna *extra* zawiera informacje, których nie udało się zamieścić w pozostałych kolumnach. Poniżej przedstawiono kilka najważniejszych informacji, które mogą znaleźć się w tej kolumnie.

- 'Using index' - MySQL użyje indeksu pokrywającego zamiast dostępu do tabeli.
- 'Using where' - oznacza, że MySQL przeprowadzi filtrowanie danych dopiero po wczytaniu danych z tabeli. Często jest to informacja, która może sugerować zmianę lub stworzenia nowego indeksu bądź całego zapytania.
- 'Using temporary' - do sortowania wyników używana jest tabela tymczasowa.
- 'Using filesort' - sortowanie nie może skorzystać z istniejących indeksów (nie ma odpowiedniego optymalnego indeksu), więc wiersze są sortowane za pomocą jednego z algorytmów sortowania.
- 'Using

Z opisu możliwości polecenia EXPLAIN zawartego w tym rozdziale wynika, że jego użycie niesie więcej informacji od mierzenia czasów wykonywanych operacji. Dzięki szczegółowym informacją na temat planu wykonania

zapytania (termin opisany szerzej w rozdziale dotyczącym Optymalizatora MySQL) możliwe jest dokładniejsze zdefiniowanie przyczyn braku wydajności, jak i porównanie wydajności dwóch zapytań. Oczywiście nie można pominąć faktu, że dane przedstawione jako wynik analizy są zebrane na podstawie pewnych statystyk, które nie zawsze muszą być zbieżne z rzeczywistością. Z tego powodu mierzenie czasów może być skutecznym dopełnieniem analizy planu wykonania zapytania.

3 Architektura MySQL

3.1 Obsługa połączeń i wątków

Serwer MySQL oczekuje na połączenia klientów na wielu interfejsach sieciowych:

- jeden wątek obsługuje połączenia TCP/IP (standardowo port 3306)
- w systemach UNIX, ten sam wątek obsługuje połączenia poprzez pliki gniazda
- w systemie Windows osobny wątek obsługuje połączenia komunikacji międzyprocesorowej
- w każdym systemie operacyjnym, dodatkowy interfejs sieciowy może obsługiwać połączenia administracyjne. Do tego celu może być wykorzystywany osobny wątek lub jeden z wątków menadżera połączeń.

Jeżeli dany system operacyjny nie wykorzystuje połączeń na innych wątkach, osobne wątki nie są tworzone.

Maksymalna ilość połączeń zdefiniowana jest poprzez zmienną systemową `max_connections`, który domyślnie przyjmuje wartość 151. Dodatkowo MySQL jedno połączenie rezerwuje dla użytkownika z uprawnieniami `SUPER` lub `CONNECTION_ADMIN`. Taki użytkownik otrzyma połączenie nawet w przypadku braku dostępnych połączeń w głównej puli.

Do każdego klienta łączącego się do bazy MySQL przydzielany jest osobny wątek wewnątrz procesu serwera, który odpowiada za przeprowadzenie autentykacji oraz dalszą obsługę połączenia. Co ważne, nowy wątek tworzony jest jedynie w ostateczności. Jeżeli to możliwe, menadżer wątków stara się przydzielić wątek do połączenia, z puli dostępnych w pamięci podręcznej wątków.

3.2 Bufor zapytań

Bufor zapytań przechowuje gotowe odpowiedzi serwera dla poleceń SELECT. Jeżeli wynik danego zapytania znajduje się w buforze zapytań, serwer może zwrócić wynik bez konieczności dalszej analizy.

Proces wyszukiwania zapytania w buforze wykorzystuje funkcję skrótu. Dla każdego zapytania tworzony jest hash, który pozwala w prosty sposób zweryfikować, czy dane zapytanie znajduje się w buforze. Co ważne, hash uwzględnia wielkość liter, co prowadzi do sytuacji, gdzie dwa zapytania różniące się jedynie wielkością liter nie zostaną uznane za jednakowe.

Jeżeli tabela, z której pobierane są dane poprzez polecenie SELECT zostanie zmodyfikowana, wszystkie zapytania odnoszące się do takiej tabeli zostają usunięte z bufora. Dodatkowo bufor zapytań nie przechowuje zapytań uznanych, za niedeterministyczne. Przykładowo wszystkie polecenia pobierające aktualną datę, użytkownika itp nie zostaną dodane do bufora zapytań. Co istotne nawet w przypadku zapytania niedeterministycznego, serwer oblicza funkcję skrótu dla zapytania i próbuje dopasować odpowienie zapytanie z tabeli bufora. Dzieje się tak ze względu na fakt, że analiza zapytania odbywa się dopiero po przeszukaniu bufora i na etapie przeszukiwania bufora, serwer nie ma informacji o tym czy zapytanie jest deterministyczne. Jedynym filtrem, który weryfikuje zapytanie przed przeszukaniem bufora, jest sprawdzenie czy polecenie rozpoczyna się od liter SEL.

Jeżeli polecenie SELECT składa się z wielu podzapytań, ale nie znajduje się w tabeli bufora, to żadne z nich nie zostanie pobrane, ponieważ bufor zapytań działa na podstawie całego polecenia SELECT.

W MySQL 8.0 bufor zapytań został usunięty z serwera, ale wciąż jest dostępny w rozwiązaniach takich jak *ProxySQL*. W takiej architekturze bufor znajduje się jeszcze przed serwerem MySQL. Przykład takiej architektury znajduje się w rozdziale dotyczącym skalowania horyzontalnego.

4 Silniki magazynu danych

Architektura MySQL umożliwia korzystanie z wielu różnych silników, które są odpowiedzialne za wykonywanie operacji na danych. Silnik bazy danych wybierany jest per tabela, co oznacza, że w ramach pojedynczej bazy danych można używać różne silniki.

4.1 Krótka charakterystyka podstawowych silników.

W tym podrozdziale nie będę się skupiał na szczegółowym opisie większości z silników dostępnych w MySQL, postaram się raczej w ogólny sposób przedstawić ich główne charakterystyki, zalety oraz ograniczenia. Część z silników została pominięta ze względu na ich marginalną popularność oraz zastosowanie. Na wstępie chciałbym podkreślić fakt, że w zdecydowanej większości przypadków najodpowiedniejszym aktualnie silnikiem jest InnoDB, aczkolwiek każdy z silników opisanych w tym rozdziale ma pewne zalety i w specyficznych przypadkach, które przedstawiłem w tym rozdziale, warto rozważyć użycie silnika alternatywnego do InnoDB.

MyISAM

MyISAM był domyślnym silnikiem składowania danych do wersji 5.4 (włącznie). Każda tabela przechowywana jest w dwóch plikach na dysku twardym. Dane przechowywane są w pliku z rozszerzeniem **.MYD (MYData)** natomiast w drugim pliku (**.MYI(MYIndex)**) składowane są indeksy. Poniżej przedstawię kilka cech tego silnika bazy danych.

- **Brak wsparcia dla transakcji.** Z tego powodu MyISAM nie powinien być używany do tabel, dla których istotnym wymaganiem jest zapewnienie integralności danych.
- **Obsługa indeksów B-tree oraz Geospatial.**

- **Blokady tabeli.** W momencie, kiedy wykonujemy operacje dodającą dane do tabeli, jest ona blokowana na cały czas wykonywania operacji (również dla operacji odczytujących dane). Sprawia to, że w przypadku dużej liczby operacji modyfikujących dane - wydajność bazy danych wyraźnie spada.
- **Brak obsługi mechanizmu kluczy obcych**
- **Mechanizm kompresji danych.** Silnik umożliwia kompresowanie danych w celu optymalizacji ilości miejsca potrzebnego do przechowywania danych z tabeli. Taka operacja sprawia, że skompresowane dane są dostępne jedynie do odczytu, a ich modyfikacja jest zablokowana i wymaga rozpakowania danych. Tabele MyISAM można kompresować i dekompresować za pomocą mechanizmu *myisampack*.
- **Buforowanie indeksów.** Silnik MyISAM buforuje jedynie indeksy.
- **Obsługa statystyk.**

W czasie pisania tej pracy silnik MyISAM nie był już praktycznie rozwijany, dlatego raczej odradzam jego stosowanie w nowszych wersjach serwera MySQL.

InnoDB

Od wersji 5.5 InnoDB jest domyślnym silnikiem bazy danych MySQL. Mechanizm InnoDB został uzupełniony o funkcje, których brakowało w MyISAM i obecnie jest zdecydowanie najpopularniejszym wyborem. Domyślnie dane przechowywane są w pojedynczych plikach, ale możliwe mogą być również przechowywane w wielu plikach. Struktura plików bazy *StackOverflow*, która dla wszystkich tabel używa silnika InnoDB, została przedstawiona na rysunku 13. Poniżej przedstawiłem kilka podstawowych charakterystyk silnika.

Rysunek 13: Pliki silnika InnoDB testowej bazy danych *StackOverflow*

```
root@frank-ThinkPad-T440p:/var/lib/mysql/stackOverflowMedium# ls -lh
razem 35G
-rw-r----- 1 mysql mysql 504M gru 15 2019 Badges.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 9,4G paź 8 2019 Comments.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K gru 16 2019 lecturers.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K paź 8 2019 LinkTypes.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 88M gru 15 2019 Postlinks.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 23G gru 28 15:16 Posts.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K paź 8 2019 PostTypes.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 288K gru 16 2019 students.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 288K gru 16 2019 table_child.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K gru 16 2019 table_parent.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 380M gru 15 2019 Users.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 2,0G paź 8 2019 Votes.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K paź 8 2019 VoteTypes.ibd
root@frank-ThinkPad-T440p:/var/lib/mysql/stackOverflowMedium#
```

- **Wsparcie dla transakcji.** Silnik wspiera transakcje oraz cztery poziomy izolacji.
- **Wsparcie dla indeksów.** InnoDB wspiera najważniejsze indeksy takie jak: B-tree, Hash, Spatial.
- **Blokowanie dostępu na poziomie rekordów.** Dostęp do tabel InnoDB jest blokowany za pomocą mechanizmu MVCC (Multi-Versioned Concurrency Control), który w przeciwieństwie do MyISAM blokuje pojedyncze rekordy, zamiast całej tabeli. Wprowadzenie tej zmiany znacząco zwiększyło wydajność równoległych operacji modyfikujące dane w tabeli.
- **Wsparcie dla kluczy obcych.**
- **Buforowanie danych oraz indeksów.** Silnik InnoDB może buforować nie tylko indeksy, ale również dane.
- **Nieskompresowane indeksy.** Silnik InnoDB nie kompresuje indeksów, co prowadzi do zwiększenia zużycia przestrzeni dyskowej.
- **Wsparcie dla partycjonowania.** Szerzej opisane w podrozdziale dotyczącym partycjonowania.
- **Obsługa statystyk.**

CSV Storage Engine

Silnik CSV Storage Engine przechowuje dane tabeli w plikach tekstowych w formacie csv z wartościami rozdzielonymi przecinkami. Ten silnik może być przydatny, jeżeli chcemy nasze dane przechowywać w formacie csv, ale posiada wiele ograniczeń, dlatego nie jest zalecane jego stosowanie, o ile nie zależy nam na przechowywaniu danych tabeli w formacie CSV. Poniżej przedstawiłem kilka podstawowych charakterystyk silnika.

- **Brak wsparcia dla indeksów i kluczy obcych.**
- **Brak wsparcia dla transakcji.**
- **Brak możliwości przechowywania wartości *null*.**
- **Brak wsparcia dla partycjonowania.**

Memory

Tabele z silnikiem Memory są tabelami, których dane przechowywane są w pamięci, a nie na dysku twardym. Dane przechowywane w tabeli są ulotne i zostają usunięte w momencie restartu serwera (struktura tabeli zostaje zachowana). Z powodu przechowywania w pamięci są o rząd wielkości szybsze od standardowych silników baz danych, ale ze względu na swoją ulotność nie powinny przechowywać istotnych danych dla aplikacji. Niżej przedstawiłem kilka podstawowych własności tabeli Memory.

- **Wsparcie dla indeksów** Tabele Memory obsługują indeksy Hash oraz B-tree. Domyślnym indeksem jest indeks typ Hash.
- **Blokowanie na poziomie tabeli.** Podobnie jak tabele MyISAM, w momencie modyfikowania danych blokowana jest cała tabela.

- **Brak obsługi typów TEXT oraz BLOB.** Tabele nie obsługują typów TEXT. Przechowywanie tekstu możliwe jest w kolumnach VARCHAR o stałej zdefiniowanej wielkości, co prowadzi do marnotrawienia pamięci.
- **Brak danych statystycznych indeksu.** Tabele MEMORY nie przechowują statystyk dotyczących indeksów, co czasami może skutkować wybraniem nieodpowiedniego indeksu przez optymalizator zapytań i w efekcie pogorszenie wydajności zapytań.
- **Brak wsparcia dla transakcji.**

Poniżej wymieniłem kilka przypadków użycia tabeli z silnikiem Memory.

- Pamięć podręczna dla często odczytywanych danych, która jest wczytywana w momencie startu serwera.
- Buforowanie wyników agregowanych danych z często wykonywanych zapytań.
- Przechowywanie wyników pośrednich z zapytań.
- MySQL używa tabeli Memory do wewnętrznego przetwarzania zapytań wymagających tabeli tymczasowych do przechowywania wyników pośrednich.

Silnik Archive

Silnik archive służącym do przechowywania dużej ilości nieindeksowanych danych, które są rzadko pobierane.

- **Możliwe wykonywanie jedynie operacji INSERT, REPLACE oraz SELECT.** W tabelach Archive niemożliwe jest usuwanie i modyfikowanie istniejących krotek.

