



**MATEMATICKO-FYZIKÁLNÍ
FAKULTA**
Univerzita Karlova

BAKALÁŘSKÁ PRÁCE

Martin Gora

Vylepšení agregace dotazovacího enginu pro grafové databáze

Katedra softwarového inženýrství

Vedoucí bakalářské práce: Mgr. Tomáš Faltín

Studijní program: Informatika

Studijní obor: Softwarové a datové inženýrství

Praha 2021

Prohlašuji, že jsem tuto bakalářskou práci vypracoval(a) samostatně a výhradně s použitím citovaných pramenů, literatury a dalších odborných zdrojů. Tato práce nebyla využita k získání jiného nebo stejného titulu.

Beru na vědomí, že se na moji práci vztahují práva a povinnosti vyplývající ze zákona č. 121/2000 Sb., autorského zákona v platném znění, zejména skutečnost, že Univerzita Karlova má právo na uzavření licenční smlouvy o užití této práce jako školního díla podle §60 odst. 1 autorského zákona.

V dne

Podpis autora

Chtěl bych poděkovat mému vedoucímu Mgr. Tomáši Faltínovi za jeho pomoc, ochotu a nadšení při zpracovávání daného tématu. Dále bych chtěl poděkovat rodině, která mi poskytla zázemí pro práci a plnou podporu.

Název práce: Vylepšení agregace dotazovacího enginu pro grafové databáze

Autor: Martin Gora

Katedra: Katedra softwarového inženýrství

Vedoucí bakalářské práce: Mgr. Tomáš Faltín, Katedra softwarového inženýrství

Abstrakt: Proudové systémy mají vůči dotazovacím enginům pro grafové databáze výhodu při agregaci dat (části Group by a Order by), protože jim stačí uchovávat pouze agregované prvky, ale zase nedokáží provádět vyhledávání vzoru.

V této práci jsme vytvořili statickou grafovou databázi s Labeled-property datovým modelem a pro ni dotazovací engine, který agreguje data klasickým přístupem až po dokončení vyhledávání vzoru. Dotazovací engine jsme následně upravili po vzoru proudových systémů tak, aby prováděl agregace již v průběhu vyhledávání vzoru. Cílem této práce bylo zjistit, zda danou úpravou dokážeme urychlit zpracování dotazů.

Pro upravený i klasický přístup jsme navrhli a implementovali několik jednovláknových i paralelních řešení. Řešení jsme porovnali v rychlosti zpracování dotazů na reálných grafech s uměle vygenerovanými hodnotami vlastností. Zjistili jsme, že existují situace, kdy zmíněnou úpravou došlo k urychlení zpracování dotazů. Konkrétně se tak stalo pro paralelní řešení části Order by při třídění pomocí hodnot vlastností, jednovláknové řešení části Group by a posledně pro jednovláknové i paralelní řešení Single group Group by (dotaz obsahuje agregační funkce a nemá část Group by).

Klíčová slova: grafové databáze agregace dat proudové systémy

Title: Improvement of data aggregation in query engine for graph databases

Author: Martin Gora

Department: Department of Software Engineering

Supervisor: Mgr. Tomáš Faltín, Department of Software Engineering

Abstract: Streaming systems have an advantage over query engines for graph databases with regard to data aggregation (clauses Group by and Order by), because they reduce the set of stored elements only to the aggregated values. However, streaming systems cannot perform pattern matching, unlike query engines.

In this work, we created a static graph database with the Labeled-property graph model and a query engine that performs data aggregation using the classical approach of aggregating data after pattern matching was finished. Subsequently, we adjusted query processing in the query engine by applying streaming systems methods. As the result, the query engine was able to perform data aggregation during pattern matching. The goal of this work was to test whether the above-mentioned adjustments can improve performance of query processing.

We designed and implemented a certain number of single-thread and parallel solutions for both the adjusted and the classical approach. Afterwards, we conducted experiments on real graphs with artificially generated property values in order to test performance of the created solutions. The experiments showed that there were situations where the adjusted approach had better performance. Specifically, it happened in the case of parallel solutions of Order by when sorting with property values, a single-thread solution of Group by and lastly single-thread and parallel solutions of Single group Group by (the query contains aggregation functions and no Group by).

Keywords: graph databases data aggregation streaming systems

Obsah

Úvod	4
1 Předpoklady	9
1.1 Labeled-property datový model	9
1.2 Jazyk PGQL	11
2 Analýza	16
2.1 Obecný pohled na dotazovací engine	16
2.2 Reprezentace grafu	17
2.2.1 Elementy grafu a jejich typ	17
2.2.2 Struktury obsahující elementy	17
2.2.3 Návrh vstupních grafových dat	18
2.3 Načítání uživatelského dotazu	20
2.3.1 Match a proměnné	20
2.3.2 Select, Order/Group by	21
2.3.3 Expressions	21
2.4 Vykonání dotazu	24
2.4.1 Paralelizace vykonání dotazu	26
2.4.2 Formát výsledků	26
2.4.3 Proxy třída jako řádek tabulky	27
2.5 Match a prohledávání grafu	27
2.5.1 BFS vs DFS	27
2.5.2 Hledaný vzor a finální výsledek	28
2.5.3 Průběh prohledávání grafu	30
2.5.4 Paralelizace prohledávání grafu	30
2.5.5 Slévání výsledků prohledávání	31
2.6 Order by	32
2.6.1 Výběr algoritmů a paralelizace	32
2.6.2 Quick sort vs Merge sort	32
2.6.3 Třídění pomocí indexů	33
2.6.4 Optimalizace porovnání vlastností hodnot	33
2.6.5 Optimalizace porovnání stejných elementů	33
2.6.6 Optimalizace v paralelním prostředí	33
2.7 Group by	34
2.7.1 Módy Group by	34
2.7.2 Úložiště mezivýsledků agregačních funkcí	34
2.7.3 Logika agregačních funkcí	35
2.7.4 Jednovláknové zpracování	36
2.7.5 Optimalizace při výpočtu heš hodnoty	36
2.7.6 Paralelní zpracování	37
2.7.7 Thread-safe agregační funkce	37
2.7.8 Global Group by	37
2.7.9 Two-step Group by	38
2.7.10 Local + dvoucestné slévání Group by	39
2.7.11 Paralelizace Single group Group by	40

2.8	Úprava dotazovacího enginu	40
2.8.1	Pohled na pozměněný způsob vykonání dotazu	41
2.8.2	Order/Group by část jako bariéra	41
2.8.3	Změna objektů reprezentující části Order/Group by	42
2.8.4	Propojení nových objektů s objektem Match	42
2.8.5	Alternativní řešení	43
2.8.6	Obecný model vykonání Order/Group by	44
2.9	Úprava Order by	44
2.9.1	Obecný princip zpracování	45
2.9.2	Jednovláknové zpracování	45
2.9.3	Ukládání prvků v (a, b)-stromu	48
2.9.4	Řešení Half-Streamed	48
2.9.5	Řešení Streamed	49
2.10	Úprava Group by	52
2.10.1	Řešení Half-Streamed	52
2.10.2	Řešení Streamed	53
2.11	Úprava Single group Group by	54
2.11.1	Řešení Half-Streamed	55
2.11.2	Řešení Streamed	55
3	Implementace	56
3.1	Výběr jazyka	56
3.2	Značení módů	56
3.3	Rozložení aplikace	56
3.3.1	Rozložení řešení QueryEngine	57
3.4	Programátorská dokumentace	57
3.4.1	Reprezentace grafu	58
3.4.2	Čtení vstupních souborů	59
3.4.3	Načítání uživatelského dotazu	60
3.4.4	Reprezentace dotazu	61
3.4.5	Match	62
3.4.6	Tabulka výsledků	67
3.4.7	Expressions	69
3.4.8	Order by	70
3.4.9	Group by	72
3.4.10	Úprava propojení	78
3.4.11	Úprava Order by	80
3.4.12	Úprava Group by	84
3.4.13	Úprava Single group Group by	87
3.5	Překlad a spuštění dotazovacího enginu	88
4	Experiment	92
4.1	Příprava dat	92
4.1.1	Transformace grafových dat	93
4.1.2	Generování vlastností vrcholů	94
4.2	Výběr dotazů	95
4.2.1	Dotazy Match	96
4.2.2	Dotazy Order by	96
4.2.3	Dotazy Group by	97

4.3	Metodika	98
4.3.1	Měření uběhlého času	99
4.3.2	Volitelné argumenty konstruktoru dotazu	99
4.3.3	Hardwarová specifikace	100
4.3.4	Příprava hardwaru	100
4.3.5	Překlad	100
4.4	Výsledky	100
4.4.1	Match	100
4.4.2	Order by	103
4.4.3	Group by	108
Závěr		121
Seznam použité literatury		125
Seznam obrázků		127
Seznam tabulek		129
A	Přílohy	130
A.1	Benchmark stromy vůči polím	130
A.2	Online Git repozitář	130
A.3	Zdrojové kódy	130
A.4	Kód pro transformaci grafů	130
A.5	Použité grafy při experimentu	130
A.6	Výsledky benchmarku pro jednotlivé grafy	130

Úvod

Grafové databáze

Grafové databáze zažívají v dnešní době rozkvět, například kvůli nutnosti analyzovat data na sociálních sítích. Pro grafové databáze existují dva hlavní modely dat: RDF [1] a Labeled-property (sekce 1.1). RDF je převážně používán k popisu informací na internetu. Labeled-property model se používá k obecnému popisu grafových dat. Grafové databáze poskytují dvě základní možnosti analýzy dat:

- První možnost je **spouštění algoritmů** nad uloženými grafovými daty. Samotná skupina používaných algoritmů obsahuje například algoritmus hledání nejkratší cesty nebo Community detection [2, str. 115]. Program, který poskytuje tuto možnost analýzy dat, budeme označovat jako **analytický engine**.
- Druhá možnost je **vykonávání dotazů** pomocí dotazovacího jazyka. Dotazy jsou zde podobné například SQL dotazům. Pro RDF model to je například jazyk SPARQL [3]. Pro Labeled-property to je PGQL [4] nebo openCypher [5]. Dotazy obsahují základní části se stejnou logikou z SQL jako *Select*, *Order by*, *Group by* a *Having*. Hlavní rozdíl těchto dotazovacích jazyků od SQL je ten, že specifikují výběr dat pomocí sekvence vrcholů a hran. Pro PGQL a openCypher to je část dotazu *Match* a pro SPARQL to je část dotazu *Where*. Tyto sekvence tvoří podgraf (vzor), který bude vyhledáván v grafu. V momentě nalezení všech podgrafů jsou na výsledcích aplikovány další části jako *Group by*, *Order by*, a podobně. Tomuto se říká vyhledávání vzoru, neboli pattern matching. Program, který poskytuje tuto možnost analýzy dat, budeme označovat jako **dotazovací engine**.

Proudové systémy

Množství dat ke zpracování poslední dobou značně roste a nastává problém při jejich zpracování, protože se všechny nevejdou do paměti. Z tohoto důvodu začaly vznikat takzvané **proudové systémy** [6]. Proudové systémy obecně pracují s daty, která jsou potenciálně nekonečná a nevejdou se do paměti. V takovém případě jsou data reprezentována formou tekoucího „**proudu**“ (stream). Obecně uvnitř proudu mohou být jakákoliv data, například prováděné akce, události změn nebo transakce. Programy pracující s proudem dat sledují jen jeho určitý bod a zpracovávají data v momentu, kdy protékají daným bodem. Výsledně program vidí jen útržky všech dat. Zpracování takových dat pak probíhá po částech.

Existují dva hlavní modely zpracování [7]. První model udržuje kondenzovaný stav při zpracování dat a nazývá se **synopsis**. Dobrým příkladem může být počítání součtu hodnot prvků v proudu. V takovém případě si program udržuje pouze součet výsledků. Data v proudu pak nepotřebuje uchovávat. Druhý model si udržuje okno určitého počtu posledních prvků z proudu a nazývá se **windowing**. Prvky v okně tvoří skupinu, která se v určitém momentě zpracuje najednou.