- **Brak wsparcia dla indeksów.**
- **Blokowanie na poziomie tabeli.**
- **Kompresowanie danych.** Każdy wstawiony rekord jest automatycznie kompresowany za pomocą *zlib*, dlatego tabele Archive wymagają zdecydowanie mniej miejsca od tabel InnoDB lub MyISAM. *Brak wsparcia dla transakcji.*

4.2 Porównanie silników

Przechowywanie danych

W celu porównania sposobu przechowywania danych na dysku, przygotowałem testową bazę danych, zawierającą pięć tabel będących niemalże kopią tabeli *Users* z bazy testowej, z których każda wykorzystuje inny silnik. Jedyną zmianą jest brak kolumny *AboutMe*, która została usunięta ze względu na brak wsparcia dla kolumn TEXT w silniku MEMORY. Do tworzenia tabel wykorzystałem następujące polecenie, a następnie zaimportowałem dane z bazy *Stackoverflow*. Ze względu na fakt, że nie wszystkie silniki wspierają przechowywanie wartości NULL, zamieniłem domyślne wartości NULL na wartość 0 lub pustego tekstu (w zależności od typu danych).

```
CREATE TABLE 'Users' (
  'Id' int NOT NULL,
  'Age' int NOT NULL DEFAULT 0,
  'CreationDate' datetime NOT NULL,
  'DisplayName' varchar(80) NOT NULL,
  'DownVotes' int NOT NULL,
  'EmailHash' varchar(80) NOT NULL DEFAULT '',
  'LastAccessDate' datetime NOT NULL,
  'Location' varchar(200) NOT NULL DEFAULT '',
  'Reputation' int NOT NULL,
```

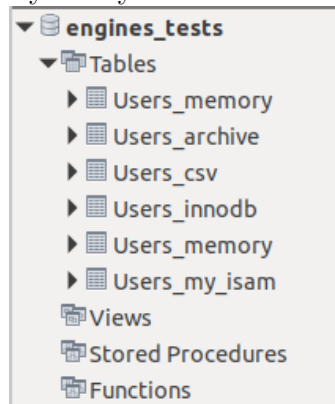
```

'UpVotes' int NOT NULL,
'Views' int NOT NULL,
'WebsiteUrl' varchar(400) NOT NULL DEFAULT '',
'AccountId' int NOT NULL DEFAULT 0,
PRIMARY KEY ('Id') -- w tabelach, które wspierają klucze główne
) ENGINE=<nazwa silnika>;

```

Dla silników, które nie wspierają kluczy głównych, musiałem je usunąć. Ostatecznie tabela zawiera w granicach 2,5 miliona wierszy. Silnik NDB pominąłem, ponieważ został dodatkowo opisany w rozdziale dotyczącym skalowalności. Jak możemy zauważyć na rysunku 15 pod względem optymalizacji

Rysunek 14: Baza danych użyta do testowania silników baz danych



zacji ilości miejsca na dysku zdecydowanie najlepiej wypada silnik Archive, który potrzebuje jedynie 67 MB dla danych użytkowników. Na drugim miejscu pod tym względem plasuje się silnik MyISAM. Silniki InnoDB oraz CSV wymagają praktycznie takiej samej przestrzeni dyskowej; w granicach 250 MB. Silnik MEMORY na dysku twardym przechowuje jedynie strukturę tabeli, ale do sprawdzenia ilości użytej pamięci możemy użyć narzędzia *MySQL Workbench*. Silnik MEMORY wymaga bez mała 5.5 Gb pamięci. Wynika to w dużej mierze z tego, że silnik MEMORY dla kolumn VARCHAR zawsze rezerwuje rozmiar wynikający z maksymalnej wartości, nawet jeżeli nie jest

Rysunek 15: Pliki z danymi użytkowników dla testowych silników.

```
root@franek-ThinkPad-T440p:/var/lib/mysql/engines_tests# ls -lh
razem 748M
-rw-r----- 1 mysql mysql 15K cze 21 00:01 @0023sql@002d5deb_9_1347.sdi
-rw-r----- 1 mysql mysql 14K cze 20 23:28 Users_archive_1343.sdi
-rw-r----- 1 mysql mysql 67M cze 20 23:27 Users_archive.ARZ
-rw-r----- 1 mysql mysql 14K cze 20 23:26 Users_csv_1341.sdi
-rw-r----- 1 mysql mysql 35 cze 21 04:43 Users_csv.CSM
-rw-r----- 1 mysql mysql 256M cze 20 23:26 Users_csv.CSV
-rw-r----- 1 mysql mysql 252M cze 20 23:16 Users_innodb.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 14K cze 20 23:56 Users_memory_1346.sdi
-rw-r----- 1 mysql mysql 11K cze 20 23:20 Users_my_isam_1338.sdi
-rw-r----- 1 mysql mysql 150M cze 20 23:18 Users_my_isam.MYD
-rw-r----- 1 mysql mysql 25M cze 21 02:28 Users_my_isam.MYI
```

Rysunek 16: Informacje dotyczące tabeli Users_memory w *MySQL Workbench*. *StackOverflow*

Local instance 3306	
engines_tests.Users_memory	
Table Details	
Engine:	MEMORY
Row format:	Fixed
Column count:	13
Table rows:	2465713
AVG row length:	2324
Data length:	5.4 GiB
Index length:	57.0 MiB
Max data length:	6.9 GiB
Data free:	0.0 bytes
Table size (estimate):	5.4 GiB

ona wykorzystana.

Wymaganie transakcyjności

W przypadku tabel, które wymagają użycia transakcji, jedynym możliwym wyborem jest silnik InnoDB.

Operacje odczytu klucz-wartość

Do testów użyłem narzędzia *sysbench*, który posiada wbudowany mechanizm ułatwiający testowanie baz danych. Na początku przygotowałem testową bazę danych udostępnioną przez *sysbench* za pomocą polecenia:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root  
--mysql-db=test --table_size=2000000 --range_selects=off --mysql_storage_engine=  
<nazwa silnika> /usr/share/sysbench/oltp_read_only.lua prepare
```

Baza danych zawiera 2 miliony rekordów, tabela domyślnie przyjmuje nazwę *sbtest1*.

Rysunek 17: Struktura tabeli *sbtest1*.

#	Field	Type	Null	Key	Default	Extra
1	id	int	NO	PRI	NULL	auto_increment
2	k	int	NO	MUL	0	
3	c	char(120)	NO			
4	pad	char(60)	NO			

Aby wykonać test polecenie *prepare* należy zamienić na polecenie *run*. Przy takiej konfiguracji wykonywane jest następujące zapytanie:

```
SELECT c FROM sbtest1 WHERE id=?
```

Rysunek 18: Przykładowe statystyki testu wydajności izolowanych operacji odczytu.

```

Initializing worker threads...

Threads started!

SQL statistics:
  queries performed:
    read:                182680
    write:                0
    other:                36536
    total:                219216
  transactions:          18268 (1826.29 per sec.)
  queries:                219216 (21915.49 per sec.)
  ignored errors:         0 (0.00 per sec.)
  reconnects:             0 (0.00 per sec.)

General statistics:
  total time:              10.0008s
  total number of events:  18268

Latency (ms):
  min:                     0.36
  avg:                     0.55
  max:                     7.48
  95th percentile:        0.77
  sum:                     9975.63

Threads fairness:
  events (avg/stddev):      18268.0000/0.00
  execution time (avg/stddev): 9.9756/0.00

```

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	0.54	0.55	0.38	powyżej minuty	powyżej minuty

Silnik MEMORY okazał się najwydajniejszy w przypadku zapytania używającego pełnego klucza głównego. Dobry wynik wynika z faktu zastosowania indeksu HASH na kolumnie Id. Silniki InnoDB oraz MyISAM prezentują podobną wydajność w przypadku zapytań używających indeksy (w tym przypadku indeksy BTree). Silniki Archive oraz CSV wyraźnie odstają w tym zestawieniu ze względu na brak obsługi kluczy głównych.

Symultaniczne operacje odczytu z wykorzystaniem klucza głównego oraz operacji zapisu.

Do przygotowania testowych zestawów danych wykorzystałem następujące skrypty:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root  
--mysql-db=test --table_size=2000000 --num-threads=12 --range_selects=off  
--mysql_storage_engine=<nazwa silnika> /usr/share/sysbench/oltp_read_write.lua  
prepare
```

Wykonanie testu analogicznie jak w poprzednich przypadkach wykonałem, zastępując słowo kluczowe *prepare* na *run*.

Przykładowe wynik polecenia został przedstawiony poniżej.

Rysunek 19: Przykładowe statystyki testu symultanicznych odczytów i zapisów.

```
Running the test with following options:
Number of threads: 12
Initializing random number generator from current time

Initializing worker threads...

Threads started!

SQL statistics:
  queries performed:
    read:                2840
    write:               1136
    other:                568
    total:               4544
  transactions:          284   (27.27 per sec.)
  queries:               4544  (436.31 per sec.)
  ignored errors:        0     (0.00 per sec.)
  reconnects:            0     (0.00 per sec.)

General statistics:
  total time:            10.4126s
  total number of events: 284

Latency (ms):
  min:                   61.81
  avg:                   432.72
  max:                   752.31
  95th percentile:      634.66
  sum:                   122891.32

Threads fairness:
  events (avg/stddev):    23.6667/0.94
  execution time (avg/stddev): 10.2409/0.11
```

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	432.7	75.5	425.1	powyżej minuty	powyżej minuty

Widzimy, że w porównaniu z poprzednim testem, tym razem równolegle z operacjami odczytu wykonywane były operacje zapisu do tabeli. Wyniki testu zostały przedstawione w poniższej tabeli. W teście zdecydowanie naj-

wydajniejszym silnikiem okazał się InnoDB, na co wpływ miał mechanizm blokowania pojedynczych rekordów, zamiast całej tabeli.

Wyszukiwanie danych z zakresu.

Do wykonania testu użyłem następującego polecenia:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root  
--mysql-db=test --table_size=2000000 --mysql_storage_engine=<nazwa  
silnika> --num-threads=12 /usr/share/sysbench/select_random_ranges.lua  
prepare
```

W związku z tym, że domyślnym indeksem dla tabeli MEMORY jest indeks HASH, a nie B-tree, na stworzonej tabeli stworzyłem dodatkowy indeks typu B-tree za pomocą polecenia:

```
CREATE INDEX k_12 on sbtest1(k) USING btree;
```

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	1.23	1.25	0.51	26687	51400

Tym razem skuteczne okazały się tylko silniki wykorzystujące indeksy typu B-Tree, które pozwalają w optymalny sposób wyszukiwać za pomocą zakresu. Silnik *MEMORY* okazał się najszybszy ze względu na przechowywanie danych bezpośrednio w pamięci.

Operacje zapisu.

Do wykonania testu użyłem następującego polecenia:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root  
--mysql-db=test --table_size=2000000 --mysql_storage_engine=<nazwa  
silnika> --num-threads=12 /usr/share/sysbench/oltp_insert.lua prepare
```

Wyniki testu umieszczono w poniższej tabeli:

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	107.8	37.9	104.1	17.1	108.9

W teście najszybszy okazał się silnik *Archive*, który został zaprojektowany właśnie do wydajnego zapisywania danych. Duży wpływ na dużą wydajność ma bez wątpienia fakt braku indeksów. Istotnym jest również fakt niemal trzykrotnie większej wydajności operacji zapisu w tabelach *InnoDB* w porównaniu do *MyISAM*.

Operacje aktualizacji danych z wykorzystaniem indeksu.

Do wykonania testu użyłem następującego polecenia:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root
--mysql-db=test --table_size=2000000 --num-threads=12 --mysql-storage_engine=
<nazwa silnika> /usr/share/sysbench/oltp_update_index.lua prepare
```

Wyniki testu zamieściłem w poniższej tabeli:

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	109.1	54.9	105.9	Brak wsparcia	Brak indeksów

Test był miarodajny jedynie dla trzech silników wspierających indeksy. Podstawową różnicą, która spowodowała niemal dwukrotnie większą wydajność operacji modyfikujących dane, jest mechanizm blokowania na poziomie rekordów, który pozwala tabelom *InnoDB* działać wydajniej w środowisku wielowątkowym.

Operacje aktualizacji danych bez wykorzystania indeksów.

Do wykonania testu użyłem następującego polecenia:

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root
--mysql-db=test --table_size=2000000 --num-threads=12 --mysql-storage_engine=
<nazwa silnika> /usr/share/sysbench/oltp_update_non_index.lua prepare
```

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	107.6	46.9	107.1	Brak wsparcia	67627.1

Po raz kolejny w środowisku wielowątkowym silnik InnoDB okazał się najwydajniejszy przy wykonywaniu operacji modyfikujących dane.

Operacje usuwania danych

```
sysbench --db-driver=mysql --mysql-user=root --mysql-password=root
--mysql-db=test --table_size=2000000 --num-threads=12 --mysql-storage_engine=<nazwa
tabeli> /usr/share/sysbench/oltp_delete.lua prepare
```

-	MyISAM	InnoDB	Memory	Archive	CSV
średni czas [ms]	312.5	43.3	106.1	Brak wsparcia	62342.1

Silnik InnoDB jest najwydajniejszym rozwiązaniem ze względu na mechanizm blokowania na poziomie rekordów.

Podsumowanie

W tym rozdziale przedstawiłem podstawowe własności najpopularniejszych dostępnych obecnie silników MySQL. W zdecydowanej większości przypadków, które możemy spotkać we współczesnych aplikacjach, korzystających z baz danych najlepszym rozwiązaniem jest silnik InnoDB. Są jednak specyficzne przypadki, kiedy dobrym wyborem może okazać się jeden z alternatywnych silników.

5 Optymalizator MySQL

Zasadniczo każde zapytanie SQL skierowane do bazy danych MySQL może zostać zrealizowane na wiele różnych sposobów. Optymalizator jest fragmentem oprogramowania serwera MySQL, który odpowiada za wybranie najefektywniejszego sposobu wykonania zapytania (plan wykonania zapytania). Proces ten ma kilka etapów. W pierwszej kolejności analizator MySQL dzieli zapytanie na tokeny i z nich tworzy "drzewo analizy". Na tym etapie przeprowadzana jest jednocześnie analiza składni zapytania. Następnym krokiem jest *preprocessing*, w którego trakcie sprawdzane są między innymi: nazwy kolumn i tabel, a także nazwy i aliasy, aby zapewnić, że nazwy użyte w zapytaniu nie są np. dwuznaczne. Na kolejnym etapie weryfikowane są uprawnienia. Czynność ta może zajmować szczególnie dużo czasu, jeżeli serwer posiada ogromną liczbę uprawnień. Po zakończeniu etapu *preprocessingu* drzewo analizy jest poprawne i gotowe do tego, aby optymalizator przekształcił je do postaci planu wykonania.