Jedním z příkladů distribuovaného proudového systému může být Apache Flink [8].

Proudové systémy s grafovými daty

Nově se objevují proudové systémy pracující s grafovými daty. V proudy jsou pak obsaženy hrany nebo vrcholy. Nad daným proudem vzniká nutnost analýzy grafových dat jako u grafových databází¹. Mezi proudové systémy s grafovými daty patří například rozšíření pro Apache Flink - Apache Flink Gelly [10].

Proudové systémy s grafovými daty mají výhodu při agregaci prvků vůči grafovým databázím, protože při použití modelu synopsis jim stačí uchovávat pouze agregované prvky. Agregací zde rozumíme akt seskupování prvků podle určitých klíčů (obecně část *Group by* v SQL, PGQL nebo SPARQL). Součástí agregace je i výpočet statických funkcí pro vzniklé skupiny. Tyto funkce označujeme jako agregační funkce. Mezi nejčastější agregační funkce patří funkce:

- `min(...)`, která vrací minimum z hodnot ve skupině.
- `max(...)`, která vrací maximum z hodnot ve skupině.
- `count(...)`, která vrací počet prvků ve skupině.
- `avg(...)`, která vrací aritmetický průměr z hodnot ve skupině.
- `sum(...)`, která vrací součet z hodnot ve skupině.

Problémem je, že proudové systémy nedovolují vykonávat dotazy obsahující vyhledávání vzoru (část *Match* pro PGQL nebo *Where* pro SPARQL), protože grafová data čteme po částech. Jediným možným způsobem je vytvořit přehledovou strukturu grafu [11], na které vyhledávání proběhne. Avšak, tím se ztratí všechny výhody proudových systémů.

Spojení dotazovacího enginu s proudovým systémem

Na základě poznatků z předchozí sekce v této práci provedeme úpravu dotazovacího enginu po vzoru proudových systémů. Konkrétně upravíme části zabývající se agregací dat, tj. části *Group by* a *Order by*. Ačkoliv *Order by* nespadá konkrétně pod definici agregace, tak z našeho pohledu provádí „primitivní seskupení“. V takovém případě výsledky se stejnými hodnotami klíčů třídění ve výstupu tvoří souvislou posloupnost (tj. leží u sebe), protože taková posloupnost nemůže obsahovat prvek, který má rozdílné hodnoty klíčů od hodnot klíčů prvků v dané posloupnosti. Kdyby takový prvek existoval, pak by se nejednalo o setříděnou posloupnost. Z tohoto důvodu v naší práci budeme upravovat i část *Order by*. Výsledně rozdíl z pohledu seskupování mezi *Group by* a *Order by* je ten, že v *Group by* jsou výše zmíněné posloupnosti sloučeny do jednoho prvku (tj. skupiny) a lze

¹Přehledovou práci základních algoritmů a principů zpracování je možno nalézt v článku „Graph Stream Algorithms: A Survey“ [9].

pro ně vypočítat agregační funkce. Avšak, zaměříme se pouze na jejich separátní použití a nebudeme uvažovat situaci, ve které jsou obě části zadány společně. Dále také budeme uvažovat, že dotaz vždy bude obsahovat pouze části *Select*, *Match* (PGQL a openCypher)/ *Where* (RDF) a následně *Group/Order by*.

Při úpravě dotazovacího enginu využijeme principů zpracování dat proudových systémů. Místo abychom výsledky prohledávání grafu agregovali až v momentě získání všech výsledků, tak nalezené výsledky budeme agregovat již v momentě jejich nalezení. V takovém případě se na část *Match/Where* můžeme dívat jako na proud dat, který obsahuje nalezené výsledky prohledávání grafu. Prvek je vložen do proudu v momentě jeho nalezení. Následně části *Order by* a *Group by* zpracovávají data v proudu. Cílem a motivací této práce je zjistit, zda danou úpravou docílíme zrychlení vykonávání dotazů provádějící agregaci dat (tj. dotazy obsahující část *Group/Order by*).

Výběr dotazovacího enginu

K provedení této práce potřebujeme upravit dotazovací engine. Při našem průzkumu jsme zjistili, že využití již existujících dotazovacích enginů v naší práci by bylo netriviálně náročné. Děje se tak ze dvou hlavních důvodů. Komerční dotazovací enginy, například PGX [12] nebo Neptune [13], jsou volně nepřístupné. Nalezené dotazovací enginy s veřejným zdrojovým kódem, například Neo4j [14] (v základní verzi) nebo dgraph [15], jsou značně komplexní a pouze pochopení všech důležitých aspektů k vykonání zmíněných úprav by zabralo netriviální časové období. Protože cílem této práce je pouze otestovat obecný koncept propojení dotazovacího enginu s proudovým systémem, rozhodli jsme se vytvořit vlastní dotazovací engine s jednoduchou grafovou databází.

Námi vytvořená grafová databáze bude využívat Labeled-property (sekce 1.1) datový model, protože nám umožní pracovat s obecnými grafovými daty. Samotně bude pouze statická a bude celá obsažena v hlavní paměti, jelikož navrhnout komplexní databázi by opět zabralo dlouhé časové období. Statickou databázi zde rozumíme databázi, ve které nedochází za běhu k úpravě uložených dat (např. nelze přidat nebo odebrat nový vrchol). Dotazovací engine bude zpracovávat dotazy nad danou grafovou databází. K dotazování využijeme podmnožinu jazyka PGQL [4], jelikož obsahuje jednodušší skladbu jazyka na rozdíl od jazyka openCypher [5] a umožní nám tak jednodušší načítání dotazů. Daný jazyk má spoustu funkcí, které v naší práci nepovažujeme za důležité, proto jsme vybrali jen jeho určitou podmnožinu (podmnožina je blíže popsána v sekci 1.2).

Samotný vývoj dotazovacího enginu bude probíhat ve dvou krocích. V prvním kroku musíme vyvinout řešení, která vykonávají agregace po dokončení prohledávání grafu. V tomto bodě se budeme snažit využít již existujících a hojně využívaných algoritmů (např. pro třídění algoritmus Merge sort). V druhém kroku dojde k úpravě vykonávání dotazů dle zadání práce. Při vývoji budeme klást důraz na jednovláknové i paralelní zpracování. Nakonec provedeme experiment, který otestuje vytvořená řešení v prvním kroku vůči nově navrženým řešením.

Cíl práce

Hlavním cílem práce je určit, zda úprava částí *Group by* a *Order by* dotazovacího engine po vzoru proudových systémů dociluje rychlejšího zpracování dotazů než zpracování, které by dané části vykonávalo po získání všech výsledků prohledávání grafu. Kroky k dosažení cíle jsou následovné:

1. Navrhnout dotazovací engine, který bude sloužit jako výchozí prostředí pro naši práci. Obsahuje dvě části:
 - (a) První část obsahuje jednu **statickou grafovou databázi**, která pracuje s **Labeled-property** modelem (sekce 1.1) grafových dat. Celá grafová databáze bude obsažena v hlavní paměti.
 - (b) Druhá část obsahuje algoritmy a struktury pro zpracování dotazu **podmnožiny jazyka PGQL** (sekce 1.2) nad danou grafovou databází:
 - i. Podmnožina jazyka PGQL bude obsahovat pouze hlavní části dotazu: *Select*, *Match*, *Group by* a *Order by*. **Nebude možno** zadat *Group by* a *Order by* společně.
 - ii. Všechna data v průběhu zpracování dotazu budou obsažena v hlavní paměti.
 - iii. Zpracování částí *Group by* a *Order by* bude provedeno **po dokončení prohledávání grafu** v části *Match*. To znamená, že nejdříve dojde k nalezení všech výsledků prohledávání a teprve pak dojde k seskupení nebo setřídění daných výsledků.
 - iv. Dotazovací engine bude schopen vykonat dotaz jednovláknově i paralelně.
2. Upravit druhou část výše definovaného dotazovacího engine po vzoru proudových systémů tak, aby vykonávání částí *Group by* a *Order by* probíhalo v průběhu prohledávání grafu části *Match*:
 - (a) V momentě nalezení jednoho výsledku prohledávání v části *Match* bude daný výsledek zpracován. Zpracováním zde rozumíme zatřídění do již setříděné posloupnosti výsledků nebo přiřazením výsledku do příslušné skupiny.
 - (b) Dotazovací engine po úpravě musí být schopen zpracovávat dotazy původním řešením i upraveným řešením.
 - (c) Upravená část bude pracovat se stejnou podmnožinou jazyka PGQL jako původní neupravená část.
 - (d) Všechna data v průběhu zpracování budou obsažena v hlavní paměti.
 - (e) Upravená část bude schopna vykonat dotaz jednovláknově i paralelně.
3. Vykonat experiment, který testuje původní zpracování (odrážka 1.b) vůči upravené části (odrážka 2.) v rychlosti vykonání dotazů. Cílem experimentu je určit, zda úprava dotazovacího engine po vzoru proudových systémů způsobí zrychlení vykonávání dotazu:
 - (a) Experiment bude proveden na několika reálných grafech s reálnými nebo uměle vygenerovanými vlastnostmi.

- (b) V experimentu otestujeme všechna navržená řešení.
- (c) Každé řešení bude otestováno na několika vybraných dotazech.
- (d) Experiment bude zakončen prezentací výsledků a diskuzí.

1. Předpoklady

V úvodu jsme uvedli, že budeme pracovat s Labeled-property grafovým modelem a dotazy nad daným modelem budou provedeny v jazyku PGQL. V této kapitole popíšeme konkrétněji daný model a jazyk.

1.1 Labeled-property datový model

Při zpracování této práce uvažujeme grafovou databázi, která pracuje s grafovým modelem Labeled-property¹. V této sekci popíšeme daný model a jeho vlastnosti z pohledu grafové databáze. Překvapivě neexistuje standardní definice daného modelu, ačkoliv je značně využíván v moderních systémech. Proto budeme vycházet z definice modelu systému Neo4j [14] a jazyka PGQL [4]. Na základě těchto definic určíme klíčové vlastnosti modelu, které budeme uvažovat v naší práci.

Obecný popis Labeled-property modelu

Obecně grafová databáze pracující s daným modelem organizuje grafová data do tří částí:

- První část obsahuje množinu **vrcholů** (vertices). Vrcholy zde představují entity nebo doménové komponenty grafu. Vrchol tedy reprezentuje objekt, osobu, myšlenku, dílo a podobně.
- Druhá část obsahuje množinu **hran** (edges). Hraný jsou zde vždy orientované a spojují dva vrcholy. Hraný zde představují vztahy mezi vrcholy. Hrana tedy může být například vztah kamarádství dvou lidí (Karel *se kamarádí s* Jirkou.) nebo vztah zaměstnání člověka se zaměstnavatelem (Karel *pracuje pro* Google.). Vrcholy a hrany zde označíme za **elementy** grafu.
- Poslední třetí část představuje **vlastnosti** (properties) a **štítky** (labels), které jsou uloženy v elementech grafu.
 - Štítek představuje označení určité skupiny nebo chování. Každému elementu může být přiděleno několik štítků. Na elementy, kterým byl přidělen stejný štítek, se můžeme dívat jako na skupinu.
 - Vlastnosti definují dvojice (**název**, **hodnota**). První z dvojice **název** udává název vlastnosti a **hodnota** udává hodnotu dané vlastnosti. Hodnota vlastnosti má také vždy definován svůj skalární **typ** (například číselná hodnota nebo řetězec). Každému elementu může přináležet několik vlastností. Avšak, jeden element nemůže mít dvě dvojice sdílející název. Navíc, pokud dva různé elementy sdílejí vlastnost (tj. mají stejný název), pak typy hodnoty vlastnosti musí být rovněž totožné.