W MySQL stosowany jest optymalizator kosztowy, co oznacza, że optymalizator szacuje koszt wykonania dla wariantów planu wykonania i wybiera ten z najmniejszym kosztem. Jednostką kosztu jest odczytanie pojedynczej, losowo wybranej strony danych o wielkości czterech kilobajtów. Wartość kosztu jest wyliczana na podstawie danych statystycznych, dlatego optymalizator wcale nie musi wybrać optymalnego planu. Istnieją dwa rodzaje optymalizacji: *statyczna* i *dynamiczna*. Optymalizacja *statyczna* przeprowadzana jest tylko raz i jest niezależna od wartości używanych w zapytaniu. To oznacza, że przeprowadzona raz będzie aktualna, nawet jeżeli zapytanie będzie wykonywane z różnymi wartościami. Natomiast optymalizacja *dynamiczna* bazuje na kontekście, w którym wykonywane jest zapytanie i jest przeprowadzana za każdym razem, kiedy polecenie jest wykonywane. Optymalizacja *dynamiczna* opiera się na wielu parametrach, takich jak: wartości w klauzuli WHERE czy liczba wierszy w indeksie, które znane są dopiero w momencie

wykonania zapytania.

Poniżej przedstawione zostało kilka przykładowych optymalizacji, które może wykonać moduł serwer MySQL.

- **Zmiana kolejności złączeń.** Podczas wykonywania zapytania tabele nie zawsze są łączone w takiej kolejności jak w zapytaniu. Zagadnienie jest dokładniej opisane w podrozdziale dotyczącym optymalizatora złączeń.
- **Zamiana OUTER JOIN na INNER JOIN.** Nawet jeżeli w zapytaniu użyjemy klauzuli OUTER JOIN, złączenie nie zawsze musi być wykonywany jako OUTER JOIN. Niektóre czynniki takie jak warunki w klauzuli WHERE czy schemat bazy danych mogą spowodować, że OUTER JOIN będzie równoznaczne złączeniu INNER JOIN.
- **Przekształcenia algebraiczne.** Optymalizator przeprowadza transformacje algebraiczne takie jak: redukcja stałych, eliminowanie nieosiągalnych warunków czy stałych. Przykładowo warunek $(2=2 \text{ AND } a>2)$ może zostać przekształcony do postaci $(a>2)$. Podobnie warunek $(a<b \text{ AND } b=c \text{ AND } a=5)$ może być przekształcony do $(b>5 \text{ AND } b=c \text{ AND } a=5)$.
- **Optymalizacja funkcji MIN(), MAX().** Serwer już na etapie optymalizacji zapytania może uznać wartości zwracane przez funkcje jako stałe dla reszty zapytania. W niektórych przypadkach optymalizator może nawet pominąć tabelę w planie wykonania zapytania, jeżeli jedyną wartością pobieraną z tabeli jest wynik funkcji MIN() lub MAX(). W takim przypadku w danych wyjściowych polecenia EXPLAIN znajdzie się ciąg tekstowy "Select tables optimized away". Na rysunku 20 widzimy, że kolumna *ref* dla pierwszego wiersza jest wartość "const", czyli najmniejsza wartość id z tabeli *Users* została potraktowana jako stała.

Rysunek 20: Pliki silnika InnoDB testowej bazy danych *StackOverflow*

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	PRIMARY	Comments	NULL	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	const	57	100.00	Using where
2	2	SUBQUERY	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	NULL	Select tables optimized away

```
EXPLAIN SELECT * FROM Comments WHERE UserId = (SELECT MIN(id)
FROM Users);
```

- **Optymalizacja funkcji COUNT().** Wyniki funkcji COUNT() bez klauzuli WHERE w niektórych silnikach (np. MyISM), również mogą zostać potraktowane jako stała, ale nie dotyczy to najpopularniejszego obecnie w MySQL silnika InnoDB. **Optymalizacja stałej tabeli**
- **Stale tabele.** *Stala tabela* jest to tabela, która zawiera co najwyżej jeden wiersz lub warunek zawarty w klauzuli WHERE odnosi się do wszystkich kolumn klucza głównego, albo do indeksu UNIQUE NOT NULL. W takim przypadku MySQL może zwrócić wartość jeszcze przed wykonaniem zapytania i potraktować jako stałą dla dalszej części zapytania.

5.1 Dane statystyczne dla optymalizatora

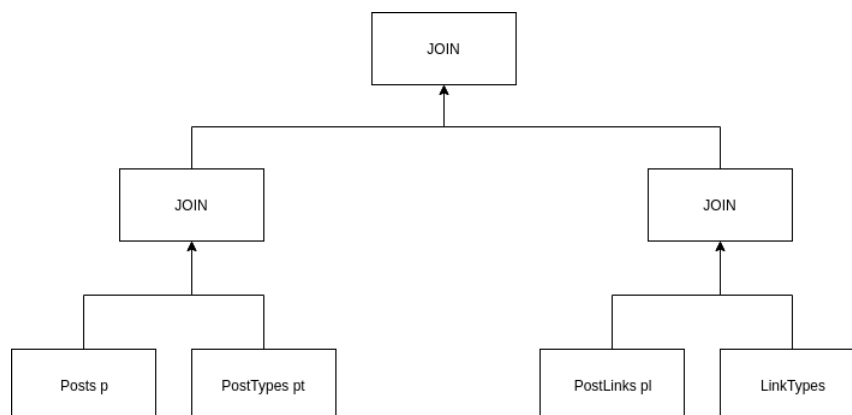
Przechowywaniem danych statystycznych jest zadaniem silników bazy danych. Z tego powodu w zależności od użytego silnika przechowywane wartości statystyczne mogą być różne. Przykładowo silnik MyISM przechowuje informację o aktualnej liczbie rekordów w tabeli, a InnoDB takiej informacji nie przechowuje, natomiast niektóre silniki, np. Archive, wcale nie przechowują danych statystycznych.

5.2 Plan wykonania zapytania

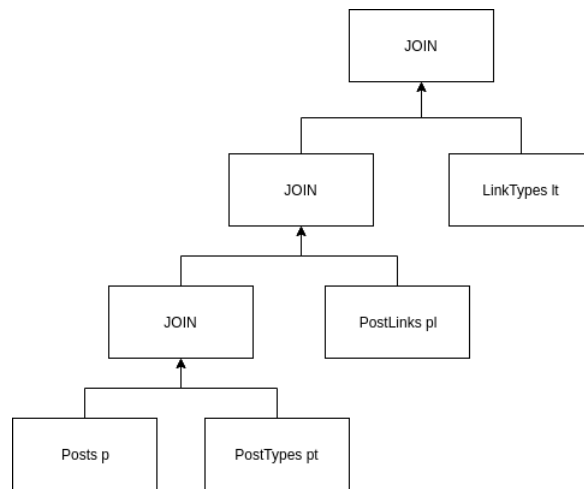
Wynikiem optymalizacji jest plan wykonania zapytania. Plan wykonania jest zapisywany w postaci drzewa instrukcji, które kolejno wykonywane doprowadzą do zwrócenia wyniku zapytania.

```
SELECT * FROM Posts p LEFT JOIN PostTypes pt ON p.PostTypeId = pt.Id  
LEFT JOIN PostLinks pl ON p.Id = pl.PostId LEFT JOIN LinkTypes lt  
on pl.LinkTypeId = lt.id WHERE PostID = 9;
```

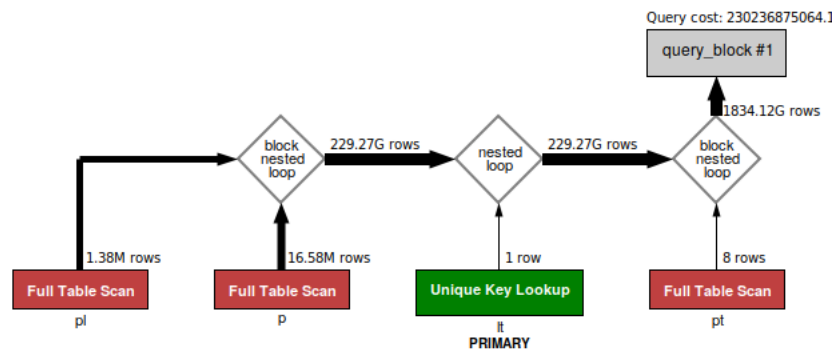
Gdybyśmy mieli wyobrazić sobie sposób łączenia tabel w MySQL dla takiego zapytania, zapewne przedstawilibyśmy to tak, jak na poniższym schemacie.



W praktyce drzewo instrukcji przybiera postać *drzewa lewostronnie zagnieżdżonego*, co pokazano na rysunku poniżej.



Wywołując polecenie EXPLAIN dla naszego zapytania, używając klienta *MySQL Workbench* możemy wyświetlić graficzną postać odpowiadającą drzewu instrukcji.



Widzimy, że drzewo otrzymane jako wynik polecenia EXPLAIN jest drzewem lewostronnie zagnieżdżonym. Możemy zauważyć też, że optymalizator zdecydował się zamienić kolejność złączeń, aby zminimalizować koszt wykonania zapytania.

5.3 Optymalizator złączeń

Większość operacji złączeń można wykonać na wiele różnych sposobów, uzyskując ten sam wynik. Zamiana kolejności jest bardzo skuteczną formą optymalizacji zapytań. Rozważmy teraz następujące przykładowe zapytanie:

```
SELECT u.Id, p.Id, c.Id, pt.`Type` FROM Users u INNER JOIN Posts p ON u.Id = p.OwnerUserId INNER JOIN Comments c ON c.UserId = u.Id INNER JOIN PostTypes pt ON pt.Id = p.PostTypeId WHERE u.Id = 4;
```

Wykonując polecenie z prefiksem EXPLAIN, otrzymujemy następujący wynik:

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	u	<small>NULL</small>	const	PRIMARY	PRIMARY	4	const	1	100.00	Using index
2	1	SIMPLE	pt	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	8	100.00	<small>NULL</small>
3	1	SIMPLE	p	<small>NULL</small>	ref	owner_idx	owner_idx	5	const	182	10.00	Using where
4	1	SIMPLE	c	<small>NULL</small>	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	const	322	100.00	Using index

Następnie modyfikujemy zapytanie dodając słowo kluczowe STRAIGHT_JOIN, aby wymusić kolejność złączeń taką jak w zapytaniu.

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	u	<small>NULL</small>	const	PRIMARY	PRIMARY	4	const	1	100.00	Using index
2	1	SIMPLE	p	<small>NULL</small>	ref	owner_idx	owner_idx	5	const	182	100.00	<small>NULL</small>
3	1	SIMPLE	c	<small>NULL</small>	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	const	322	100.00	Using index
4	1	SIMPLE	pt	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	8	12.50	Using where

Widzimy, że oba rezultaty polecenia są niemalże identyczne, jedyną różnicą jest kolejność dokonywanych złączeń. Sprawdźmy teraz, jaki jest koszt wykonania obu zapytań. Koszt pierwszego zapytania, którego kolejność została zamieniona na etapie optymalizacji, wynosi 6510. Koszt drugiego zapytania wynosi 66868! Zamiana kolejności złączeń zmniejszyła koszt dziesięciokrotnie. W kolejnym kroku włączyłem profilowanie zapytań za pomocą komendy:


```
SET PROFILING = 1;
```

, wykonałem 10 zapytań dla każdego wariantu i policzyłem średni czas, jaki serwer MySQL spędzał na etapie "executing", czyli etapie faktycznego wykonywania zapytania. Dla zapytania z kolejnością wybraną przez optymalizator otrzymałem wartość 0.04 sekundy, natomiast przy kolejności wybranej przez nas w zapytaniu wartość ta wynosiła już 0.28 sekundy. Powyższy eksperyment pokazuje, że zamiana kolejności złączeń jest bardzo skuteczną formą optymalizacji i może prowadzić do wielokrotnego zmniejszenia kosztu zapytania. Oczywiście nadal może się zdarzyć sytuacja, kiedy zapytanie z wymuszoną kolejnością złączeń będzie wydajniejsze, ponieważ optymalizator MySQL nie zawsze może sprawdzić wszystkie potencjalne kombinacje złączeń, ale w zdecydowanej większości przypadków optymalizator złączeń okazuje się skuteczniejszy od człowieka.

5.4 Konfiguracja optymalizatora złączeń

Optymalizator złączeń stara się wygenerować plan zapytań o najniższym możliwym koszcie. W idealnym przypadku optymalizator zweryfikowałby wszystkie możliwe kombinacje złączeń. Niestety operacja łączenia dla n tabel będzie miała $n!$ możliwych kombinacji. Oznacza to, że dla dziesięciu tabel złączenia mogą zostać przeprowadzone na 3628800 różnych sposobów i gdyby optymalizator zdecydował się przetestować każdy dostępny scenariusz, kompilacja mogłaby zająć wiele godzin, a nawet dni. Do zdefiniowania, jak wiele planów powinien przetestować optymalizator służy opcja *optimizer_search_depth*. Na ogół im niższa wartość zmiennej, tym szybciej optymalizator zwróci plan wykonania, ale zmniejsza się też prawdopodobieństwo optymalności planu. Wartość 0 oznacza, że MySQL dla każdego zapytania dobierze odpowiednią (zdaniem optymalizatora) przestrzeń przeszukiwania.

Aby pokazać wpływ parametru *optimizer_search_depth* przygotowałem następujący kod SQL, który tworzy dwie tabele, a następnie wypełnia je losowymi danymi.

```

CREATE TABLE 'lecturers'
(
'id' INT(11) NOT NULL AUTO_INCREMENT,
PRIMARY KEY ('id')
);
CREATE TABLE 'students'
(
'id' INT(11) NOT NULL AUTO_INCREMENT,
'lecturer_id' INT(11) NOT NULL,
'value' SMALLINT(6) NOT NULL,
PRIMARY KEY ('id'),
INDEX 'lecturer_id' ('lecturer_id'),
INDEX 'value' ('value')
);
INSERT INTO 'lecturers' VALUES (1), (2);

delimiter ;;
CREATE PROCEDURE fill_tables()
BEGIN
DECLARE i int DEFAULT 0;
WHILE i <= 1000 DO
INSERT INTO 'students' ('id', 'lecturer_id', 'value') VALUES (0,
1, i);
INSERT INTO 'students' ('id', 'lecturer_id', 'value') VALUES (0,
2, i);
SET i = i + 1;
END WHILE;
END;;
delimiter ;

```

```
CALL fill_tables();
```

W kolejnym kroku wykonałem wielokrotnie następujące zapytanie:

```
SELECT COUNT(*) FROM table_parent AS p WHERE 1
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 1 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 2 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 3 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 4 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 5 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 6 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 7 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 8 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 9 LIMIT 1)
AND EXISTS (SELECT 1 FROM students AS s WHERE s.lecturer_id = p.id
AND s.value = 10 LIMIT 1)
```

zmieniając parametr *optimizer_search_depth*, dla każdej wartości zmiennej zapisałem średni czas wykonania polecenia EXPLAIN. Wyniki umieściłem w poniższej tabeli.

optimizer_search_depth	czas [sekund]
0	1.8
1	0.0011
2	0.0019
3	0.0059
5	0.6
10	15
20	22
30	27
62	36

Widzimy, że wraz ze wzrostem wartości parametru wzrastał czas wykonywania polecenia SQL. Kolejnym krokiem było włączenie profilowania i sprawdzenie, na który z etapów serwer spędził najwięcej czasu. Wyniki zostały posortowane według czasu i na poniższym zrzucie ekranu widzimy profil zapytania dla wartości 62.

#	Status	Duration
1	statistics	36.301148
2	executing	0.000234

Profilowanie zapytania wskazuje nam, że przez większość czasu zapytania, serwer starał się zebrać dane, które pozwolą mu wybrać optymalny plan wykonania zapytania. Obserwacja pokazuje, że dla pewnych zapytań, próba wybrania optymalnego rozwiązania może skończyć się gigantycznym wydłużeniem czasu zapytania. Co ciekawe nawet dla wartości 0 optymalizacja okazał się nieefektywna, co prowadzi do wniosku, że czasami jedynym rozwiązaniem w przypadku, kiedy serwer zbyt dużą ilość czasu spędza na szukaniu optymalnego planu, jest ręczna zmiana wartości parametru *optimizer_search_depth*.

Drugim atrybutem, który służy do konfiguracji optymalizatora złączeń jest *optimizer_prune_level*. Parametr decyduje o tym, czy optymalizator może wykorzystać heurystyki do wybrania optymalnego planu. Jeżeli ta

opcja zostanie włączona, optymalizator może pominąć niektóre plany, bazując na pewnych heurystykach. Dokumentacja MySQL wskazuje, że relatywnie rzadko dochodzi do sytuacji, kiedy optymalizator pomija optymalny plan wykonania, a włączenie tej opcji może znacznie przyspieszyć proces optymalizacji. Dlatego też domyślną wartością jest 1, co oznacza, że serwer może bazować na heurystykach. Aby pokazać wpływ parametru na wydajność zapytania, wykorzystałem jeszcze raz zapytanie do wygenerowanej tabeli *students*. Najpierw ustawiłem wartość parametru `optimizer_search_depth=0`, a następnie `optimizer_prune_level=0`. Z poprzedniego eksperymentu wiemy, że to zapytanie powinno wykonać się w czasie mniej więcej 1.8 sekundy, ale tym razem wymagało średnio ok. 3.8 sekundy, czyli ponad 2 dłużej. Następnie ustawiłem wartość `optimizer_search_depth=62` i ponownie zmierzyłem średni czas wykonania zapytania. Tym razem zapytanie trwało średnio 121 sekund, co oznacza prawie czterokrotny spadek wydajności w stosunku do `optimizer_prune_level=1`. Dlatego też zalecane jest pozostawienie domyślnej wartości `optimizer_prune`, chyba że mamy pewności pominięcia optymalnego planu zapytania.

5.5 Konfiguracja statystyk tabel InnoDB dla optymalizatora

Dla tabeli InnoDB zbierane są dwa rodzaje statystyk: trwałe i nietrwałe. Trwałe zapisywane są na dysku twardym i przechowywane są pomiędzy restartami serwera; natomiast nietrwałe są usuwane po każdym restarcie. Statystyki ulotne mogą być również usunięte po wykonaniu niektórych poleceń.

Trwałe statystyki

Od wersji MySQL 5.6.6 trwałe statystyki są domyślnie włączone dla wszystkich tabel InnoDB, ale można je wyłączyć dla wszystkich tabel poprzez ustawienie parametru `innodb_stats_persistent = OFF`, lub poprzez ustawienie

STAST_PERSISTENT = 0 dla wybranej tabeli.

Konfiguracja automatycznego przeliczania statystyk Standardowo przeliczenie trwałych statystyk dla tabeli ma miejsce, jeżeli zmodyfikowane zostanie więcej niż 10 % wierszy w tabeli. Jeżeli chcemy wyłączyć automatyczne kalkulowanie, możemy ustawić parametr *innodb_stats_auto_recalc* = false. Należy pamiętać o tym, że przeliczanie statystyk odbywa się asynchronicznie, to znaczy serwer nie wykonuje kalkulacji natychmiastowo po zmodyfikowaniu 10 % wierszy, ale próbuje znaleźć optymalny czas. Jeżeli chcemy wymusić przeliczenie możemy wywołać polecenie ANALYZE TABLE. Jeżeli dodajemy indeks do tabeli lub kolumna jest usuwana, przeliczenie odbywa się automatycznie.

Obliczanie statystyk Dane statystyczne dotyczące tabeli są obliczane na podstawie pewnej grupy losowo wybranych wierszy. Domyślnie skanowane jest 20 stron, ale wartość ta może być zmieniona poprzez parametr *innodb_stats_persistent_sample_pages* lub parametr *STATS_SAMPLE_PAGES* dla konkretnej tabeli. Zmianę wartości parametru powinna zostać rozpatrzone w następujących przypadkach:

- **Wartości statystyczne odbiegają od rzeczywistych.**

Aby sprawdzić dokładność statystyk dla wybranego indeksu możemy porównać dane statystyczne znajdujące się w tabeli *innodb_index_stats* i porównać z liczbą rzeczywistych unikatowych wartości indeksu. Sprawdźmy dokładność danych statystycznych dla indeksów tabeli *Posts* i różnych liczb skanowanych stron. Tabela *Posts* zawiera dwa indeksy: *owner_idx* (*owner_id*) oraz *favorite_idx* (*FavoriteCount*, *Score*). W tym celu przygotujemy cztery zapytania. Dwa dla *owner_idx*:

```
SELECT count(DISTINCT OwnerUserId) from Posts; #liczba unikalnych
wartości indeksu
```

```
SELECT stat_value FROM mysql.innodb_index_stats WHERE database_name=
'stackOverflowMedium' AND table_name = 'Posts' AND index_name
= 'owner_idx' AND
stat_name = 'n_diff_pfx01'; # oszacowana liczba unikalnych wartości
indeksu
```

Oraz dwa dla favorite_idx:

```
SELECT count(DISTINCT FavoriteCount, Score) from Posts;
SELECT stat_value FROM mysql.innodb_index_stats WHERE database_name=
'stackOverflowMedium'
AND table_name = 'Posts' AND index_name = 'favorite_idx' AND
stat_name = 'n_diff_pfx01';
```

W poniższej tabeli zamieszczone są wyniki eksperymentu.

sample pages	owneridx	favorite_idx	ANALYZE TABLE czas [s]
1	3597380	8368	0.04
20	1364542	159689	0.06
400	1443184	22930	0.4
8000	1435072	23311	4.3
16000	1435072	23311	7
rzeczywista wartość	1435072	23311	

Jak widzimy, wraz ze wzrostem liczby stron użytych do analizy wzrasta dokładność statystyk, ale rośnie czas przeprowadzania analizy tabeli. Można też zauważyć, że dla domyślnej wartości parametru, oszacowana wartość unikatowych wartości indeksu favorite_idx diametralnie różni się od rzeczywistej, co może doprowadzić do wyboru nieoptymalnego indeksu na etapie optymalizacji. W takiej sytuacji dobrym wyborem może być zwiększenie wartości parametru.

- **Zbyt długi czas zbierania statystyk dla tabeli**

Eksperyment pokazał również, że przy wysokich wartościach parametru, serwer MySQL spędza dużo czasu na obliczaniu statystyk dla tabeli, co może prowadzić, szczególnie przy często zmieniających się tabelach, do wysokiego wykorzystania zasobów, szczególnie operacji odczytów z dysku.

6 Skalowalność i wysoka dostępność

Rozdział rozpoczne od wyjaśnienia kilku terminów i teorii, które będą przydatne podczas dalszego rozważania problemów wydajności i wysokiej dostępności MySQL.

6.1 Terminologia

Skalowalność a wydajność

Rozpoczynając ten rozdział najważniejszym zadaniem jest wyjaśnienie różnicy pomiędzy skalowalnością, a wydajnością. Termin *wydajność* w informatyce dotyczy ilości danych przetwarzanych w czasie. W przypadku baz danych termin ten może dotyczyć na przykład: ilości jednoczesnych połączeń do bazy danych, liczbie zapytań wykonywanych na sekundę lub rozmiar odczytywanych danych. Natomiast *skalowalność* oznacza możliwość aplikacji do zwiększenia wydajności. Skalowalny system to taki, w którym w najgorszym przypadku wzrost kosztów wynikający ze zwiększenia zasobów jest liniowy do wzrostu wydajności, jakie te zasoby zapewniają. Innymi słowy możliwy jest system, który jest bardzo wydajny, ale bardzo słabo skalowany. Możliwy jest także system niewydajny, który jest bardzo dobrze skalowany, dlatego istotnym jest, żeby nie mylić tych pojęć.

Teoria CAP

Autorem teorii CAP jest Eric Brewer, który przypisał bazę danych trzy właściwości:

- Spójność (eng. *Consistency*), oznaczająca, że odpytując dowolny działający węzeł, zawsze otrzymamy takie same dane.
- Dostępność (eng. *Availability*), określająca możliwość zapisywania i odczytywania danych nawet w przypadku awarii dowolnego węzła.

- Odporność na podział (eng. *Partition Tolerance*), pozwalająca na rozproszenie niewrażliwe na awarię.

Istotą teorii CAP jest stwierdzenie, że baza danych może spełniać co najwyżej dwie spośród trzech wymienionych wyżej własności. Konkluzją z powyższego stwierdzenia jest fakt nieistnienia idealnej bazy danych i każda z nich jest pewnym kompromisem, kładącym nacisk na pewne własności, kosztem innych.

Skalowanie wertykalne i horyzontalne

Skalowaniem wertykalnym nazywamy zwiększenie wydajności w ramach jednej monolitycznej maszyny. Takie rozwiązanie jest skuteczne tylko do pewnego momentu. Wraz z wzrostem wydajności, takie rozwiązanie będzie się wiązało z dużym wzrostem kosztów, nawet przy małym wzroście możliwości serwera. Ostatecznie osiągniemy limit możliwości jednej maszyny i zwiększenie wydajności nie będzie dalej możliwe. Dodatkowo sam serwer MySQL ma problemy z wykorzystywaniem większej ilości procesorów i dysków twardej. Kolejnym utrudnieniem jest fakt, że MySQL nie potrafi obsłużyć pojedynczego zapytania na kilku procesorach, co jest sporym utrudnieniem przy zapytaniach, które mocno obciążają procesor maszyny. Z powodu wyżej wymienionych ograniczeń skalowania pionowego, nie jest ono zalecane, jeżeli aplikacja ma zapewnić wysoką skalowalność.

W przeciwieństwie do skalowania wertykalnego, w modelu skalowalności horyzontalnej zwiększenie wydajności odbywa się przez dodanie kolejnych serwerów, przy zachowaniu wydajności pojedynczych serwerów. W kolejnych podrozdziałach zostaną przedstawione różne sposoby realizacji modelu skalowania horyzontalnego. Takie rozwiązanie jest zdecydowanie tańsze i teoretycznie nie posiada limitu wydajności. Niestety wraz ze wzrostem liczby serwerów, rosną też problemy z zachowaniem spójności pomiędzy poszczególnymi węzłami.

6.2 Architektura master-slave

Najpopularniejszym sposobem skalowania horyzontalnego jest realizacja architektury *master-slave*. Rozwiązanie polega na podziale serwerów bazodanowych na jeden serwer nadrzędny (*master*) oraz wiele serwerów podrzędnych (*slave*). Replikacja danych opiera się na następującej zasadzie. Serwer nadrzędny obsługuje wszystkie operacje, które modyfikują dane (zapis, odczyt, aktualizacja), równocześnie rejestrując każdą operację, która wykonał. Następnie każdy z serwerów podrzędnych odczytuje rejestr operacji i aktualizuje swój stan. Efektem tej pracy jest wiele instancji bazy danych zawierających identyczne dane. Co ciekawe możliwe jest takie skonfigurowanie mechanizmu replikacji, żeby replikowane były dane z tylko niektórych schematów, lub nawet pojedynczych tabel. Taki podział ma wiele zalet. Przede wszystkim wyraźnie zwiększone zostaje wydajność operacji odczytu, ponieważ mogą być realizowane równolegle przez wiele instancji serwera MySQL. Dodatkowo redundancja danych na wielu instancjach sprawia, że system staje się bardziej odporny na utratę danych spowodowaną awarią sprzętową. W przypadku awarii na którymkolwiek z serwerów, dane na innych instancjach umożliwią przywrócenie stanu sprzed awarii. Dodatkowo zmniejsza się zapotrzebowanie na tworzenie kopii zapasowych danych, co jest szczególnie przydatne przy dużych rozmiarach danych, ponieważ operacje tworzenia kopii zapasowych mogą być znaczącym obciążeniem dla serwera. Co więcej, operację *backupu* danych można wykonać na serwerze *slave*, co dodatkowo odciąża serwer główny. Replikacja danych w trybie *master-slave* może odbywać się w jednym z następujących trybów:

- **SBR** (statement-based replication) - Najprostsza z metod. Zapisywane są tylko zapytania modyfikujące dane. SBR jest pierwszym typem replikacji stosowanym w MySQL. Tryb ten może jednak prowadzić do braku spójności danych na różnych serwerach *slave*. Wyobraźmy sobie zapytanie, które zawiera funkcję `RAND()` lub funkcje odwołujące się

do aktualnego czasu. Takie zapytania wykonane na różnych serwerach mogą zmodyfikować w taki sposób, że będą one niespójne.