¹https://en.wikipedia.org/wiki/Graph_database [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021]

Omezení Labeled-property modelu

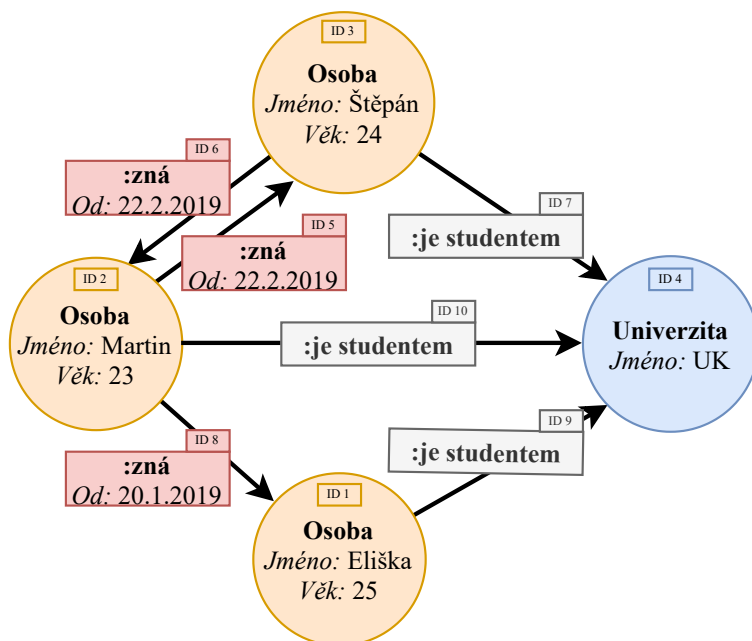
Popsali jsme obecně Labeled-property model. Daný popis modelu je značně abstraktní, proto si určíme další zpřisňující vlastnosti, které budeme využívat v naší práci.

1. Každý element bude mít unikátní identifikátor (ID), abychom dokázali rozlišovat dané elementy. ID zde nechápeme jako vlastnost elementů, ale jako interní značení uvnitř grafu.
2. Každý element (vrchol/hrana) bude mít právě jeden štítek. Myslíme, že počet štítků jednoho elementu není určující pro naši práci, protože štítky primárně ovlivňují prohledávání grafu a ne části *Order by* nebo *Group by*.
3. Budeme uvažovat, že štítky vrcholů jsou vždy rozdílné od štítků hran.
4. Každému štítku přiřadíme výčet vlastností. To znamená, že štítek nemusí mít žádnou vlastnost nebo jich má určitý počet.
5. Štítky mohou sdílet vlastnosti, ale vlastnosti musí mít stejný typ hodnoty. To znamená, že i štítek hrany se štítkem vrcholu může mít stejnou vlastnost, pokud mají stejný typ hodnoty.

Samotná grafová data nebudeme nijak omezovat. V grafu tedy mohou být cykly, dva vrcholy mohou být propojeny několika hranami, nemusí existovat žádná hrana ani vrchol, mohou existovat nepropojené vrcholy, hrana může mít totožný počáteční vrchol s koncovým vrcholem a podobně.

Příklad grafu splňující Label-property model

Nyní uvedeme příklad jednoduchého grafu splňující náš model:



Obrázek 1.1: Příklad Property grafu.

Na obrázku 1.1 vidíme tři vrcholy se štítkem **Osoba**, které reprezentují fyzické osoby, a jeden vrchol se štítkem **Univerzita** reprezentující vysokou školu. Štítku **Osoba** byly přiděleny dvě vlastnosti: *Jméno* (řetězec) a *Věk* (číselná hodnota). Štítku **Univerzita** byla přidělena jedna vlastnost: *Jméno*, která odpovídá stejné vlastnosti štítku **Osoba** a mají stejný typ hodnoty (řetězec). Mezi vrcholy fyzických osob existuje vztah **zná**, který určuje, zda jedna osoba (počáteční vrchol) zná druhou osobu (koncový vrchol). Vlastnost *Od* definuje datum, kdy došlo k poznání osoby. Mezi vrcholy fyzických osob a vysokou školou existuje vztah **je studentem**, který říká, zda osoba studuje na dané vysoké škole. Tento vztah nemá žádnou vlastnost. Samotně pak každý element má přiřazeno ID. Příklad vznikl na základě prvního grafu z dokumentace níže popisovaného PGQL.

V průběhu práce budeme graf splňující daný model označovat jako **Property graf**.

1.2 Jazyk PGQL

V naší práci budeme používat dotazovací jazyk PGQL [4] verze 1.2 k dotazování nad Property grafem. Jazyk je značně obsáhlý a k realizaci naší práce nepotřebujeme všechny jeho vlastnosti, proto jsme se rozhodli využít jeho podmnožinu. V naší práci budeme pracovat jen s částmi *Select*, *Match*, *Group by* a *Order by*. Ostatní části nebudeme používat. V každém dotazu musí být vždy přítomná část *Select* a *Match*. S částí *Match* se pojí část *From* specifikující název grafu, nad kterým se má vykonat dotaz. Nicméně, v naší práci vždy budeme pracovat s jedním grafem, proto jsme část vyřadili. Zároveň v naší práci uvažujeme, že *Order by* a *Group by* nejsou zadány nikdy společně.

- *Match*: definuje podgraf, který bude vyhledán v grafu. Součástí definice podgrafu jsou proměnné, které jsou přístupné v ostatních částech dotazu. Proměnná zde reprezentuje jeden element podgrafu. Obecně existují dvě základní sémantiky vyhledávání [16]: grafový izomorfismus a grafový homomorfismus (pro upřesnění odkazujeme na citovaný zdroj). V naší práci budeme pracovat se sémantikou grafového homomorfismu, protože se jedná o obecnější pohled na vyhledávání.
- *Select*: určuje vrácená data ve formě tabulky jako u tabulkových databází. K jednomu výsledku tak můžeme vrátit výčet informací. Každá položka výčtu pak definuje jeden sloupeček tabulky.
- *Group by*: dovoluje seskupit výsledky dle zadaných klíčů a vypočítat agregační funkce pro výsledné skupiny.
- *Order by*: vykoná setřídění výsledků dle zadaných klíčů.

Nyní krátce popíšeme omezení a klíčové vlastnosti, s kterými budeme pracovat. Pro komplexní popis odkazujeme na citovanou dokumentaci.

Match

Část *Match* se skládá z posloupností elementů definujících hledaný podgraf. Posloupnosti jsou odděleny čárkou. Položky v posloupnosti jsou vrcholy a hrany.

Položky vrcholů značíme pomocí () a položky hran pomocí šipek -> (dopředná hrana), <- (zpětná hrana) a - (libovolná hrana).

Každé položce je možno přidělit jméno (definice proměnné) a predikát štítku. Vrcholu přidělíme proměnnou vložení jména do kulatých závorek: (jméno). Hraně přidělíme proměnnou vložení jména do hranatých závorek: -[jméno]->, <-[jméno]- a -[jméno]-. V části *Match* musí být vždy přítomna alespoň jedna proměnná. Pokud se v posloupnostech opakují proměnné znamená to, že v průběhu hledání musí dané položky obsahovat elementy se shodným ID. Nicméně, proměnné hran se nesmí opakovat. Pokud dvě posloupnosti nemají společnou proměnnou, tak výsledek je skalární součin daných posloupností.

Predikát je vložen do závorek za jméno, pokud jméno chybí tak jen do závorek: (jméno:štítek), (:štítek), -[jméno:štítek]-> a -[:štítek]->. Predikát určuje výběr elementů pouze s daným štítkem. Pokud se v posloupnostech opakuje proměnná se štítkem, pak štítek musejí mít i opakované definice proměnných. Protože v našem modelu elementy mají pouze jeden štítek, tak element posloupnosti může mít pouze jeden predikát. Navíc jsme vyřadili možnost aplikovat v predikátu operátor | (logická operace nebo), tj. nelze použít (jméno:štítek|štítekDva). Následují příklady *Match* části na grafu z obrázku 1.1 (bez *Select*) a uvedené výsledky hledání rovněž odpovídají danému obrázku:

1. `match (x:Osoba) -> (y:Osoba)`

Jsou zde dva vrcholy s názvy proměnných *x* a *y*. Oba mají predikát štítku :Osoba. To znamená, že do položek posloupnosti budou vybrány pouze elementy s daným štítkem. Část *Match* v průběhu hledání využívá pouze hrany vedoucí z proměnné *x*. Výsledky hledání jsou dvojice vrcholů *x-y*: 2-1, 2-3, 3-2. Hodnoty jsou zde ID elementů.

2. `match (x:Osoba) <- (y:Osoba)`

Část *Match* v průběhu hledání využívá pouze hrany vedoucí do proměnné *x*. Výsledky hledání jsou dvojice vrcholů *x-y*: 1-2, 2-3, 3-2. Hodnoty jsou zde ID elementů.

3. `match (x:Osoba), (x:Osoba)`

Zde vidíme dvě posloupnosti sdílející proměnnou *x*. Protože první měla predikát, tak i druhé opakování musí mít stejný predikát. Výsledky hledání jsou dvojice vrcholů *x-x*: 1-1, 2-2, 3-3. Hodnoty jsou zde ID elementů.

4. `match (x:Osoba), (y:Osoba)`

Zde vidíme dvě separátní posloupnosti bez sdílené proměnné, proto dojde ke vzniku skalárního součinu výsledků posloupností. Výsledky hledání jsou dvojice vrcholů *x-y*: 1-1, 1-2, 1-3, 2-1, 2-2, 2-3, 3-1, 3-2, 3-3. Hodnoty jsou zde ID elementů.

Výrazy

Zbylé části se skládají převážně z výrazů (např. `select x, y ...`, kde `x` a `y` jsou funkce vracející ID elementů). Samotné výrazy v jazyku PGQL mohou být značně komplikované, proto jsme vybrali tři základní výrazy, které budeme využívat.

- Funkce vracející ID elementu. V dotazu se reprezentuje použitím názvu proměnné. Lze zadat v jakékoliv části kromě *Match*. Například:

```
select x, y match (x) -> (y)
```

Dotaz obsahuje dva výrazy `x` a `y` v části *Select*. *Select* část vytváří tabulku se dvěma sloupečky `x` a `y`, které obsahují ID elementů v daných proměnných.

- Přístup k hodnotě vlastnosti elementu. Lze zadat v jakékoliv části kromě *Match*. V dotazu se reprezentuje použitím názvu proměnné s názvem vlastnosti sloučených pomocí tečky. Například:

```
select x.VlastnostJedna, y.VlastnostDva match (x) -> (y)
```

Dotaz obsahuje dva výrazy `x.VlastnostJedna` a `y.VlastnostDva` v části *Select*. *Select* část vytváří tabulku se dvěma sloupečky `x.VlastnostJedna` a `y.VlastnostDva`, které obsahují hodnoty vlastností elementů v daných proměnných. Tento výraz se například nemusí povést vyhodnotit, protože vlastnost nemusí existovat na daném elementu. V takovém případě budeme předpokládat, že výraz vrací nějakou konstantu definující selhání výpočtu.

- Agregční funkce, které vypočítají výslednou hodnotu pro skupiny vytvořených při seskupování (*Group by*). Pokud nebylo zadáno *Group by* a je použita agregační funkce, pak ve zbylých částech kromě *Match* mohou být pouze agregační funkce. V takovém případě všechny výsledky patří do jedné skupiny. Agregční funkce povolíme pouze v části *Select*, protože *Order by* a *Group by* nemůžou být nikdy zadány společně. Nedovolíme rekurzivní používání daných funkcí, tj. agregační funkce nemůže mít na vstupu další agregační funkci. Funkce na vstupu mají hodnotu vypočteného výrazu (tj. ID nebo přístup k vlastnosti). Musíme brát v potaz, že při výpočtu výrazu může dojít k selhání a tedy funkce musí umět pracovat s konstantou definující selhání výpočtu. PGQL definuje pět funkcí:

1. Funkce minima vracející minimum z hodnot na vstupu. Značená `min(...)`. Pracuje s číselnými typy i řetězci.
2. Funkce maxima vracející maximum z hodnot na vstupu. Značená `max(...)`. Pracuje s číselnými typy i řetězci.
3. Funkce aritmetického průměru vracející aritmetický průměr hodnot na vstupu. Značená `avg(...)`. Pracuje pouze s číselnými typy.
4. Funkce součtu vracející součet hodnot na vstupu. Značená `sum(...)`. Pracuje pouze s číselnými typy.

5. Funkce počtu vracející počet prvků na vstupu, značená `count(...)`. Pracuje s číselnými typy i řetězci. Funkce má dva módy. První mód je použití zápisu `count(výraz)`, kde `výraz` je přístup k ID nebo vlastnosti elementu. Druhý mód je použití zápisu `count(*)`. Tento zápis nepotřebuje vyhodnotit výrazy. Pokud byl například zadán dotaz: `select count(*) match (x)`, pak v tomto dotaze nepotřebujeme znát elementy z části *Match*, ale stačí nám jejich počet.

Select

Select část může obsahovat pouze výše zmíněné výrazy oddělené čárkami. V této části lze přistoupit k proměnným, které jsou definované v *Match* části, nebo zadat výrazy agregačních funkcí. Výsledkem části *Select* je tabulka. Sloupcečky v tabulce představují výrazy zadané v dané části. Řádky tabulky jsou pak hodnoty výrazů pro výsledky z části *Match* nebo *Group/Order by*. Existuje ještě speciální operátor `*`, který lze zadat pouze v případě, pokud je v dotazu jen část *Select* a *Match*. V takovém případě se `*` nahradí všemi proměnnými z části *Match*. Následují příklady použití *Select* části:

- Použití obyčejných výrazů:

```
select x, y, x.Vlastnost match (x) -> (y)
```

Dojde k návratu tabulky se třemi sloupcečky. Sloupcečky obsahují hodnoty daných výrazů.

- Použití operátoru `*`:

```
select * match (x) -> (y)
select x, y match (x) -> (y)
// dotazy jsou ekvivalentní
```

- Použití agregačních funkcí v *Select* bez části *Group by*:

```
select min(x.Vlastnost), avg(x.Vlastnost) match (x) -> (y)
```

V takovém případě je výsledkem dotazu pouze jedna dvojice výsledných hodnot dvou funkcí, protože všechny výsledky jsou seskupeny do jedné skupiny. Část *Select* zde tedy může zadávat pouze agregační funkce.

- Použití části *Select* zároveň s částí *Group by*:

```
select avg(x.Vlastnost), x match (x) -> (y) group by x
```

Část *Select* může obsahovat pouze výrazy agregačních funkcí nebo výrazy zadaných v části *Group by*. Výše zmíněný dotaz bez výrazu `x` v *Select* části a ponecháním pouze agregační funkce je správně. Rovněž odstraněním agregační funkce z *Select* části a zanecháním pouze druhého výrazu je správně. Výsledná tabulka má počet řádků rovný počtu vytvořených skupin.

Order by

Order by definuje klíče (výrazy), podle kterých budou výsledky z části *Match* seříděny. *Order by* může přistupovat pouze k proměnným z *Match* části. *Order by* a *Select* části nemusí mít shodné výrazy. Výrazy v této části jsou opět odděleny čárkami. Operátor *asc*/*desc* za výrazem definuje, zda jsou hodnoty tříděny vzestupně/sestupně. Pokud operátor chybí, tak je jako výchozí operátor použit *asc*. Následují příklady použití *Order by* části:

- Použití jednoho klíče:

```
select x, y match (x) -> (y) order by x
```

Výsledky z *Match* jsou seříděny podle hodnot *x* vzestupně.

- Použití dvou klíčů:

```
select x, y match (x) -> (y) order by x, y
```

Výsledky z části *Match* jsou seříděny podle hodnot *x* vzestupně. Pokud se dva výsledky shodují v dané hodnotě, pak je použito porovnání hodnotou *y*. Obecně se aplikuje stejný postup, pokud je tříděno podle více než dvou klíčů.

- Použití operátoru *desc*:

```
select x, y match (x) -> (y) order by x desc
```

Výsledky z části *Match* jsou seříděny podle hodnot *x* sestupně.

Group by

Group by definuje klíče seskupení (výrazy). Výsledkem *Group by* je množina skupin. Skupiny obsahují výsledky prohledávání z části *Match*. Všechny výsledky v jedné skupině mají stejné hodnoty klíčů seskupení. Výrazy jsou odděleny čárkami. *Select* část může obsahovat výrazy agregačních funkcí a výrazy klíčů seskupení. Agregační funkce se vypočítají pro každou skupinu zvlášť. Pokud není zadána část *Group by* a dotaz obsahuje výrazy agregačních funkcí, pak se jedná o seskupení všech výsledků do jedné skupiny. Následují příklady použití *Group by* části:

- Použití jednoho klíče:

```
select x match (x) -> (y) group by x
```

Výsledky z části *Match* jsou seskupeny podle hodnot *x*.

- Použití dvou klíčů:

```
select x, y match (x) -> (y) group by x, y
```

Výsledky z části *Match* jsou seskupeny dle uspořádané dvojice (*x*, *y*). Pokud obecně existuje více klíčů, pak jsou seskupeny dle uspořádané *n*-tice.

2. Analýza

V této kapitole se pokusíme analyzovat problémy výstavby a úpravy dotazovacího enginu dle zadání práce. Zároveň poskytneme možná řešení daných problémů. Budeme zde postupovat v několika krocích. Začneme obecným návrhem dotazovacího enginu a projdeme hlavní koncepty pro implementaci. V druhém kroku zvážíme kroky vykonávání dotazů a postup výběru řešení částí *Order by* a *Group by*, které se budou vykonávat po dokončení prohledávání grafu v *Match* části. V třetím kroku provedeme analýzu úprav pro agregaci v průběhu vyhledávání. Součástí této části bude analýza algoritmů *Order by* a *Group by* pro dané úpravy. Pokud v nějaké ukázce použijeme jazyk C# miníme tím jazyk C# pro .NET Framework 4.8.

2.1 Obecný pohled na dotazovací engine

V naší představě je dotazovací engine určen pro práci nad grafem, který je celý obsažen v paměti, a to včetně vlastností elementů grafu. Graf bude načten v definovaném formátu a následně na něm budou vykonávány dotazy. Graf po načtení bude pouze statický, tedy nebude v něm docházet k žádným změnám. Nad grafem se pak vykoná uživatelsky definovaný dotaz. Dané omezení jsme zvolili, protože hlavním cílem je testovat pouze části *Group by* a *Order by*. Vytvořit reálnou grafovou databázi by zabralo netriviální časové období.

Dotazovací engine chceme vyvinout tak, abychom s ním byli schopni pracovat na stolním počítači/notebooku, protože nám to umožní zjednodušit vývojové a testovací prostředí. Z tohoto důvodu nám vzniká hlavní omezení, které je pamětové, jelikož celá aplikace bude obsažena v hlavní paměti. Reálné grafy bývají značně obrovské, a navíc samotné zpracování dotazů zabere množství paměti i času (tj. ukládáme výsledky prohledávání nebo vytváříme skupiny výsledků). Abychom mohli reálné grafy načíst a zpracovat, tak při vývoji dotazovacího enginu se budeme snažit upřednostnit nižší pamětovou náročnost před vyšším výkonem.

Při obecném pohledu na dotazovací engine jsme lokalizovali hlavní bloky výstavby, které musíme uvážit. Jsou to: reprezentace grafu, načítání uživatelského dotazu, výrazy (expressions) a dotaz/vykonání dotazu. Graf nám bude představovat grafovou databázi. Samotně pak určuje formát objektů, nad kterými je vykonán uživatelský dotaz. Uživatelský dotaz se musí načíst do interní reprezentace. Expressions slouží k výpočtu hodnot ze zadaných výrazů. Například v části `order by x.PropOne`, musíme vědět, jak reprezentovat výraz `x.PropOne` a získat jeho hodnotu. Na základě interní reprezentace se musí vytvořit struktury dotazu a definovat exekuční plán. Blok dotaz/vykonání dotazu pak musí navíc obsahovat dva módy. A to upravené řešení a původní řešení. Uživatel si při spuštění dotazovacího enginu bude moct vybrat požadovaný mód.

Samotná představa vykonávání je následovná. Uživatel při spuštění aplikace vybere chtěný mód. Aplikace po zapnutí načte graf z datových souborů. Uživatel pomocí příkazové řádky zadá dotaz k vykonání. Dotaz se vykoná a po dokončení uživatel může opět zadat další dotaz. Myslíme, že zde není nutné složité grafické rozhraní, proto budeme dotazovací engine považovat za konzolovou aplikaci.

2.2 Reprezentace grafu

Musíme uvážit, jak reprezentovat graf. Graf bude představovat grafovou databázi. Z kapitoly Předpoklady 1 jsou hlavními faktory námi zvolená podmnožina jazyku PGQL a že se jedná o Property graf. Pro případy nejednoznačnosti označíme `elType` jako typ štítku a `propType` jako skalární typ hodnoty vlastnosti.

2.2.1 Elementy grafu a jejich typ

Musíme zvažovat reprezentaci elementů grafu a jejich `elType`. V našem případě jsou elementy pouze vrcholy a orientované hrany. `elType` definuje seznam vlastností na elementu. Vlastnosti jsou také typované. Vrchol a hrana musí mít rozdílný `elType`, ale samotné vlastnosti se mohou opakovat pro oba druhy elementů. Každá hodnota vlastnosti musí být přístupná skrze daný element:

- Pokud držíme element grafu, musíme být schopni jej rozlišit od ostatních elementů.
- Pokud držíme element grafu, musíme být schopni přistoupit k hodnotám jeho vlastností.

V naší představě je řešení následovné. Elementy budou třídy. Každý element grafu bude potomkem jednoho abstraktního předka a potomci si budou definovat svá specifika. Potomek bude vrchol a hrana. Předek si bude pamatovat unikátní ID, abychom elementy dokázali rozlišit. Předek navíc bude znát svůj `elType`. Bude se jednat o ukazatel na třídu. Daná třída by reprezentovala pouze jeden `elType` a bude společná všem elementům majícím daný `elType`. V třídě by byl obsažen seznam ID elementů daného typu, jejich pořadí (např. dle vkládání do seznamu) a vlastností v podobě polí s hodnotami. V daných polích budou hodnoty vlastností každého elementu ležet na pozicích určených dle jejich pořadí. Pro náš případ nebudeme uvažovat situaci, kdy vlastnost pro nějaký element nemá definovanou hodnotu. Vlastnost musí být přístupná skrze mapu/slovník, abychom k ní mohli rychle přistoupit. Každé vlastnosti tedy přidělíme unikátní identifikátor, který bude klíčem mapy/slovníku. Nyní pokud držíme element grafu, můžeme přistoupit k hodnotě jeho vlastnosti skrze ukazatel na danou třídu. Samotný přístup pak může být realizován například generickou funkcí.

Mějme n elementů mající stejný `elType`. Paměťová složitost struktury daného `elType` je $\mathcal{O}(n)$. Pro každý element existuje jedna položka v seznamu ID a seznamu pořadí, tj. $\mathcal{O}(2 \cdot n)$. Navíc pro každý element existují položky v polích hodnot vlastností, což je $\mathcal{O}(n \cdot k)$, kde k je počet vlastností daného `elType`. Výsledně dostaneme $\mathcal{O}(2 \cdot n + n \cdot k)$ a odtud lineární paměťová složitost.

2.2.2 Struktury obsahující elementy

Nyní musíme analyzovat jaké struktury by byly ideální pro uchovávání elementů grafu. Musíme brát v potaz, že propojení mezi vrcholy pomocí hran přímo ovlivňuje vyhledávání v části *Match*. V průběhu vyhledávání v určitý moment vždy držíme odkaz na nějaký element grafu. Na základě daného elementu musíme provést akci:

- Pokud držíme vrchol, musíme být schopni přistoupit k jeho hranám. Hranám z/do něj. Daný přístup by měl být co nejrychlejší a neměl by obsahovat žádné iterace. V průběhu prohledávání grafu se z vrcholu musí projít skrze všechny jeho hrany.
- Pokud držíme hranu, musíme být schopni přistoupit ke koncovému vrcholu. V průběhu prohledávání grafu vždy vlastníme vrchol, než přistoupíme k jeho hraně a následně k jejímu koncovému vrcholu. Tímto můžeme vyloučit nutnost, aby hrana znala informaci o svém původu.
- Pokud držíme element grafu, chceme být schopni přistoupit k jeho sousedním elementům v obsahující struktuře za předpokladu, že víme, jestli se jedná o hranu nebo vrchol.