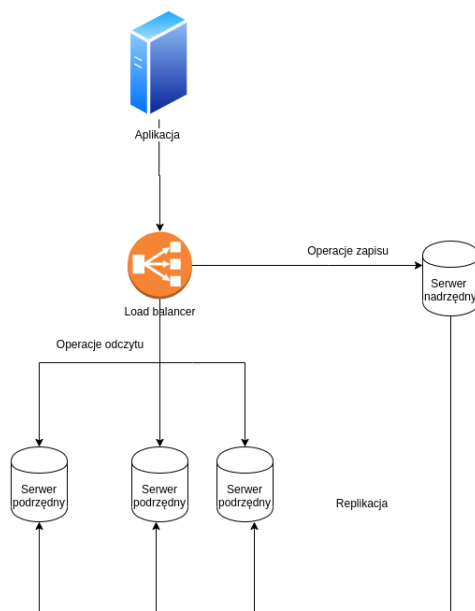
- **RBR** (row-based replication) - logowane są wyniki zapytań modyfikujących dane, czyli informacja o tym, który rekord i w jaki sposób został zmodyfikowany. Jest to domyślny typ replikacji w MySQL 8. W porównaniu do metody SBR jest niestety wolniejsza i dodatkowo zwiększa się ilość przesyłanych danych pomiędzy serwerem master i slave.
- **MFL** - połączenie dwóch powyższych metod. W tym trybie domyślnie używana jest metoda SBR, ale w niektórych sytuacjach wykorzystywana jest metoda RBR.

Rozwiązanie polegające na replikacji danych do serwerów podległych idealnie sprawdzi się w aplikacjach, które przechowują ograniczoną wielkość danych, oraz zdecydowana większość operacji, to operacje odczytu. Taka realizacja skalowania poziomego może nie sprawdzić się w systemach przechowujących ogromne ilości danych, ponieważ wymaga przechowywania wszystkich danych w każdym z węzłów, co może skutkować bardzo wysokimi kosztami utrzymania serwerów, a nawet być niemożliwe, jeżeli rozmiar danych przekracza możliwości pojedynczego węzła. Kolejnym przypadkiem, którego nie rozwiązuje mechanizm replikacji jest system, w którym większość operacji to operacje modyfikujące dane. W takim scenariuszu serwer nadrzędny stanie się wąskim gardłem, a dodatkowo dużą część obciążenia serwerów będzie stanowiła replikacja pomiędzy serwerem nadrzędnym i serwerami podrzędnymi, co dodatkowo zmniejszy wydajność operacji zapisów na serwerze nadrzędnym, który część zasobów będzie przeznaczał na przygotowanie plików replikacji. Reasumując skalowanie horyzontalne za pomocą mechanizmu replikacji *master-slave* idealnie sprawdzi się, gdy zdecydowaną większością operacji, są operacje odczytu, a rozmiar danych jest ograniczony.

Skalowanie z zastosowaniem replikacji *master-slave* jest często stosowane razem z *load balancerem* (przykładowo ProxySQL), który odpowiada za ba-

lansowanie obciążenia operacji odczytu pomiędzy serwerami podrzędnymi oraz zapewnia rzeźroczystość dostępu do danych z punktu widzenia aplikacji, która ma wrażenie komunikowania się z tylko jednym serwerem. Przykład takiej architektura przedstawiono na poniższym diagramie.

Rysunek 21: Przykładowa architektura master-slave z load balancerem



6.3 Architektura multi-master

Multi-master, to architektura w której kilka serwerów pełni rolę serwera nadrzędnego (*master*). W takim modelu każdy z serwerów przechowuje pełny zestaw danych oraz może modyfikować je w dowolnym momencie, które następnie są propagowane do pozostałych serwerów. Węzły odpowiadają także za rozwiązywanie potencjalnych konfliktów, które powstały w wyniku równoległych zmian na kilku instancjach. W MySQL realizacją takiej architektury jest replikacją grupową, dostępna w formie *pluginu*. Plugin natywnie zapewnia spójność danych pomiędzy serwerami oraz dostępność nawet w przypadku

awarii jednego z węzłów. Co istotne, jeżeli jeden z węzłów będzie nieaktywny klienci, z aktywnym połączeniem do tego serwera muszą zostać przełączeni na inny aktywny serwer. Replikacja grupowa nie posiada takiego mechanizmu, dlatego przełączanie ruchu pomiędzy serwerami master powinno być obsługiwane na poziomie aplikacji, a najlepiej poprzez umieszczenie *load balancera* pomiędzy aplikacją i serwerami grupy.

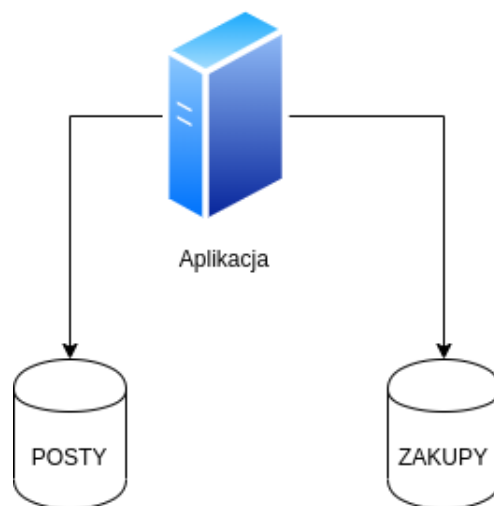
Po wykonaniu zmiany na danych na jednej z instancji, są one następnie przesyłane do pozostałych węzłów w postaci plików *binlog*. Replikacja grupowa jest modelem replikacji optymistycznej. W tym podejściu zakłada się, że większość operacji modyfikacji danych nie będzie powodowała problemów w spójności danych, dlatego nie stosuje się blokad w dostępie do danych, które nie zostały jeszcze zatwierdzone przez wszystkie serwery. Takie założenie może prowadzić do sytuacji, kiedy klient odpytujący dwa różne serwery może otrzymać różne dane (brak silnej spójności danych), ale współbieżne modyfikacje są kosztem, który został poniesiony w celu osiągnięcia większej wydajności i skalowalności grupy. W przypadku wystąpienia konfliktów pomiędzy transakcjami, potencjalne konflikty rozwiązywane są po zmodyfikowaniu danych. Z tego powodu ważne jest zachowanie dyscypliny po stronie aplikacji, żeby transakcje operujące na tych samych wierszach w miarę możliwości wykonywane były w ramach pojedynczej transakcji. Istotnym problemem może być wykorzystanie autoinkrementowanych kluczy głównych. Jeżeli dwa lub więcej serwerów będzie przydzielało klucze główne w dokładnie taki sam sposób, doprowadzi to do naruszenia kluczy podstawowych, dlatego bardzo ważne jest uważne ustawienie strategii generowania autoinkrementowanych kluczy podstawowych.

Architektura *multi-master* będzie szczególnie przydatna, kiedy potrzebujemy zapewnić skalowalność operacji zapisu. Dodatkowo realizacja w postaci grupy serwerów zapewnia wygodne skalowanie poprzez elastyczne dodawanie lub odejmowanie węzłów, które zostaną automatycznie dołączone lub odłączone w sposób przeźroczysty dla aplikacji. Jedną z głównych wad realizacji

architektury *master-slave* w MySQL jest brak silnej spójności danych, który jednak w zdecydowanej większości sytuacji nie powinien stanowić istotnego problemu. Do wad z pewnością należy zaliczyć również większą złożoność systemu oraz bardziej skomplikowany proces konfiguracji w porównaniu do architektury *master-slave*.

6.4 Partycjonowanie funkcjonalne

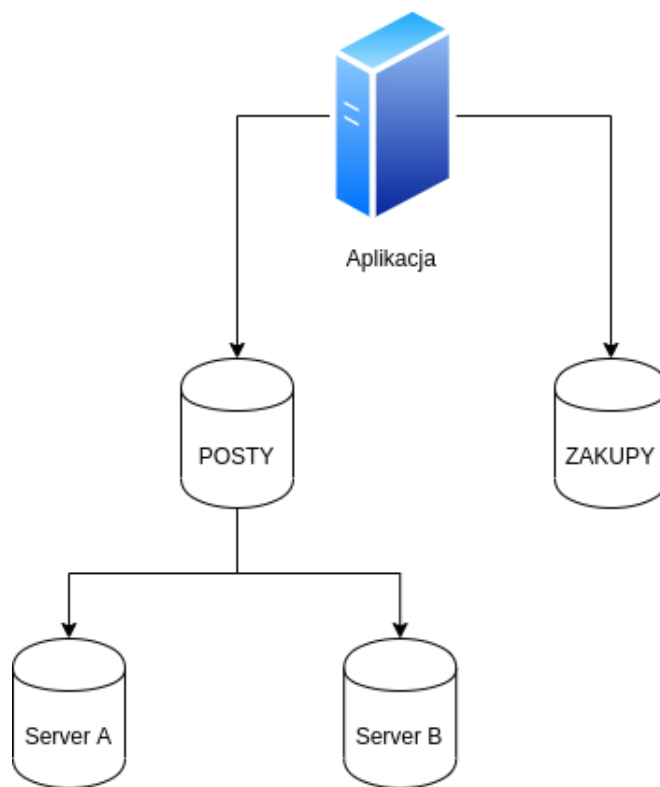
Funkcje aplikacji można podzielić na pewne podgrupy, które nie łączą się z pozostałymi, na poziomie zapytań SQL. Przykładowo serwis społecznościowy *Facebook* umożliwia odczytywanie postów innych użytkowników oraz dokonywanie zakupów w sekcji *Marketplace*. Jeżeli użytkownik przegląda aktualne oferty w dziale *Marketplace*, to zapytania kierowane o bazę danych, będą odpytywać jedynie kilka tabel związanych z zakupami. Jeżeli w tym samym czasie inny użytkownik przegląda posty użytkowników, zapytania nie będą dotyczyć tabel związanych z zakupami. Oczywiście przykład, który przedstawiłem powyżej, może i z pewnością jest rozwiązany za pomocą podziału na osobne serwisy jeszcze na poziomie aplikacji, ale zakładając, że nasza aplikacja nie została podzielona na osobne serwisy i łączy się z jedną bazą danych. W takiej sytuacji obciążenie serwera MySQL jest sumą obciążeń związanych z postami i zakupami. W takim przypadku skutecznym rozwiązaniem jest podział danych pojedynczej aplikacji na zestaw tabel, które nigdy nie są ze sobą łączone. Oczywiście takiego partycjonowania danych nie można przeprowadzać w nieskończoność, ponieważ nie istnieje skończony zbiór tabel, które możemy w taki sposób podzielić. Dodatkowo w ramach każdej z grup jesteśmy ograniczeni możliwościami skalowania pionowego bazy danych. Wadą jest też zwiększona złożoność samej aplikacji, która musi obsługiwać kilka źródeł danych.



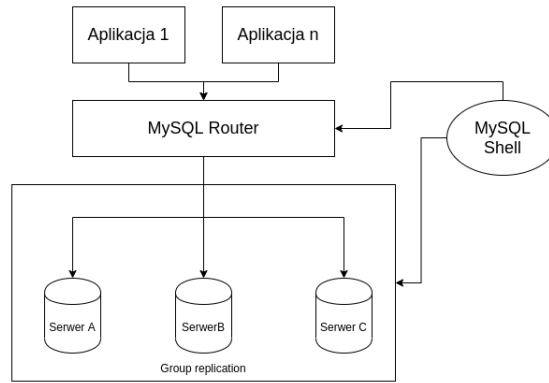
6.5 Data-sharding

Data-sharding wykorzystuje fakt, że rekordy w ramach pojedynczej tabeli są niezależne od siebie. Jako przykład przeanalizujemy tabelę *Comments* z naszej testowej bazy. Wiersze w tabeli *Comments* są logicznie powiązane z wierszami w tabeli *Posts*, ale pomiędzy poszczególnymi wierszami w tabeli *Comments* należącymi do innych postów, nie ma relacji. W naszej testowej bazie danych przechowujemy 25 milionów komentarzy. Z obsługą takiej ilości danych, baza danych nie powinna mieć problemów. Niestety z czasem tabela zawierająca komentarze może rozrosnąć się do rozmiarów, których obsłużenie w pojedynczej bazie danych może być problematyczne. Rozwiązaniem tego problemu może być podział pojedynczej tabeli na kilka baz danych. Możemy na przykład posty wraz z komentarzami o parzystym *PostId* przechowywać w bazie danych A, a nieparzyste w bazie danych B. Dzięki temu, dwukrotnie zmniejszyliśmy liczbę zapytań do pojedynczej bazy danych, ilość wymaganego miejsca do przechowania postów i komentarzy, rozmiary buforów i indeksów. Wadą takiego rozwiązania jest konieczność obsługi sterowania zapytań do konkretnej bazy na poziomie aplikacji oraz wzrost złożoności logiki aplikacji i systemu bazy danych. Przykładowo chcąc

pobrać najnowsze dziesięć postów, musimy wykonać dwa osobne zapytania, pobrać część redundantnych danych i na poziomie aplikacji dokonać wyboru dziesięciu najnowszych postów. Głównymi przesłankami skłaniającymi do zastosowania tego sposobu skalowalności jest konieczność przechowywania danych w rozmiarach przekraczających możliwości jednego serwera lub skalowanie operacji zapisów, którego nie da się dokonać w ramach replikacji z jednym serwerem nadrzędnym. Sharding danych bardzo dobrze sprawdza się przy jednoczesnym zastosowaniu partycjonowania funkcjonalnego. Przykład zastosowania *data-sharding* wraz z partycjonowaniem funkcjonalnym przedstawiono na poniższym schemacie.