K vyřešení daných problému v naší představě bychom použili tři pole. Pole vrcholů, pole `out` hran (ukazují na koncový vrchol hrany) a `in` hran (ukazují na počáteční vrchol hrany). Zde by bylo vhodné vytvořit nové potomky obecné hrany: `out` hrana a `in` hrana. Hrany by si pamatovaly svůj koncový vrchol. Pro `in` hranu by to byl vrchol odkud vychází, aby bylo možné v momentě držení vrcholu projít skrze ni na vrchol další. Tedy pro jednu hranu na vstupu budou existovat dva záznamy v daných polích, které se liší pouze koncovým vrcholem. Abstraktní předek všech elementů by si měl nově pamatovat i svou pozici v daných polích pro rychlý přístup k jeho sousedům. Každé pole tedy bude mít unikátní typ, který nám pomůže rozlišit k jaké situaci má dojít v průběhu prohledávání grafu.

Zbývá vyřešit vztah hran a vrcholů. Řešení, které bychom chtěli zvolit, je mít hrany v polích seskupeny podle: vrcholů, odkud vycházejí (pole `out` hran), a vrcholů, kam směřují (pole `in` hran). Vrchol by si pak pamatoval rozsah svých hran v příslušných polích. Chceme-li procházet hrany vrcholu, stačí procházet pole `out/in` hran pomocí rozsahů uložených v daném vrcholu. Tedy čtyř indexů. Skrze indexy můžeme pak pole libovolně iterovat.

Mějme graf $G = (V, E)$, kde V je množina vrcholů a E je množina hran. Paměťová složitost výše popsaných polí pro G je $\mathcal{O}(|V| + 2 \cdot |E|)$, protože existuje pole vrcholů, `in` hran a `out` hran.

Uvažovali jsme nad různými alternativami. Například mít jeden typ hrany obsahující všechny nutné informace. Řešení je paměťově přijatelnější, ale nastává problém s přístupem k `in` hranám vrcholů. Řešením může být vytvoření samostatného pole `out/in` hran pro každý vrchol. Daný přístup nám připadá náročnější z hlediska paměti, protože musíme vytvářet pole pro každý vrchol zvlášť.

2.2.3 Návrh vstupních grafových dat

Vstupní soubory musí obsahovat informace nutné pro Property graf. Budeme očekávat dva druhy souborů. Soubory schémat `elType` a jejich vlastností. Datové soubory pak budou obsahovat konkrétní data grafových elementů. (Jedná se o návrh a finální specifikaci uvedeme v rámci implementace.)

Soubory schémat

Protože každý element grafu má svůj `elType`, budeme mít na vstupu dva soubory schémat. Jeden pro hrany a jeden pro vrcholy. Schéma bude obsahovat

informace o všech `elType` a jejich vlastností. Pro `elType` je důležitý název a výčet vlastností. Vlastnosti pak musí nést svůj název a `propType`. Vidíme, že se jedná jen o výčet (Název/Hodnota) dvojic. V tomto případě se nám jeví nejvhodnější zvolit pro reprezentaci schémat formát JSON [17]. `elType` bude reprezentován JSON objektem. První položka objektu je `Kind`, která představuje Název a její `Hodnota` udává jméno `elType`. Za ní bude následovat výčet vlastností. Vlastnosti budou opět reprezentovány dvojicí (NázevVlastnosti/`propType`). Každý JSON objekt tedy definuje jeden `elType`. Všechny objekty pak budou obsaženy v JSON poli:

Soubor obsahující schéma vrcholů:

```
[  { "Kind": "NodeX" },
    { "Kind": "NodeY", "Vlastnost1": "integer" }
    { "Kind": "NodeZ", "Vlastnost2": "string",
      "Vlastnost1": "integer" } ]
```

Soubor obsahující schéma hran:

```
[  { "Kind": "EdgeX" },
    { "Kind": "EdgeY", "Vlastnost1": "integer" } ]
```

Pro vrcholy zde vidíme tři `elType` s názvy `NodeX`, `NodeY` a `NodeZ`. První `elType` nemá definované vlastnosti, ale druhá má vlastnost `Vlastnost1` s typem `integer`. Poslední definuje dvě vlastnosti. `Vlastnost2` s typem `string` a za ní následuje opět `Vlastnost1` s typem `integer`. Samotné vlastnosti se mohou opakovat, ale musí mít vždy stejný `propType`. Následně identicky pro schéma hran. Ačkoliv hrana i vrchol by mohli mít stejný `elType`, tak budeme vždy uvažovat, že jsou rozdílná. Nicméně dovolíme, aby vrchol i hrana mohli mít stejnou vlastnost. Nyní musíme říct, co konkrétně znamenají `integer` a `string`. Jedná se o dva různé `propType`. První budeme chápat jako 32-bitovou číselnou hodnotu (v C# `Int32`). A druhý jako řetězec (v C# `string`). Práce s řetězcí je obecný problém a existuje mnoho znakových sad, proto bychom chtěli omezit vstupní řetězce na základní znaky ASCII v rozsahu hodnot 0 až 127. Dané dva druhy představují základní typy používané i v komerčních sférách, proto chceme omezit vstupní typy pouze na tyto dva.

Datové soubory

Samotná data budou obsažena opět ve dvou separátních souborech pro hrany a vrcholy. Chtěli bychom reprezentovat konkrétní data pomocí jednoduchého textového souboru. Každý řádek bude reprezentovat jednu hranu/vrchol. V první řadě řádek musí obsahovat unikátní ID elementu a jeho `elType`. Za `elType` následuje seznam hodnot vlastností v pořadí určených schématem. To znamená, že první vlastnost v JSON objektu má hodnotu jako první v daném seznamu. Pro hrany existuje na řádku navíc záznam ID vrcholů, které spojuje. Tedy ID počátečního vrcholu (`fromID`) a ID koncového vrcholu (`toID`). Oddělovače mezi daty jsou implementační detail. Pro naše účely se jedná o dostačující formát a poskytuje nám jednoduché možnosti načítání dat. Pokud by docházelo v budoucnu k rozšířením, například víceslovné vlastnosti nebo XML vlastnosti, musí dojít k úpravě daných formátů.

Pro výše zmíněné schéma by datové soubory mohly vypadat následovně:

```
Soubor hran (bez hlavičky a komentáře):
ID elType fromID toID Vlastnosti...
50 EdgeX 0 0    // EdgeX nemá vlastnosti.
51 EdgeY 0 1 44 // EdgeY má vlastnost Vlastnost1
                // s číselnou hodnotou.

52 EdgeX 1 2
Soubor vrcholů (bez hlavičky a komentáře):
ID elType Vlastnosti...
0 NodeX    // NodeX nemá vlastnosti.
1 NodeY 42 // NodeY má jednu vlastnost.
2 NodeZ Martin 22 // Dvě vlastnosti v pořadí
                  // definované schématem.
...
```

2.3 Načítání uživatelského dotazu

Analyzovali a navrhli jsme způsob reprezentace grafu společně s formátem datových souborů. Samotné načítání je už implementační detail. Nyní musíme analyzovat způsob získání informací z uživatelem zadaného dotazu. Uživatelský dotaz se pohybuje v rozsahu definovaném v sekci PGQL 1.2. Nicméně, je zde nutné přemýšlet i nad možnými rozšířeními. Například může dojít k přidání částí *Where* a *Having* spolu s nutností porovnávání (*Where x.PropOne < 10*). Proto se budeme snažit držet základních principů objektově orientovaného programování a volit vhodné návrhové vzory.

K načtení uživatelského dotazu se nám jeví jako nejvhodnější způsob použít techniky známé z překladačů programovacích jazyků. Budeme vycházet ze základních principů knihy o překladačích [18]. V prvním kroku dojde k lexikální analýze uživatelsky zadaného řetězce. Dojde k vytvoření tokenů. V druhém kroku dojde k syntaktické a sémantické analýze tokenů. Metodou top-down parsing [18, str. 217] se vytvoří stromová struktura reprezentující daný dotaz. Poslední krok provede vytvoření tříd reprezentující dotaz pomocí iterace stromové struktury. Iterace a sběr dat ze stromové struktury budou implementovány návrhovým vzorem Visitor [19, str. 331]. V naší představě bychom chtěli vygenerovat stromovou strukturu pro každou hlavní část dotazu (*Match*, *Select*, *Order by* a *Group by*). Nyní bychom mohli sestavit Visitor pro každou část separátně a vyřadit tak nutnost jednoho globálního Visitoru. Dané postupy nám pak umožní jednoduše pracovat s naší podmnožinou jazyka PGQL.

2.3.1 Match a proměnné

Každá hlavní část dotazu po sesbírání informací pomocí Visitoru vygeneruje určité struktury. Pro *Match* se přímočaře naskytuje reprezentovat posloupnosti vrcholů a hran pomocí polí. Každá posloupnost oddělená čárkou bude obsažena v samostatném poli. Pole bude obsahovat třídy. Třída si musí pamatovat jakou proměnou reprezentuje, *elType* pokud je definován a jde-li o hranu nebo vrchol. Jedná se o všechny nutné informace, které můžeme následně využít k vytvoření vzoru prohledávání grafu. Všimnout si musíme faktu, že *Match* část definuje

proměnné ve zbytku dotazu. Během načítání dotazu musíme určit, zda se jedná o validní proměnnou a při výpočtech hodnot výrazů je nutné vědět přesně k jaké proměnné musíme přistoupit. Problém se dá řešit vytvořením mapy/slovníku přístupných proměnných pro zbytek dotazu. Proměnným pak můžeme přiřadit ID.

2.3.2 Select, Order/Group by

Ostatní části *Group by*, *Order by* a *Select* obsahují výrazy proměnných (např. `order by x`), přístup k vlastnostem proměnných (např. `select x.PropOne`) a volání agregačních funkcí (`min`, `max`, `avg`, `sum` a `count`). Proměnné zde představují elementy grafu. Výrazy se však musí vyhodnotit za běhu programu. Dalším problémem je, že výrazy mají různorodé návratové hodnoty. Výraz `x` (ID vrcholu) lze chápat jako číselnou hodnotu. Výraz `x.PropOne` má návratovou hodnotu dle `propType`, který je definován ve vstupním schématu. Agregační funkce `min`, `max` mají návratovou hodnotu definovanou na základě jejich vstupních argumentů. Funkce `sum` a `count` by měli ideálně pracovat s typem, který by předešel přetečení. U `avg` se očekává hodnota s desetinnou čárkou. V budoucnu však může dojít k rozšíření a vyvstanou složitější výrazy, například aritmetické operace nebo zmiňované porovnání z *Where/Having* části. Problém nám usnadňuje fakt, že vlastnosti nesoucí stejné jméno mají stejný `propType`. Pokud nemají stejné jméno, je nutné určit vhodnou návratovou hodnotu. Navíc musíme brát v potaz, že daný výraz se nemusí vyhodnotit, například absence vlastnosti na vrcholu. Proto jsme byli nuceni vymyslet systém výrazů (expressions).

2.3.3 Expressions

Systém vytváření a vyhodnocování výrazů efektivně za běhu je obecně složitý problém. Omezíme se pouze na případy: přístup k proměnné, přístup k hodnotě vlastnosti proměnné a agregační funkce (`min`, `max`, `avg`, `sum` a `count`).

Základní myšlenka je reprezentovat výraz pomocí stromové struktury. Obecně struktura bude využívat návrhový vzor Composite [19, str. 163]. Každý vrchol stromové struktury bude reprezentovat určitou akci. Vrcholy budou výše vypsané výrazy. Na struktuře bude existovat metoda pro vyhodnocení. Její návratová hodnota bude dvojice úspěch vyhodnocení + vypočtená hodnota. Úspěch je zde důležitý, protože například můžeme přistupovat k neexistující vlastnosti. Dané struktury musí být pouze ke čtení, protože se budou využívat v paralelním prostředí. Metody by se mohli libovolně dodávat při nutnosti použít novou strukturu k vyhodnocení výrazu.

Následuje ukázka možného kódu v jazyce C#:

```
// Základní rodičovské třídy
abstract class Expression { }
abstract class ExpReturnValue<T>: Expression {
    public abstract bool TryEvaluate(Element[] elms, out T retVal);
}
abstract class VariableAccess<T>: ExpReturnValue<T> {
    readonly int accessedVariableID;
}
```

Třída reprezentující přístup k ID proměnné:

```
class VariableIDAccess: VariableAccess<int> {
    public override bool TryEvaluate(Element[] elms, out int retVal) {
        retVal = elms[accessedVariableID].ID;
        return true;
    }
}
```

Typ návratu funkce je definován pomocí `T` parametru třídy `ExpReturnValue`. Volající tedy musí znát typ návratové hodnoty, aby funkci mohl vyhodnotit. Třída `VariableAccess` nám poskytuje abstrakci pro přístup k proměnné. Položka `accessedVariableID` určuje k jaké proměnné se má přistoupit. Zde předpokládáme, že pole `Element[]` obsahuje proměnné přesně v pořadí, jak se vyskytly v části *Match*. Tedy pokud je zadán `match (x) -> (y)`, tak jeden výsledek prohledávání by bylo pole obsahující dva elementy `x` a `y`. `Element` je zde chápán jako element grafu, tj. vrchol nebo hrana. Na elementu existuje položka `ID` s unikátním identifikátorem elementu. Funkce pak vrací hodnotu uloženou v `retVal` a úspěch vyhodnocení v návratové hodnotě. Jedná se pouze o ilustrační příklad. Výsledný formát definujeme v implementační části.

Případ přístupu k vlastnosti by mohl vypadat následovně:

```
class VariablePropertyAccess<T>: VariableAccess<T> {
    readonly int accessedPropertyID;
    public override bool TryEvaluate(Element[] elms, out T retVal) {
        return elms[accessedVariableID].
            GetPropertyValue<T>(accessedPropertyID, out retVal);
    }
}
```

Zde dojde k volání metody na elementu grafu, který přistoupí k třídě reprezentující jeho `elType`. `accessedPropertyID` je identifikátor přistoupené vlastnosti. Třída pak na základě existence vlastnosti vrátí hodnotu nebo neúspěch. Tímto dokážeme vyřešit základní definované problémy.

Agregační funkce

Zbývá promyslet, jakým způsobem reprezentovat agregační funkce. Agregační funkce představují několik problémů. Funkce je vypočtena pouze pro skupiny. Skupiny jsou vytvářeny v části *Group by*. Jejich návratové hodnoty jsou finální pouze po dokončení *Group by*. Vstupem funkcí jsou výstupní hodnoty uživatelem zadaných výrazů. Argument, dle kterého se aktualizuje agregovaná hodnota, je nutný znát pouze v době vykonání *Group by*. Dle naší představy je ideální vytvořit dva separátní koncepty. První koncept bude zahrnovat výpočet hodnot argumentu společně s logikou agregační funkce. Koncept bude reprezentován třídou, která vlastní stromovou strukturu dle předchozího příkladu. Zároveň bude obsahovat logiku počítané funkce. Například logika funkce `min` je porovnat dvě hodnoty a vybrat menší. Na vstupu dané funkce pak bude úložiště hodnoty dané skupiny. Všechny počítané agregační funkce zadané uživatelem označíme pomocí ID. Druhý koncept představuje nový potomek třídy `Expression`. Daný potomek si pamatuje ID přistoupené agregační funkce a na vstupu očekává strukturu reprezentující skupinu. K hodnotě počítané agregace přistoupíme pomocí její ID.

Následuje ukázka prvního konceptu:

```
abstract class Aggregation { }
abstract class Aggregation<T>: Aggregation {
    public ExpReturnValue<T> expr; // Argument ag. funkce.
    public abstract void Apply(ValueStorage storage, Element[] elms);
}
public class Sum<T>: Aggregation<T>{
    public override void Apply(ValueStorage storage, Element[] elms) {
        if (expr.TryEvaluate(elms, out T retVal)) {
            storage.value += retVal;
        } } }
}
```

Na ukázce výše vidíme položku **expr**, která reprezentuje vstupní výraz agregační funkce. Funkce **Apply** je logikou funkce. Dále vidíme třídu **Sum**, která představuje logiku funkce **sum**. Logikou funkce je přičtení vypočítané hodnoty do poskytnutého úložiště, pokud dojde k úspěšnému vyhodnocení výrazu.

Následuje ukázka druhého konceptu:

```
class GroupAggValueAccess<T>: ExpReturnValue<T> {
    readonly int accessedAggFuncID;
    public override bool TryEvaluate(Group group, out T retVal) {
        retVal = group.GetAggValue<T>(accessedAggFuncID);
        return true;
    } }
}
```

Group reprezentuje výsledky jedné skupiny. **accessedAggFuncID** je ID vypočítané agregační funkce. Hodnota funkce se vrací pomocí **GetAggValue<T>**. Obecně vždy nemusí dojít k úspěchu vyhodnocení. Při výpočtu se například vždy přistoupilo k neexistující vlastnosti u všech elementů. Pomocí našeho návrhu pak můžeme vyřešit i budoucí rozšíření (např. zmíněné aritmetické operátory nebo porovnání).

Třídy pro binární sčítání mohou vypadat takto:

```
class ExpressionBinOperation<T>: ExpressionReturnValue<T> {
    public ExpressionReturnValue<T> expr1;
    public ExpressionReturnValue<T> expr2;
}
class ExpressionIntegerAdd: ExpressionBinOperation<int>{
    public override bool TryEvaluate(Element[] elms, out int retVal) {
        if (expr1.TryEvaluate(elms, out int expr1Val) &&
            expr2.TryEvaluate(elms, out int expr2Val)) {
            retVal = expr1Val + expr2Val;
            return true;
        } else {
            retVal = default;
            return false;
        } } }
}
```

Zde `ExpressionIntegerAdd` rozšiřuje obecný binární operátor a určuje návratovou hodnotu výrazu. V těle funkce `TryEvaluate` dojde k pokusu o vyhodnocení dvou podvýrazů. Při úspěchu dojde k vypočtení finální hodnoty a v opačném případě dojde k selhání vyhodnocení.

Obecně k reprezentaci stromu výrazu potřebujeme $\mathcal{O}(v)$ paměti, kde v je počet vrcholů stromu. Pro výpočet výrazu potřebujeme projít skrze všechny vrcholy a na každém z nich trávíme konstantní čas, tj. celkově $\mathcal{O}(v)$. V našich vybraných případech (přístup k hodnotě ID/vlastnosti/výsledku agregační funkce a výpočet logiky agregační funkce) je $v = 1$. Výsledně při výpočtu m výrazů pro n prvků trávíme čas $\mathcal{O}(m \cdot n)$, což je lineární vzhledem k n .

2.4 Vykonání dotazu

Máme připravené obecné podklady. Víme jak reprezentovat graf a jak budeme získávat informace z uživatelem zadaného dotazu. Dotaz bude vykonán nad naší reprezentací grafu. Abychom splnili zadání, tak *Group/Order by* musí být vykonány po dokončení prohledávání grafu v *Match* části. Vylepšená řešení budou dané části vykonávat v průběhu vyhledávání. V ideálním případě chceme dosáhnout toho, aby dotazovací engine poskytoval dva módy. Mód zde reprezentuje způsob vykonání dotazu. Uživatel dotazovacího engine si při spuštění vybere chtěný mód. Tudíž, módy musí v programu koexistovat. V této části analyzujeme obecný model vykonání, který posléze v sekci 2.8 upravíme tak, aby vykonával *Group/Order by* v průběhu prohledávání grafu.

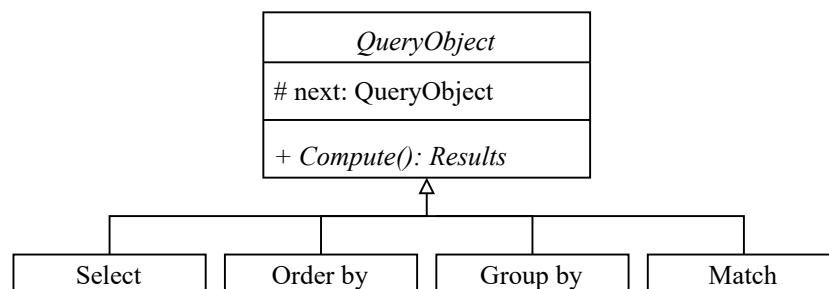
Při zkoumání vlastností hlavních částí PGQL (sekce 1.2) jsme si uvědomili jejich separaci logiky z hlediska vykonávání dotazu. *Match* prohledává graf a produkuje výsledky. *Select* výsledky vypisuje. *Order/Group by* třídí/seskupuje vyprodukované výsledky. Filtrace výsledků je prováděna v části *Where* a *Having*. Tedy dané části se mohou vyvíjet nezávisle na sobě a následně propojit dle priorit.

Priority (zleva největší):

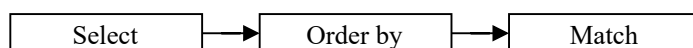
Match > Where > Group by > Having > Order by > Select

Match vyprodukuje výsledky, *Where* je filtruje, *Group by* je seskupí, *Having* opět filtruje, následně jsou setříděny a jako poslední krok se provede výpis uživateli. Propojení pak tvoří primitivní exekuční plán. Při podrobnějším zkoumání jsme zjistili, že dané schéma značně připomíná návrhový vzor Pipes and Filters [20, str. 53]. Ačkoliv v naší práci použitá podmnožina PGQL (sekce 1.2) neobsahuje *Having* a *Where*, tak jsme si vědomi provázanosti částí *Match/Where* a *Group by/Having*. Pokud by byly v budoucnu implementovány, pak mohou být propojeny pro docílení lepší výkonnosti.

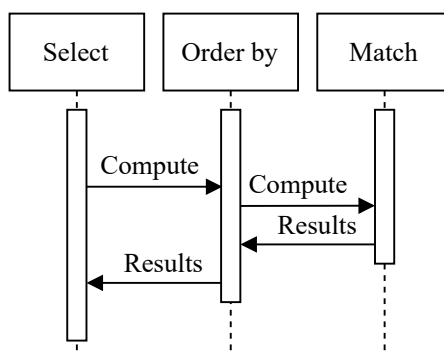
Poznatky jsme se rozhodli aplikovat v našem návrhu. Každá část dotazu bude reprezentována objektem (obrázek 2.1). Metoda `Compute` implementuje logiku objektu. Propojení se realizuje pomocí položky `next`. Dle uživatelského dotazu se vytvoří dané objekty a propojí dle priorit výše (obrázek 2.2). Propojení bude realizováno od nejmenší po největší, protože práce s nejvyšší prioritou je vykonána první a po dokončení její práce ji už nepotřebujeme. Tedy můžeme uvolnit její zdroje. Při vykonání se provede rekurzivní volání funkce `Compute` na objektech v položce `next` (obrázek 2.3).



Obrázek 2.1: UML class diagram objektů představující části dotazu.



Obrázek 2.2: Propojení objektů pomocí položky `next` pro dotaz `select x match (x) order by x`.



Obrázek 2.3: UML activity diagram rekurzivního volání metody `Compute` pro dotaz `select x match (x) order by x`.

2.4.1 Paralelizace vykonání dotazu

Poslední věc nutnou ošetřit je způsob paralelizace dotazu. Existují dvě možnosti. Paralelizace bude provedena pouze interně pro každý objekt nebo dojde k vypracování složitějšího modelu. V naší představě bychom volili první variantu, díky které nebudeme potřebovat vytvářet závislosti mezi objekty.