Rysunek 22: Architektura InnoDB Cluster



6.6 InnoDB Cluster

InnoDB Cluster jest dostępną natywnie kombinacją kilku technologii umożliwiających stworzenie wysoko dostępnej bazy danych w klastrze. Składa się z trzech podstawowych elementów:

- **Group replication** czyli rozwiązania, które zostało opisane w poprzednich rozdziałach (architektura multi-master oraz master-slave).
- **MySQL Shell**, który jest klientem umożliwiającym zarządzanie serwerami MySQL za pomocą języków *Java Script*, *Python* lub *SQL*. Za jego pomocą możemy konfigurować klastery, między innymi poprzez dodawanie lub usuwanie węzłów, tworzenie nowych instancji serwerów, a nawet modyfikowanie danych na poszczególnych serwerach.
- **MySQL Router** będący punktem styku pomiędzy aplikacjami, a instancjami serwerów w klastrze. Router odpowiada za kierowanie ruchem do poszczególnych węzłów jednocześnie uniezależnia klientów od zmian wewnątrz klastra.

Rozwiązanie InnoDB Cluster posiada wszystkie ograniczenia replikacji grupowej przedstawionej w poprzednich sekcjach. Zaletą tego rozwiązania

jest wygodniejsza konfiguracja, dzięki możliwości wykorzystania *MySQL shell* w którym możemy administrować naszym klastrem nawet wykorzystując takie języki jak *Java script* czy *Python*. Ważne jest to, że MySQL InnoDB Cluster może działać tylko z tabelami InnoDB, dlatego, żeby użyć klastra należy upewnić się, że wszystkie tabele spełniają ten wymóg.

7 Partycjonowanie Tabel

MySQL wspiera partycjonowanie horyzontalne, które polega na dzieleniu tabeli na zbiór mniejszych fizycznych partycji w których przechowywane są dane. W rzeczywistości każda z partycji jest osobną tabelą zawierającą zarówno dane, jak i indeksy, ale z punktu widzenia klienta serwera MySQL, wszystkie partycje widoczne są jako pojedyncza tabela. Zasada działania procesu partycjonowania jest w pewien sposób podobna do indeksowania; oba podejścia służą do wskazania przybliżonego miejsca składowania danych, co ogranicza ilość danych, do których wymagany jest dostęp. Poniżej wymienię podstawowe właściwości tabel partycjonowanych:

- rekord danych może być przechowywany w tylko jednej partycji.
- nie ma możliwości przenoszenia danych pomiędzy partycjami, zmieniając wartość kolumny, która jest używana przez funkcję partycjonowania. W takim przypadku należy usunąć dane z jednej partycji i wstawić do drugiej.
- partycjonowane dane mogą być fizycznie rozproszone.
- wszystkie partycje muszą używać jednakowego silnika.
- każda partycja może należeć tylko do jednej tabeli.
- tabele partycjonowane nie działają z kluczami zewnętrznymi.
- tabele partycjonowane nie wspiera wyszukiwania pełnotekstowego.

7.1 Metody partycjonowania

MySQL używa funkcji partycjonowania w celu ustalenia partycji, do której powinien zostać wstawiony rekord. W tym podrozdziale przedstawię kilka metod partycjonowania wspieranych przez MySQL.

Range partitioning

Polega na podziale danych na podstawie pewnych wartości zakresów. Przykładowo użytkownicy o wzroście do 160 cm trafiają do partycji x1, użytkownicy o wzroście 160-180 cm do partycji x2, a użytkownicy o wzroście powyżej 180 cm do partycji x3. Żeby przedstawić wykorzystanie tabel partycjonowanych zakresowe, przygotowałem tabelę *Votes_partitioned* będącą kopią tabeli *Votes*, a następnie dokonałem partycjonowania tabeli.

```
CREATE TABLE Votes_partitioned SELECT * FROM Votes;

ALTER TABLE Votes_partitioned PARTITION BY RANGE(YEAR (creationDate))
(
PARTITION p1 VALUES LESS THAN(2009),
PARTITION p2 VALUES LESS THAN(2010),
PARTITION p3 VALUES LESS THAN(2011),
PARTITION p4 VALUES LESS THAN(2012),
PARTITION p5 VALUES LESS THAN(2013),
PARTITION p6 VALUES LESS THAN(2014),
PARTITION p7 VALUES LESS THAN(2015),
PARTITION p8 VALUES LESS THAN(2016),
PARTITION p9 VALUES LESS THAN(2017),
PARTITION p10 VALUES LESS THAN(2018)
);
```

Na rysunku 23 widzimy, w jaki sposób zapisane są kolejne partycje na dysku twardym.

List partitioning

Ten typ partycjonowania jest bardzo podobny co do zasady do poprzedniego; rozdział dokonywany jest na podstawie przynależności do pewnego zbioru danych. Przykładowo mieszkańcy Polski i Niemiec trafiają do partycji p1,

Rysunek 23: Pliki z partycjami tabeli *Votes_Partitioned*

```
root@frank-ThinkPad-T440p: /var/lib/mysql/stackoverflowMedium# ls -lh | grep Votes_partitioned
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p10.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 44M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p1.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 164M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p2.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 244M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p3.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 416M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p4.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 636M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p5.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 840M lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p6.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p7.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p8.ibd
-rw-r----- 1 mysql mysql 112K lip 19 23:34 Votes_partitioned#p#p9.ibd
```

mieszkańcy Włoch, Francji i Hiszpani do partycji p2, natomiast mieszkańcy Wielkiej Brytani i Irlandi do partycji p3. Z racji anologicznej zasady działania, ta metoda sprawdza się dobrze w dokładnie takich samych przypadkach, jak *range partitioning*.

Key partitioning

Bardzo podobne do poprzedniej metody, natomiast funkcja mieszająca wybierana jest przez serwer MySQL. Przykładowo dla *NDB Cluster* używana jest funkcja MD5.

Hash partitioning

Partycjonowanie dokonywane jest na podstawie wyniku pewnej funkcji mieszającej (*hash function*) podanej przez użytkownika.

7.2 Przypadki użycia

Załóżmy teraz, że chcemy pobrać liczbę ocen "Spam" w roku 2013. Pole *CreationDate* nie jest indeksowane. Przygotowałem następujące zapytanie dla dwóch tabel przygotowanych wcześniej:

```
SELECT count(id) FROM Votes_partitioned v WHERE v.VoteTypeId = 12
AND v.CreationDate BETWEEN '2013-01-01' AND '2013-12-31';
SELECT count(id) FROM Votes v WHERE v.VoteTypeId = 12 AND v.CreationDate
BETWEEN '2013-01-01' AND '2013-12-31';
```

Rysunek 24:

#	Id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	v	HULL	ALL	HULL	HULL	HULL	HULL	52801175	1.11	Using where

Rysunek 25:

#	Id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	v	p6	ALL	HULL	HULL	HULL	HULL	18515779	1.11	Using where

Porównajmy najpierw wyniki polecenia EXPLAIN dla obu zapytań. Na rysunku 25 przedstawiono wynik dla tabeli partycjonowanej, a na 24 dla niepartycjonowanej. Jak widzimy, już na etapie optymalizacji serwer wybrana została partycja w której wyszukiwane będą rekordy. Z tego powodu liczba rekordów do przeszukania jest niemal trzykrotnie mniejsza dla tabeli *Votes_partitioned*. Czasy wykonania zapytania dla obu tabel to kolejno: 10.03 sekund dla tabeli partycjonowanej i 17.58 dla niepartycjonowanej.

Kolejnym przypadkiem użycia jest usuwanie dużej ilości danych. Załóżmy przykładowo, że chcemy usunąć wszystkie oceny starsze niż 1 stycznia 2009, czyli de facto dane z partycji *p1*. Przygotowaliśmy dwa następujące zapytania:

```
SET SQL_SAFE_UPDATES = 0;
DELETE FROM Votes v WHERE v.CreationDate < '2009-01-01';
ALTER TABLE Votes_partitioned DROP partition p1;
```

Usuwanie danych z tabeli *Votes* trwało 60.903 sekundy, natomiast drugie jedynie 0.073 sekundy. To pokazuje, że szczególnie dla bardzo dużych rozmiarów danych usuwanie całych partycji jest zdecydowanie szybsze niż usuwanie wielu pojedynczych wierszy.

Zasadniczo partycjonowanie powinno być jednym z ostatnich etapów optymalizacji i być wykonywane głównie dla tabel z ogromnymi ilościami, ponieważ szereg ograniczeń wynikających z użycia tabel partycjonowanych, jak i dodatkowy nakład pracy wynikający z konieczności utrzymywania partycji (przykładowo dodawanie kolejnych partycji w kolejnych latach, jeżeli

data jest używana do partycjonowania) mogą nie być warte pewnego wzrostu wydajności, który możemy również uzyskać, stosując pozostałe metody optymalizacji.

8 Indeksy

Indeks jest strukturą danych służącą do zwiększenia wydajności wyszukiwania danych w tabeli. Poprawne stosowanie indeksów jest krytyczne dla zachowania dobrej wydajności bazy danych. Najprostszą i zarazem najpopularniejszą analogią pozwalającą zrozumieć działanie indeksów bazodanowych jest indeks znajdujący się najczęściej na końcu książki, służący do wygodnego wyszukiwania interesujących nas zagadnień. Zakładając, że książka nie zawiera indeksu, wyszukiwanie konkretnego słowa lub tematu w najgorszym wypadku wymaga przewertowania wszystkich stron. Z tego powodu w książkach stosuje się indeksy, które zawierają kluczowe słowa użyte w książce. Indeks taki zawiera listę słów w kolejności alfabetycznej oraz stron, na których one występują. Dzięki temu wyszukanie konkretnego słowa wymaga jedynie sprawdzenia numeru strony w indeksie. Jest to szczególnie przydatne przy książkach zawierających dużą liczbę stron. Podobnie jest z tabelami w bazie danych. Przy tabelach o niewielkiej ilości wierszy, wyszukanie konkretnego rekordu jest wydajne nawet przy niestosowaniu indeksów. Indeksy stają się jednak kluczowe wraz ze wzrostem rozmiaru danych. W MySQL istnieje wiele rodzajów indeksów, które są implementowane w warstwie silnika bazy danych, dlatego też nie każdy rodzaj indeksu jest obsługiwany przez wszystkie silniki. W tym rozdziale omówię tylko najpopularniejsze z nich.

8.1 Indeksy typu B-Tree

Indeks typu B-Tree jest zdecydowanie najczęściej stosowanym typem indeksu w bazach MySQL i jest domyślnie wybierany przez serwer MySQL podczas tworzenia nowego indeksu. Dlatego właśnie jemu poświęcę zdecydowaną większość tego rozdziału.

Struktura

Indeks typu B-Tree zbudowany jest na bazie struktury B-Drzewa. B-

Drzewo jest drzewiastą strukturą danych przechowującą dane wraz z kluczami posortowanymi w pewnej kolejności. Każdy węzeł drzewa może posiadać od $M+1$ do $2M+1$ dzieci, za wyjątkiem korzenia, który od 0 do $2M+1$ potomków, gdzie M jest nazywany rzędem drzewa. Dzięki temu maksymalna wysokość drzewa zawierającego n kluczy wynosi $\log_M n$. Takie właściwości sprawiają, że operacje wyszukiwania są złożoności asymptotycznej $O(\log_M n)$. Chcąc być dokładnym, należy wspomnieć, że MySQL do zapisu indeksów stosuje strukturę B+Drzewa, która jest szczególnym przypadkiem B-Drzewa i zawiera dane jedynie w liściach. Zastosowanie struktury B+Drzewa sprawia, że liście z danymi znajdują się w jednakowej odległości od korzenia drzewa. Wysoki rząd oznacza niską wysokość drzewa, to z kolei sprawia, że zapytanie wymaga mniejszej ilości operacji odczytu z dysku. Ma to fundamentalne znaczenie, ponieważ dane zapisane są na dyskach twardych, których czasy dostępu są dużo większe niż do pamięci RAM. Dla przykładu, założmy, że dana jest tabela zawierająca bilion wierszy, oraz indeks, którego rząd wynosi 64. Operacja wyszukania na danej tabeli wykorzystująca indeks będzie wymagać średnio tylu operacji odczytu, jaka jest wysokość drzewa przechowującego indeksy. Wysokość drzewa obliczamy ze wzoru $\log M n$, gdzie M jest rzędem drzewa równym 64, a n oznacza ilość wierszy. W takim przypadku będziemy potrzebować zaledwie 5 odczytów danych z dysku. Dodatkowo silnik InnoDB nie przechowuje referencji do miejsca w pamięci, w którym znajdują się dane, ale odwołuje się do rekordów poprzez klucz podstawowy, który jednoznacznie identyfikuje każdy wiersz w tabeli. Dzięki temu zmiana fizycznego położenia rekordu nie wymaga aktualizacji indeksu. Indeksy mogą być zakładane zarówno na jedną jak i wiele kolumn. W przypadku indeksu wielokolumnowego, węzły sortowane są w pierwszej kolejności względem pierwszej kolumny indeksu. W następnej kolejności węzły z równymi wartościami pierwszej kolumny, sortowane są względem drugiej itd. Kolejność kolumn jest ustalana na podstawie kolejności podczas polecenia tworzenia indeksu.

Zastosowanie indeksu typu B-Tree

Aby przedstawić działanie indeksu typu B-Tree na rzeczywistym przykładzie przygotowałem dwie tabele. Pierwszą jest tabela *Comments* z bazy danych stackoverflow. Drugą tabelą jest *Init_Comments*, która jest kopią tabeli *Comments* i nie zawiera klucza głównego oraz indeksów. Dla tabeli *Comments_idx* za pomocą polecenia

```
CREATE INDEX user_post_idx
ON Comments(UserId,PostId);
```

utworzyłem indeks typu B-Tree na dwóch kolumnach *first_UserId* oraz *last_PostId*.