2.4.2 Formát výsledků

Mezi částmi dochází k předávání výsledků. Výsledky musí mít definovaný formát, aby každá část dokázala správně provádět svou logiku zpracování. V části *Match* dochází ke generování obecných výsledků. V části *Group by* dojde k vytvoření skupin a výpočtů agregačních funkcí. Pokud je v uživatelském dotazu zahrnuto *Group by*, tak zbylé části musí očekávat jiný formát výsledků. Daný formát musí obsahovat skupiny a výsledné hodnoty agregačních funkcí.

Obecné výsledky prohledávání grafu budeme ukládat do tabulky. Jeden řádek tabulky bude reprezentovat jeden výsledek prohledávání. Nyní musíme rozhodnout, jaké informace do tabulky uložíme. V části *Match* se pracuje s elementy grafu. Jeden výsledek prohledávání obsahuje seznam elementů, které odpovídají hledanému vzoru. Máme dvě možnosti jak daný výsledek zpracovat. První varianta v části *Match* při jeho nalezení vypočte hodnoty všech výrazů obsažených ve zbytku dotazu. Sloupeček představuje hodnoty jednoho výrazu. Tato varianta nám nepřišla vhodná, protože by objekt *Match* musel znát informace o výrazech v celém dotazu. Navíc výrazy v částech mohou být rozdílné. Tedy se vytváří nutnost vytvářet sloupečky hodnot v momentě, kdy se nepotřebují a tím se navyšuje spotřeba paměti.

Příkladem může být dotaz:

```
select x.P1, ..., x.Pn match (x) -> (y) order by y.P1, ..., y.Pm
n a m jsou přirozená čísla větší než 1
```

Zde vidíme množství výrazů. Pokud bychom aplikovali první variantu, tak v části *Match* musíme vygenerovat $m + n$ sloupců hodnot. Z tohoto důvodu chceme zvolit jinou variantu. Do tabulky budeme ukládat elementy grafu. Sloupeček tabulky bude reprezentovat jednu proměnnou z části *Match*. Tedy tabulka má počet sloupečků rovný počtu unikátních proměnných. Pro stejný dotaz vytvoříme pouze dva sloupečky. Abychom zamezili stejnému problému také opačné strany (tj. mnoho proměnných a málo výrazů), tak budeme ukládat pouze proměnné, ke kterým se přistupuje v ostatních částech. Tímto jsme vyřešili paměťový problém, ale nastal problém výkonnosti. Vychází totiž nutnost vypočítávat hodnoty výrazů znova, přestože jsme je už v minulosti počítali (např. při třídění se několikrát porovnává stejný výsledek s jinými). Problém se dá částečně řešit uchováváním výsledků, ale konkrétní řešení ponecháme na analýzu zbylých částí. V tento moment jsme se rozhodli jít cestou menší paměťové náročnosti na úkor výkonnosti. Pro výsledky *Group by* můžeme opět v představě volit tabulku. Jediný rozdíl bude, že řádek zde bude reprezentovat jednu skupinu (opět uložené elementy grafu) společně s vypočtenými hodnotami agregačních funkcí.

Ukládání výsledků do tabulky zabere $\mathcal{O}(d \cdot h)$ času (rozšíření tabulky amortizované v $\mathcal{O}(1)$ [21, str. 211]), kde d je počet nalezených výsledků při prohledávání grafu a h je počet sloupečků tabulky. Výsledná tabulka pak zabere $\mathcal{O}(d \cdot h)$ paměti.

2.4.3 Proxy třída jako řádek tabulky

Musíme být schopni pracovat s řádky tabulek. Pomocí řádků v tabulce se musí vyhodnotit výrazy v částech *Group/Order by* a *Select*. Vstupním argumentem *expression* by měl být pouze jeden řádek. Přesouvání řádku o více sloupcích je drahé. Pro docílení efektivní práce s řádky budeme řádek reprezentovat proxy třídou. Proxy třída bude návratová hodnota funkce hranatých závorek na třídě tabulky (`tabulka[i]`, kde *i* je index řádku). Třída poskytne metody pro přístup k elementům nebo výsledkům agregačních funkcí ve sloupečcích pro daný řádek tabulky. V ideálním případě si bude pamatovat pouze index reprezentujícího řádku a odkaz na tabulku. Nyní pokud budeme chtít vyhodnotit výraz pro *i*-tý řádek tabulky, tak zavoláním funkce hranatých závorek na objektu tabulky dostaneme proxy třídu řádku a tu použijeme k vyhodnocení výrazu.

Analyzovali a navrhli jsme obecně způsob vykonání dotazu společně s formátem předávaných výsledků mezi částmi. Nyní přejdeme k analýze jednotlivých částí dotazu. V analýze jsme se rozhodli vynechat část *Select*, protože není podstatná pro naši práci.

2.5 Match a prohledávání grafu

Match část má za úkol najít všechny podgrafy v grafu odpovídající zadanému vzoru. Vlastnosti prohledávání grafu jsou definované jazykem PGQL (sekce 1.2). Vzor se vždy skládá z posloupností vrcholů a hran. Na každý prvek posloupnosti se můžeme dívat jako na úložiště nějakého elementu grafu.

Vlastnosti prohledávání grafu:

- Hrana se může opakovat několikrát v rámci jednoho vzoru.
- Proměnná hrany ve vzoru se může použít pouze jednou.
- Dvě rozdílné proměnné mohou obsahovat stejný element.
- Shodnost elementů se ověřuje pouze na opakující se proměnné.

2.5.1 BFS vs DFS

Hledání podgrafu v grafu je obecně NP složitý problém. Cílem této práce není navrhnout algoritmus pro vyhledávání podgrafu, proto jsme se rozhodli inspirovat a použít obecný postup k řešení daného problému. Mezi základní postupy vyhledávání vzoru patří prohledávání do šířky (BFS) a prohledávání do hloubky (DFS) [2, kap. 4]. Na základě 1. a 2. kapitoly článku o distribuovaném zpracování PGQL dotazů [22] jsme vybrali algoritmus DFS, jelikož v průběhu prohledávání generuje menší množství mezivýsledků. To je dáno chováním BFS. BFS v každém kroku musí prozkoumat všechny sousedy políček z předešlého kroku. Toho se docílí vložením nových sousedů do fronty (obecná struktura `queue` FIFO). Fronta se tak rychle zvětšuje. DFS naopak potřebuje znát sousedy pouze aktuálně prohledávaných vrcholů.

2.5.2 Hledaný vzor a finální výsledek

K aplikaci algoritmu musíme vytvořit strukturu (vzor) představující hledaný podgraf. Strukturu budeme chápat jako propojené posloupnosti tříd. Dané třídy obsahují informace specifikující vhodné elementy grafu, které jim mají náležet. Cílem DFS je nalézt elementy grafu, které budou odpovídat hledaným posloupnostem. V průběhu DFS prohledávání si vzor pamatuje aktuální třídu, pro kterou DFS hledá vhodný element. V momentě průchodu DFS přes nějaký element se ověří, zda se jedná o vhodný element pro aktuální třídu. Pokud ano, třída nyní reprezentuje daný element, DFS z něj pokračuje v prohledávání a dojde k přestupu na další třídu v posloupnosti. Pokud ne, DFS se vrací na předchozí element v prohledávání, ze kterého vybere ještě neprozkoumaný element.

Tvorba vzoru

Nyní musíme strukturu vytvořit. V sekci 2.3.1 jsme uvedli, že posloupnosti oddělené čárkou v *Match* části budou reprezentovány jako pole tříd obsahující informace o proměnných a hledaných elementech. Tedy jedno pole je ekvivalentní jedné posloupnosti. Pro zřetelnost budeme hovořit o jednom poli jako o řetězci.

Příklad dotazu se dvěma řetězci:

```
match (x) -> (y), (x) -> (q)
```

Řetězce nám nyní budou sloužit k vytvoření vzoru. Vzor budeme chápat jako pole obsahující řetězce z části *Match*. Výše jsme zmínili, že řetězce jsou také pole. Vzor pro výše zmíněný příklad dotazu se dvěma řetězci bude vypadat následovně:

```
vzor = [(x), ->, (y)], [(x), ->, (q)]
```

Zde *vzor* obsahuje dva řetězce. *vzor[0]* obsahuje první řetězec. *vzor[0][0]* představuje hledaný vrchol, který definuje proměnnou *x*. *vzor[0][1]* představuje hledanou dopřednou hranu. *vzor[0][2]* představuje hledaný vrchol, který definuje novou proměnnou *y*. Ekvivalentně pro *vzor[1]*. Tímto docílíme jednoduché iterace po struktuře vzoru. Prohledávání bude probíhat zleva doprava. První hledaný element je vrchol *x*. Při úspěšném nalezení daného vrcholu dojde k DFS zanoření, které je symbolizováno přestupem na následující položku v řetězci, tj. hledáme dopřednou hranu z elementu proměnné *x*. V momentě nalezení všech elementů prvního řetězce dojde k přestupu na další řetězec. Zde prohledávání proběhne z již nalezeného vrcholu představující proměnnou *x*. Po nalezení všech elementů druhého řetězce je získán výsledek prohledávání a následuje DFS vynoření, které je symbolizováno přestupem na předcházející položku v řetězci. Obecně při úspěšném nalezení elementu probíhá DFS zanoření a při neúspěchu probíhá DFS vynoření.

Všimněme si, co se stalo při přestupu na druhý řetězec. Prohledávání začalo z již nalezeného elementu proměnné *x*. Abychom mohli toto provádět, musíme mít již nalezený element proměnné *x*. Jelikož zadané řetězce v dotazu nemusí být na vstupu nijak setříděné, a navíc nemusí obsahovat opakující se proměnné, tak ze vstupních řetězců vytvoříme souvislé komponenty. Souvislou komponentu chápeme jako skupinu řetězců, které se dají propojit pomocí sdílených proměnných.

Řetězce souvislé komponenty budou v poli **vzor** obsaženy za sebou tak, abychom vždy mohli navázat na následující řetězec pomocí již nalezených proměnných.

Příklad souvislé komponenty tří řetězců:

(1)	(2)	(3)
<code>match (x) -> (y), (r) -> (q) -> (t), (y) -> (q)</code>		

Zde vidíme tři řetězce, které tvoří souvislou komponentu. První řetězec lze propojit s třetím pomocí proměnné *y* a druhý řetězec lze propojit s třetím pomocí proměnné *q*. Abychom při prohledávání mohli navázat již nalezenými elementy proměnných, upravíme pořadí řetězců na (1), (3) a (2). Nyní při přestupu na další řetězec vždy spustíme prohledávání z již nalezeného elementu sdílené proměnné. Problém však nastává v případě řetězce (2), který obsahuje navazující proměnnou uprostřed. Abychom mohli stále iterovat zleva doprava, tak daný řetězec rozdělíme na dva řetězce pomocí proměnné *q*. První řetězec bude obsahovat třídy před danou proměnnou v převráceném pořadí (včetně převrácení hran) a druhý obsahuje třídy za danou proměnnou. Oba řetězce budou začínat třídou reprezentující vrchol proměnné *q*. Nyní jsme schopni při přestupu na dva nové řetězce navázat již nalezeným elementem proměnné *q*.

Příklad rozdělení řetězce (2) pomocí proměnné *q*:

(r) -> (q) -> (t) rozdělíme na (q) <- (r) a (q) -> (t)
Výsledný vzor pak je:
[[(x), -, (y)], [(y), -, (q)], [(q), <-, (r)], [(q), -, (t)]]

Problém vyvstane, pokud nám vzniknou dvě separátní komponenty z jednoho dotazu. Tento případ nastane právě tehdy, když pro dvě komponenty neexistuje proměnná, která by je propojila. Například přidáním řetězce (o) -> (s) do výše zmíněného vzoru. V takovém případě se můžeme dívat na dotaz jako na skalární součin výsledků prohledávání dvou komponent. Již jsme zmínili, že řetězce souvislých komponent budou v poli vzoru umístěny za sebou. Přidaný řetězec tedy bude obsažen na konci vzoru. Příklad, kdy nedokážeme při přestupu na následující řetězec navázat (tj. první řetězec jiné komponenty), vyřešíme následovně. V momentě, kdy je nalezen podgraf odpovídající první komponentě, spustí se nové DFS prohledávání pro komponentu druhou. Teprve až projdeme obě komponenty, výsledek se uloží do tabulky, protože v tuto chvíli budeme vlastnit finální výsledek prohledávání. Zbavíme se tak nutnosti uchovávat mezivýsledky a následnému tvoření skalárního součinu. Princip se aplikuje ekvivalentně pro více komponent.