Dopasowanie pełnego indeksu

Założmy, że w tabeli *Comments* chcemy wyszukać wszystkie komentarze użytkownika o id 1200 do postu o id 910331.

Najpierw wykonamy zapytania na tabeli nie zawierającej indeksów. *employees*.

```
SELECT * FROM Init_Comments WHERE UserId = 1200 AND PostId = 910331;
```

Zapytanie zwróciło wynik w 13,7 sekundy.

Następnie analogiczne zapytanie wykonałem na tabeli *Comments* zawierającej indeks na obu kolumnach. *employees_idx*.

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId = 1200 AND PostId = 910331;
```

Tym razem zapytanie zwróciło wyniki w 0,013 sekundy. Tym razem serwer nie skanował całej tabeli. Z czego wynika różnica w czasie wykonania obu zapytań? Wykorzystując polecenie EXPLAIN dla obu zapytań otrzymujemy ciekawe dane. Rysunek 2 przedstawia wynik polecenia EXPLAIN dla pierwszego zapytania, natomiast Rysunek 3 wynik polecenia EXPLAIN dla drugiego zapytania. Polecenie EXPLAIN wyjaśnia, że pierwsze zapytanie nie będzie korzystać z indeksów, dlatego w kolumnie rows widzimy,

że serwer MySQL będzie musiał przeskanować wszystkie 23 miliony wierszy z tabeli *init_Comments*. Drugie zapytanie korzysta z indeksu z naszego indeksu. Tym razem serwer będzie musiał przeskanować jedynie 3 wiersze tabeli *Comments*.

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Init_Comments		ALL					22883256	1.00	Using where

Rysunek 26: EXPLAIN 1

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Comments		ref	user_post_idx	us...	9	co...	3	100.00	

Rysunek 27: EXPLAIN 2

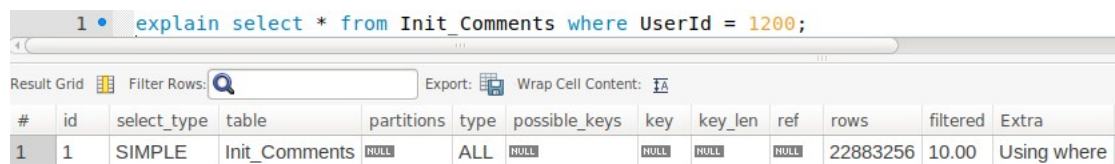
Dopasowanie pełnego indeksu ma miejsce wtedy, kiedy w klauzuli *where* uwzględnimy wszystkie kolumny, na które założony jest indeks.

Dopasowanie prefiksu znajdującego się najbardziej na lewo Dopasowanie prefiksu znajdującego się najbardziej na lewo może pomóc w wyszukiwaniu wszystkich komentarzy użytkownika. Załóżmy, że chcemy znaleźć wszystkie komentarze użytkownika o id 1200. W tym celu przygotowujemy dwa zapytania. Pierwsze na tabeli *Init_Comments*, drugie na tabeli *Comments* zawierającej indeks typu B-Tree, który założyliśmy wcześniej.

```
SELECT * FROM Init_Comments WHERE UserId = 1200;
```

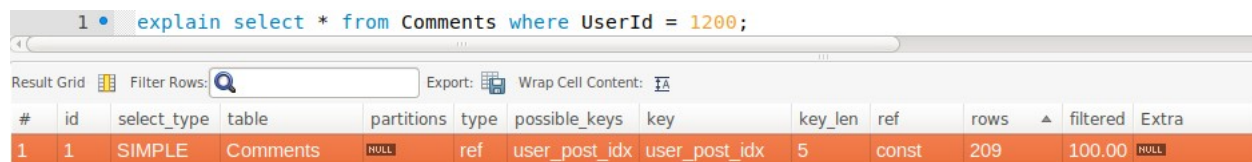
```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId = 1200;
```

Pierwsze zapytanie zostało wykonane w czasie 12,9 sekundy, natomiast drugie wymagało jedynie 0,0044 sekundy. Ponownie sprawdzimy rezultat polecenia EXPLAIN na obu zapytaniach. W pierwszym zapytaniu serwer po raz kolejny musiał przeszukać wszystkie wiersze w tabeli. Drugie zapytanie wymagało przeszukania 209 wierszy, dlatego że tym razem zapytanie było mniej selektywne niż przy dopasowaniu pełnego indeksu.



#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Init_Comments	NULL	ALL	NULL	NULL	NULL	NULL	22883256	10.00	Using where

Rysunek 28: EXPLAIN 3



#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Comments	NULL	ref	user_post_idx	user_post_idx	5	const	209	100.00	NULL

Rysunek 29: EXPLAIN 4

Dopasowanie zakresu wartości Dopasowanie zakresu wartości oznacza wyszukiwanie wartości w danym przedziale. W naszym przypadku może to być wyszukiwanie wszystkich komentarzy użytkowników o identyfikatorach z przedziału od 1990 do 2000.

Ponownie wykonujemy dwa zapytania. Pierwsze na tabeli bez indeksu, drugie na tabeli z indeksem.

```
SELECT * FROM Init_Comments WHERE UserId >1990 AND UserId <2000;
```

Tym razem pierwsze zapytanie trwało 1.068 sekundy. Drugie zapytanie wykonujemy na tabeli Comments zawierającej indeksy.

```
SELECT * FROM Comments WHERE UserId >1990 AND UserId <2000;
```

Następnie sprawdzamy wynik polecenia EXPLAIN dla obu zapytań. Przy pierwszym zapytaniu, kolejny raz MySQL przeskanował całą tabelę Init_Comments. Drugie natomiast wymagało przeskanowania jedynie wierszy, które zostały zwrócone jako rezultat zapytania.

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Init_Comments	<small>NULL</small>	ALL	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	<small>NULL</small>	22402608	11.11	Using where

Rysunek 30: EXPLAIN 5

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Comments	<small>NULL</small>	ra...	user_post_idx	user_post_idx	5	<small>NULL</small>	114	100.00	Using Inde...

Rysunek 31: EXPLAIN 6

PREFIX INDEX będą wymagały przeszukania całej tabeli. Dodatkowo wyszukiwanie za pomocą prefiksu nie będzie optymalne w przypadku indeksu wielokolumnowego dla wszystkich kolumn z wyjątkiem pierwszej. Jest to bezpośrednim następstwem budowy indeksów typu B-Tree i wynika z faktu sortowania kluczy względem pierwszej kolumny.

Zapytania dotyczące jedynie indeksów Zapytania dotyczące jedynie indeksów to zapytania, które wykorzystują jedynie wartości indeksu, a nie do rekordów bazy danych.

Indeks jednokolumnowy zawiera klucze posortowane zgodnie z wartościami kolumny, na której założony został indeks. W przypadku indeksów wielokolumnowych węzły sortowane są w kolejności kolumn w indeksie. Zakładając, że indeks został założony na kolumnach k1,k2 oraz k3, dane w pierwszej kolejności zostaną posortowane zgodnie z wartościami kolumny k1. Następnie rekordy z równą wartością kolumny k1 zostaną posortowane zgodnie z wartościami kolumny k2. Analogicznie rekordy z równą wartością kolumny k1 oraz k2 zostaną posortowane zgodnie z wartościami kolumny k3.

Zrozumienie tej zasady jest kluczowe do poprawnego korzystania z indeksów typu B-Tree. Taka struktura powoduje, że taki indeks jest użyteczny tylko w przypadku, gdy wyszukiwanie używa znajdującego się najbardziej na lewo prefiksu indeksu. Kolejnym zastosowaniem indeksu typu B-Tree jest wyszukiwanie na podstawie prefiksu kolumny. Przykładem takiego zapytania może być wyszukiwanie wszystkich pracowników, których nazwiska rozpoczynają się od litery K (zakładamy, że tabela posiada indeks na kolumnie nazwisko). Istotnym jest fakt, że indeks staje się nieprzydatny przy wyszukiwaniu na podstawie suffixu lub środkowej wartości. Następnym przypadkiem, w którym indeks typu B-Tree przyspiesza zapytanie, jest wyszukiwanie na podstawie zakresu wartości. Dla tabeli z indeksem typu B-Tree założonym na kolumnie k, indeks może posłużyć do efektywnego wyszukania wartości z przedziału wartości tej kolumny. Zastosowanie struktury B-Tree powoduje, że sortowanie wyników zapytania względem indeksu jest zdecydowanie bardziej wydajne.

8.2 Indeksy typu hash

Indeksy typu hash są dostępne jedynie dla tabel silnika *MEMORY* i są domyślnie ustawianymi indeksami dla takich tabel. Indeksy typu *hash* opierają się na funkcji skrótu liczonej na wartościach indeksowanych kolumn. Dla każdego rekordu takiej tabeli liczona jest krótka sygnatura, na podstawie wartości klucza wiersza. Podczas wyszukiwania wartości na podstawie kolumn indeksowanych tego typu kluczem obliczana jest funkcja skrótu dla klucza, a następnie wyszukuje w indeksie odpowiadających wierszy. Możliwe jest, że do jednej wartości funkcji skrótu dopasowane zostanie więcej niż jeden różny wiersz. Takie zachowanie wynika bezpośrednio z zasady działania funkcji skrótu, która nie zapewnia unikatowości dla różnych wartości dla zbioru danych wejściowych. Niemniej taka sytuacja nie należy do częstych i nawet wtedy operacja wyszukiwania na podstawie indeksu typu hash jest bardzo wydajna, ponieważ serwer w najgorszym wypadku musi odczytać za-

ledwie kilka wierszy z tabeli. Stąd wynika największa zaleta indeksów typu *hash* w stosunku do indeksów *B-Tree*; czas wyszukiwania dowolnego wiersza w tabeli jest stały niezależnie od liczby wierszy. Podstawową wadą indeksu typu *hash* jest konieczność wyszukiwania na podstawie pełnej wartości klucza. Wynika to z tego, że funkcja skrótu wyliczona na podstawie niepełnego zbioru danych, nie ma korelacji z wartością funkcji wyliczonej na pełnym kluczu. Dodatkowo indeksy *hash* nie optymalizują operacji sortowania, ponieważ wartości funkcji *f1*, *f2* skrótu dla dwóch rekordów *x1* oraz *x2*, gdzie *x1* jest mniejsze od *x2* nie zapewniają, że *f1* będzie mniejsze od *f2*. Dodatkowo z racji ograniczonego zbioru wartości funkcji hashującej, mogą występować problemy ze skalowaniem w przypadku dużych zbiorów danych. Po przekroczeniu pewnej liczby wierszy należy zwiększyć rozmiar klucza indeksu i ponownie obliczyć funkcję dla wszystkich wierszy w tabeli.

Indeksy typu SPATIAL

W wersji 8.0 MySQL wprowadził wsparcie dla indeksów przestrzennych nazywanych *SPATIAL INDEX* i bazuje na strukturze R-Tree. Sktuktura R-Tree jest rozwinięciem idei B-drzewa na większą liczbę wymiarów. Podobnie jak w B-drzewie operacja wyszukiwania danych jest operacją o złożoności asymptotycznej $O(\log_M n)$, gdzie *M* jest rzędem drzewa. Poniżej przedstawię przykład tworzenia tabeli zawierającej dane geograficzne oraz indeksu przestrzennego na jednej z kolumn. Na początku stworzyłem tabelę, wykorzystując następujące polecenie:

```
CREATE TABLE shops (  
  location GEOMETRY NOT NULL SRID 4326,  
  name VARCHAR(32) NOT NULL);
```

Żeby utworzyć indeks na kolumnie, musi być ona oznaczona jako *NOT NULL* i wskazany zostać układ współrzędnych, w naszym przypadku WGS 84 (ESPG:4326) identyfikujący punkty na podstawie szerokości i długości geograficznej. Następnie na kolumnie *location* tworzymy indeks przestrzenny.


```
CREATE SPATIAL INDEX location_idx ON shops (location);
```

Jeżeli będziemy chcieli stworzyć indeks na kolumnie, która nie ma zdefiniowanego układu współrzędnych, serwer utworzy go, ale użytkownik dostanie ostrzeżenie, że indeks nie będzie nigdy używany. Oczywiście indeksy możemy zakładać nie tylko na punkty; możemy użyć innych geometrii, między innymi: linii, wielokątów czy kolekcji punktów. W tym podrozdziale nie będę się szczegółowo skupiał na wszystkich zastosowaniach indeksów przestrzennych, chciałbym jedynie pokazać, że jest to bardzo ciekawe udogodnienie w przypadku używania danych geograficznych w bazie danych.

9 Praktyczne problemy

W tej sekcji zostaną przedstawione przypadki zastosowania teoretycznej wiedzy wraz z praktycznymi przykładami.

9.1 Sortowanie wyników

Czasami zdarza się, że chcemy, aby wyniki zapytania były posortowane według pewnej kolejności. Jest to oczywiście pewien dodatkowy nakład, który serwer MySQL musi wykonać podczas wykonania zapytania. W tym podrozdziale pokażę, co zrobić, aby ta operacja nie wpłynęła drastycznie na wydajność naszego zapytania.

Podstawą optymalizacji sortowania jest używanie indeksów typu B-Tree, co wynika bezpośrednio z faktu, że indeks jest posortowany względem jego kolumn. Aby przedstawić działanie indeksu na realnych przykładach, przygotowałem do tego bazę StackOverflow. Z bazy usunąłem wszystkie indeksy oraz klucze główne założone na wykorzystywanych w przykładach tabelach, aby nie wpływały one na prezentowane przykłady.

MySQL może użyć indeksu do sortowania wyników w następujących przypadkach.

Najlepszym z możliwych scenariuszy wykorzystania indeksu do sortowania danych jest przypadek, kiedy kolumny użyte do sortowania odpowiadają indeksowi, a kolumny, które chcemy zwrócić jako wynik zapytania, są podzbiorem kolumn indeksu. Weźmy tabelę Users, na którą założymy indeks typu BTREE jak poniżej.

```
CREATE INDEX Rank_idx ON Users(Reputation, UpVotes);
```

Teraz wykonajmy zapytanie:

```
EXPLAIN SELECT Reputation,UpVotes FROM Users ORDER BY Reputation,  
UpVotes;
```

W takim przypadku poleceni EXPLAIN zwróci w kolumnie EXTRA informację: "Using index", co oznacza, że do sortowania wartości użyty został indeks znajdujący się w kolumnie key, czyli indeks, który przed chwilą stworzyliśmy.

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	<small>NULL</small>	Index	<small>NULL</small>	Rank_idx	8	<small>NULL</small>	2475228	100.00	Using index

Jeżeli w wyniki chcemy otrzymać jedynie kolumnę *Reputation*, to MySQL wciąż będzie wykorzystywał indeks do sortowania wyników, ponieważ spełnia to warunek zawierania się kolumn rezultatu zapytania w zbiorze kolumn indeksu. Sprawdźmy teraz, co się stanie, jeżeli do klauzuli WHERE dodamy kolejną kolumnę:

```
EXPLAIN SELECT Id, Reputation, UpVotes FROM Users ORDER BY Reputation, UpVotes;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	<small>NULL</small>	Index	<small>NULL</small>	Rank_idx	8	<small>NULL</small>	2466330	100.00	Using index

Widzimy, że tym razem MySQL nie wykorzystał indeksu, ale pobrał wszystkie dane i posortował, wykorzystując jeden z dostępnych w MySQL algorytmów sortowania. Co ciekawe, nie zawsze musi się tak stać. MySQL na etapie analizy wykonania sprawdza, czy wydajniejsze będzie dla niego sortowanie wyników na podstawie pobranych danych, czy może, jeżeli sortujemy dane względem jednego z indeksów na tabeli, pobrać ten indeks i wykorzystać do wydajniejszego sortowania. Dodajmy teraz klucz główny dla tabeli Users i sprawdźmy, co się stanie, jeżeli umieścimy go jako jedną z kolumn wyniku naszego zapytania.

```
ALTER TABLE Users ADD PRIMARY KEY (Id);
EXPLAIN SELECT Id, Reputation, UpVotes FROM Users ORDER BY Reputation, UpVotes;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	<i>NULL</i>	ALL	<i>NULL</i>	<i>NULL</i>	<i>NULL</i>	<i>NULL</i>	2466330	100.00	Using filesort

Wynik polecenia EXPLAIN jest interesujący. Przypomnijmy sobie zatem, w jaki sposób MySQL przechowuje dane w indeksie, jeżeli tabela posiada klucz podstawowy. W takim przypadku wiersze w liściach indeksu są identyfikowane za pomocą wartości kluczy głównych. W naszym przypadku wiersze w indeksie są identyfikowane na podstawie kolumny *id*, co oznacza, że indeks zawiera wszystkie kolumny użyte w zapytaniu.

Kolejnym często używanym zapytaniem jest pobranie wszystkich kolumn z tabeli, ale sortowanie ich według określonych kolumn. Weźmy następujące zapytanie:

```
EXPLAIN SELECT u.* FROM Users u ORDER BY u.UpVotes, u.Reputation;
```

Tym razem MySQL znów najprawdopodobniej nie użyje indeksu do posortowania danych. Oczywiście nadal może zdecydować, że efektywniejszym będzie dodatkowe pobranie indeksu i wykorzystanie go do sortowania danych.

Przeanalizujmy teraz następne zapytanie.

```
EXPLAIN SELECT * FROM Users WHERE Reputation = 1 ORDER BY UpVotes;
```

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	<i>NULL</i>	ref	Rank_idx	Rank_idx	4	c...	1233165	100.00	<i>NULL</i>

Tym razem MySQL znów wykorzystał indeks, do posortowania wyników. W jaki sposób to zrobił? Skorzystał z faktu, że indeksie są posortowane względem kolumn Reputation, a w przypadku, kiedy wartość Reputation jest równa, względem kolumny UpVote, co odpowiada wartości ORDER BY. Sprawdźmy co się stanie, jeżeli delikatnie zmodyfikujemy zapytanie do postaci:

```
EXPLAIN SELECT * FROM Users WHERE Reputation > 1000 ORDER BY UpVotes;
```

W tym przypadku nie ma jednoznacznej odpowiedzi na pytanie, w jaki sposób MySQL posortuje dane. Optymalizator MySQL musi podjąć decyzję,

czy warunki w klauzuli WHERE są wystarczająco selektywne, czy może pobranie indeksu i na jego podstawie przeprowadzenie sortowania będzie efektywniejsze.

9.2 Przechowywanie wartości NULL czy pustej wartości

Częstą wątpliwością przy przechowywaniu danych w tabelach MySQL jest pytanie, w jaki sposób reprezentować brak wartości. Załóżmy, że mamy tabelę studentów, która posiada wiersz z numerem domowym studenta. Zdecydowana większość studentów nie posiada numeru domowego. W jaki zatem sposób ustawić wartość w bazie danych. Brak numeru zapisać jako wartość NULL czy może pusty ciąg znaków? Na początku skupmy się na kwestii wykorzystania miejsca na dysku. Przygotowałem cztery następujące tabele:

```
CREATE TABLE test_null_varchar_values(  
k1 varchar(32) not null, k2 varchar(32) not null,  
k3 varchar(32) not null, k4 varchar(32) not null,  
k5 varchar(32) not null, k6 varchar(32) not null,  
k7 varchar(32) not null, k8 varchar(32) not null);
```

```
CREATE TABLE test_not_null_varchar_values(  
k1 varchar(32) not null, k2 varchar(32) not null,  
k3 varchar(32) not null, k4 varchar(32) not null,  
k5 varchar(32) not null, k6 varchar(32) not null,  
k7 varchar(32) not null, k8 varchar(32) not null);
```

```
CREATE TABLE test_not_null_int_values(  
k1 int not null, k2 int not null,  
k3 int not null, k4 int not null,  
k5 int not null, k6 int not null,
```

Rysunek 32: Wyniki polecenia `ANALYZE TABLE` dla tabeli z ośmioma kolumnami

#	Name	Engine	Version	Row_format	Rows	Avg_row_length	Data_length
1	test_not_null_int_values	InnoDB	10	Dynamic	14891	106	1589248
2	test_not_null_varchar_values	InnoDB	10	Dynamic	15024	105	1589248
3	test_null_int_values	InnoDB	10	Dynamic	15107	29	442368
4	test_null_varchar_values	InnoDB	10	Dynamic	15107	29	442368

```
k7 int not null, k8 int not null);
```

```
CREATE TABLE test__null_int_values(
k1 int,k2 int,k3 int, k4 int,
k5 int,k6 int,k7 int,k8 int);
```

Następnie wypełniłem tabele piętnastoma tysiącami wierszy. W przypadku tabeli, które dopuszczają wartość `NULL` wypełniłem je takimi właśnie wartościami. Dla tabel z kolumnami oznaczonymi jako `NOT NULL` wypełniłem odpowiednio pustym tekstem (") lub wartością 0. Następnie na każdej z tabel wykonałem polecenie `ANALYZE TABLE`, w celu aktualizacji statystyk i wykonałem polecenie `SHOW TABLE STATUS`, które wyniki umieściłem poniżej na rysunku 32.

Widzimy, że wykorzystanie `NULL` zredukować rozmiar danych o ok. 70 %. Zobaczmy teraz jaki będzie efekt, jeżeli w tabeli będziemy przechowywać tylko jedną kolumnę z możliwymi wartościami `NULL`. Zmodyfikowałem skrypty tworzące tabele tak, żeby każda tabela posiadała tylko jedną kolumnę. W analogiczny sposób wypełniłem bazę piętnastoma tysiącami wierszy i dla każdej z tabel wykonałem polecenie `ANALYZE TABLE`. Na rysunku 33.

W pierwszej chwili możemy być zaskoczeni jednakowym rozmiarem tabel. Jednakowy rozmiar wierszy zawierających osiem wartości `NULL` oraz wierszy z jedną wartością `NULL` wynika ze sposobu w jaki MySQL przecho-

Rysunek 33: Wyniki polecenia ANALYZE TABLE dla tabeli z jedną kolumną

#	Name	Engine	Version	Row_format	Rows	Avg_row_length	Data_length
1	test_not_null_int_values	InnoDB	10	Dynamic	15069 32		491520
2	test_not_null_varchar_values	InnoDB	10	Dynamic	15107 29		442368
3	test_null_int_values	InnoDB	10	Dynamic	15107 29		442368
4	test_null_varchar_values	InnoDB	10	Dynamic	15107 29		442368

wuje informację o kolumnach z wartościami NULL. Mianowicie, dla każdego wiersza, który zawiera kolumny z wartości przechowywany, jest dodatkowy bajt z informacją o kolumnach z wartością NULL. MySQL na każdym bajcie przechowuje informacje dla maksymalnie 8 kolumn. Gdybyśmy w wierszu zawierającym osiem kolumn, dodali jeszcze jedną z wartością NULL, wtedy MySQL zarezerwowałby dodatkowy bajt dla tego wiersza.

9.3 Indeks na jednej wielu kolumnach czy wiele indeksów na jednej

Przed wersją 5.0 MySQL pozwalał na użycie tylko jednego indeksu dla tabeli, nawet jeżeli potencjalnie użytecznych było więcej. W takim przypadku, aby wyszukiwanie na większej liczbie kolumn korzystało z indeksów, należało utworzyć indeks składający się z wielu kolumn. W wersji 5.0 wprowadzony został algorytm łączenia indeksów (*index merge*). Idea łączenia indeksów umożliwia łączenie różnych indeksów na kolumnach użytych w klauzuli WHERE. Niech jako przykład posłuży tabela *Users*. Na początku założę dwa osobne indeksy na kolumny *reputation* oraz *views* i wykonałem analizę zapytania wyszukującego dane z wykorzystaniem obu kolumn.

```
CREATE INDEX reputation_idx ON Users(reputation);
CREATE INDEX views_idx ON Users(views);
EXPLAIN SELECT count(*) FROM Users where reputation = 1 and views
= 1;
```

Następnie usunąłem zastąpiłem pojedyncze indeksy jednym wielokolum-

Rysunek 34: Wyniki polecenia ANALYZE TABLE dla dwóch indeksów

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	1	index_merge	reputation_idx,views_idx	views_idx,reputatio...	4,4	1	305256	100.00	Using intersect(views_idx,reputation_idx); Using where; Using index

Rysunek 35: Wyniki polecenia ANALYZE TABLE dla pojedynczego indeksu

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	1	ref	reputation_views_idx	reputation_views_idx	8	const,const	404912	100.00	Using index

nowym i wykonałem analogiczną analizę.

```
EXPLAIN SELECT count(*) FROM Users where reputation = 1 and views = 1;
```

Na rysunkach 34 oraz 35 widzimy wyniki polecenia EXPLAIN dla obu przypadków. W obu odfiltrowane zostało 100 % wierszy, więc na pierwszy rzut oka wydaje się, że pomiędzy tymi dwoma podejściami nie ma znaczącej różnicy. W następnej kolejności zmierzyłem średni czas wykonania obu zapytań. W przypadku pojedynczego indeksu zapytanie wymagało średnio 0.05 sekundy, natomiast przy łączeniu tabel ok. 0.5 sekundy. Na koniec usunąłem indeks dla kolumny *Views*, żeby optymalizator wykorzystał tylko indeks *reputation_idx*.

```
CREATE INDEX reputation_idx ON Users(reputation);
EXPLAIN SELECT count(*) FROM Users where reputation = 1 and views = 1;
```

Tym razem tylko 10 % wierszy zostało odfiltrowane, a średni czas wykonania zapytania zbliżył się do 8 sekund. Jak widzimy mechanizm łączenia tabel nie będzie równie wydajny co pojedynczy indeks na wielu kolumnach,

Rysunek 36: Wyniki polecenia ANALYZE TABLE dla indeksu *reputation_idx*

#	id	select_type	table	partitions	type	possible_keys	key	key_len	ref	rows	filtered	Extra
1	1	SIMPLE	Users	1	ref	reputation_idx	reputation_idx	4	const	1246178	10.00	Using where

ale może być dobrą alternatywą do pełnego przeszukania lub wykorzystania jedynie jednego indeksu.

9.4 Sztuczny czy naturalny klucz główny

TODO

9.5 Monitorowanie niewydajnych zapytań

Manualne wyszukiwanie niewydajnych zapytań, które są wykonywane na serwerze MySQL może być uciążliwe. Jednym z rozwiązań dostępnych natywnie w MySQL jest mechanizm *Slow Query Log*, który umożliwia zbieranie informacji o długotrwałych zapytaniach. *Slow query log* jest plikiem zawierającym zapytania, których czas wykonania przekracza wartość zdefiniowaną w polu *long_query_time*, a liczba odczytanych wierszy przekracza wartość *min_examined_row_limit*. Dzięki temu analiza pliku pozwala zidentyfikować zapytania, które mogą być dobrymi kandydatami do dalszej optymalizacji. Wadą takiego rozwiązania jest pewien narzut czasowy wynikający z konieczności logowania informacji o zapytaniach. Z tego powodu bardzo istotne jest odpowiednie dobranie wartości czasu, od którego serwer powinien logować dane, ponieważ wybranie zbyt małej wartości może spowodować problemy wydajnościowe serwera, oraz doprowadzić do problemów z użyciem przestrzeni dyskowej ze względu na ogromne rozmiary plików. Do demonstracji działania mechanizmu *Slow Query Log* użyje narzędzia *SysBench*. Do przetestowania działania przygoto

Logowanie jest domyślnie wyłączone. Aby je włączyć wystarczy wykonać następujące polecenia.

```
set global slow_query_log = 'ON';  
set global long_query_time = 0.5; # 0.5 seconds
```

Literatura

- [1] MySQL, *MySQL 8.0 Reference Manual*,
<https://dev.mysql.com/doc/refman/8.0/en/>, dostęp sierpień 2020.
- [2] Baron Schwartz, Peter Zaitsev, Vadim Tkachenko, *Wysoko wydajne MySQL*, Helion 2009.
- [3] Eric Vanier, Birju Shah, Tejaswi Malepati, *Advanced MySQL 8*, Pact 2019.