Finální výsledek

V *Match* části dotazu je součástí definice hledaného vzoru i specifikace proměnných. Proměnné jsou přístupné v ostatních částech dotazu. Finálním výsledkem prohledávání grafu bude pole elementů představující proměnné dotazu. Toto pole bude obsaženo ve struktuře vzoru. Jedna položka v poli odpovídá právě jedné proměnné. Opakující se proměnné nemají více položek v poli. Příkladem může být `match (x) -> (y) -> (x), (k) <- (p)`. Tento hledaný vzor obsahuje čtyři proměnné: *x*, *y*, *k* a *p*. Pole tedy obsahuje čtyři položky v pořadí daném prvním výskytem proměnné v dotazu. Výsledně první položka v poli představuje proměnnou *x*, druhá položka proměnnou *y*, třetí *k* a poslední *p*.

Bude existovat pouze jedno pole pro jeden vzor. Nebudou se vytvářet další, ale budou se měnit pouze vnitřní elementy, protože chceme omezit režii za tvorbu polí. Pole bude sloužit k ověření, zda držíme totožné elementy v momentě opakující se proměnné v průběhu prohledávání. V momentě nalezení celého podgrafu bude pole proměnných zaplněné a bude chápáno jako finální výsledek prohledávání, protože pouze proměnné jsou přístupné v jiných částech dotazu.

2.5.3 Průběh prohledávání grafu

K nalezení všech podgrafů v grafu potřebujeme z každého vrcholu spustit DFS. Při DFS se bude kontrolovat, jestli průchod odpovídá hledanému vzoru. Procházení vždy začíná vrcholem, následně se přistoupí k hraně daného vrcholu a pak koncovému vrcholu hrany. K procházení grafu máme navrženou strukturu ze sekce reprezentace grafu 2.2. Pokud dojde k nalezení podgrafu, tak výsledek bude uložen způsobem ze sekce 2.4.2. V našem případě tedy překopírováním elementů z pole proměnných náležící vzoru.

Mějme graf $G = (V, E)$, kde V je množina vrcholů a E je množina hran. Uvažujme nyní, že máme vzor z , který obsahuje pouze jednu komponentu k . Komponenta se skládá z m_k hran a n_k vrcholů. Časová složitost prohledávání grafu pro vzor z bude $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|^{m_k})$, protože z každého vrcholu je spuštěno prohledávání a z prvního vrcholu se v nejhorším případě projde skrze všechny hrany. Hrany mají vždy pouze jeden koncový vrchol a z daného vrcholu lze opět projít skrze všechny hrany. Přidejme na konec vzoru z druhou komponentu l . Vzor označme z' . Komponenta l má m_l hran a n_l vrcholů. Uvažujme, že prohledáváním pro komponentu k jsme našli d_k výsledků. Časová složitost prohledávání grafu pro vzor z' bude $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|^{m_k} + d \cdot |V| \cdot |E|^{m_l})$. Prohledávání pro k je rovnocenné a řekli jsme, že při nalezení jednoho výsledku první komponenty se provede prohledávání pro komponentu druhou. Ekvivalentně pro více komponent. Jsme si vědomi, že se jedná o pomalý přístup, ale ušetříme tak spoustu paměti, protože nemusíme ukládat mezivýsledky. Navíc typický případ je prohledávání pro jednu komponentu. Pro experiment (kapitola 4) použijeme vyhledávání pouze pro jednu komponentu. Urychlení výpočtu skalárního součinu ponecháme jako budoucí rozšíření. Paměťová složitost samotného prohledávání je lineární vzhledem k délce vzoru, protože si musíme ukládat aktuálně procházené elementy. Samotný graf je reprezentován strukturu ze sekce 2.2.2, která zabere $\mathcal{O}(|V| + 2 \cdot |E|)$. Ukládání výsledků do tabulky zabere $\mathcal{O}(d \cdot h)$ času, kde d je počet nalezených výsledků při prohledávání grafu a h je počet sloupečků tabulky. Výsledná tabulka pak zabere $\mathcal{O}(d \cdot h)$ paměti.

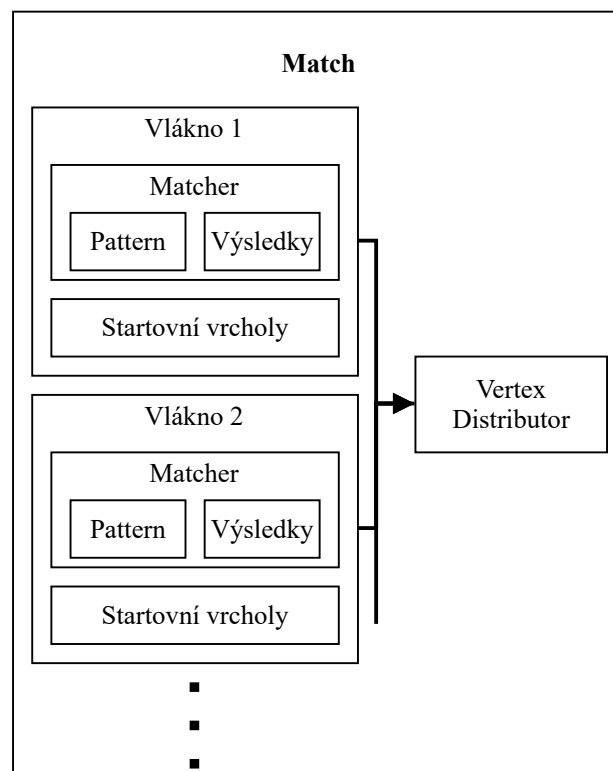
2.5.4 Paralelizace prohledávání grafu

Nyní přistoupíme k analýze paralelizace prohledávání grafu. V paralelním řešení chceme použít co nejmenší počet synchronizačních primitiv. Ukládání výsledků do společné struktury by způsobilo značnou režii za synchronizaci. V ideálním případě bude probíhat prohledávání grafu lokálně, následně pak dojde k efektivnímu slévání výsledků.

Jako řešení jsme zvolili jeden ze základních způsobů. Budeme paralelizovat prohledávání ze startovních vrcholů. Vyhledávání bude reprezentováno objek-

tem (**Matcher**). **Matcher** vlastní strukturu reprezentující hledaný vzor (**Pattern**). Každé vlákno bude vlastnit lokálně svůj **Matcher**, **Pattern** a svou tabulku výsledků. Všechna vlákna budou sdílet thread-safe objekt (**VertexDistributor**), který jim bude přidělovat vrcholy grafu. Vlákno vždy zažádá **VertexDistributor** o určitý počet vrcholů, ze kterých spustí lokálně prohledávání a výsledky uloží do své tabulky. Nikdy nenastane situace, kdy dvě vlákna mají stejný startovní vrchol. Po vyčerpání všech vrcholů grafu prohledávání končí. V jednovláknovém řešení jsou přiděleny všechny vrcholy najednou danému vláknu. Rozložení objektů mezi vlákny je zobrazeno na obrázku 2.4.

VertexDistributor je zde velice důležitý. Musí rozdělovat malé části vrcholů. Kdyby rozděloval velké části vrcholů může se stát, že některá vlákna budou mít mnohem více práce. Děje se tak, protože reálné grafy nemají obecně rovnoměrné rozložení hran. Jedno vlákno by mohlo dostat vrcholy nacházející se v oblasti s množstvím hran, zatímco jiné vlákno by procházelo řídkou oblastí. Jelikož se rychle vyčerpaly startovní vrcholy, tak vlákno v řídké oblasti ukončí svou práci mnohem dříve než vlákno první. Nyní se musí čekat na dokončení práce prvního vlákna.



Obrázek 2.4: Diagram paralelizace prohledávání grafu.

2.5.5 Slévání výsledků prohledávání

Po dokončení prohledávání grafu je nutno vyřešit slévání výsledků jednotlivých vláken. Kdybychom ponechali výsledky bez úpravy, tak nedokážeme rovnoměrně rozdělit práci mezi vlákna v paralelních řešeních *Order/Group by*. Cílem je vytvořit jednu tabulku obsahující všechny výsledky. K vyřazení překopírovávání všech výsledků vláken využijeme následující princip. Sloupeček tabulky bude

tvořen polem polí fixní délky. Jeden sloupeček v programovacím jazyce C# může vypadat takto: `List<Element[FixedSize]>`. V kroku slévání nyní pouze překopírujeme odkazy na pole místo samotných výsledků. Avšak, pořád nám zůstává nutnost překopírovat výsledky v posledních polích sloupečků, která jsou nezaplněná. Volbou vhodné hodnoty `FixedSize` se bude překopírovávat pouze malé množství výsledků. Konkrétní volba hodnoty je heuristická a vyplývá z vlastností grafu a počtu nalezených výsledků. Pro naše účely během implementace zkusíme zvolit prvně $n / \log_2 n$ ($n = \#$ výsledků prohledávání) pro jednovláknové zpracování a pro paralelní zpracování $(n / \log_2 n) / \#$ vláken. $\log_2 n$ odpovídá počtu alokací při plnění dynamického pole n položkami. Slévání bude probíhat opět paralelně. Nabízí se dva způsoby. Vlákno slévá pouze jeden totožný sloupeček všech výsledků vláken nebo dojde k dvoucestnému slévání výsledků vláken. Správné řešení ponecháme na dobu implementace.

2.6 Order by

Order by si klade za cíl setřídít vyhledané výsledky z části *Match* pomocí zadaných klíčů. Pořadí klíčů určuje pořadí porovnání. Výsledky se porovnávají zleva doprava. To znamená, pokud jsou dva klíče stejné, postoupí se k porovnání s klíčem dalším. Rovnost dvou výsledků nastává právě tehdy, když mají stejné hodnoty pro všechny klíče. Pro klíč se také definuje, jestli má třídění probíhat v rostoucím nebo klesajícím pořadí. Výchozí pořadí je chápáno jako rostoucí. Potřebujeme určit jakým způsobem budou výsledky prohledávání setříděny. Musíme vybrat algoritmus a následně navrhnout způsob efektivního třídění tabulky výsledků.

2.6.1 Výběr algoritmů a paralelizace

Existuje mnoho algoritmů pro třídění. Chtěli bychom zvolit již prozkoumané a zároveň běžně používané třídící algoritmy. Mezi náš výběr padli Merge sort nebo Quick sort. Jsou ideální volba, protože pro ně již existují paralelní verze. Při implementaci chceme ideálně použít již existující knihovny.

2.6.2 Quick sort vs Merge sort

Uvedeme krátké porovnání na základě 3. kapitoly průvodce algoritmů [21]. Mějme n prvků k setřídění. Merge sort má časovou složitost $\Theta(n \log n)$ i v nejhorším případě, zatímco Quick sort stejné složitosti docílí pouze v průměrném případě. V nejhorším případě má $\Theta(n^2)$. Merge sort potřebuje $\Theta(n)$ pomocné paměti a je to stabilní třídící algoritmus. Quick sort pouze $\Theta(\log n)$, ale nejedná se o stabilní třídění. K implementaci stabilního Quick sortu je potřeba $\Theta(n)$ pomocné paměti. Quick sort značně závisí na výběru pivotu. V našem případě bude obtížné ho volit správně, protože nedokážeme říci nic o rozložení tříděných dat. Z tohoto důvodu bychom volili raději Merge sort.

2.6.3 Třídění pomocí indexů

Hlavním problémem *Order by* je třídění tabulky výsledků. V sekci 2.4.2 jsme definovali formát výsledků a navrhli proxy třídy pro výpočet výrazů. Setřídít tabulku v našem smyslu znamená setřídít řádky pomocí klíčů zadaných uživatelem. Pro zjištění shodnosti dvou řádků musíme vypočítat hodnoty jejich klíčů pomocí výrazů a následně je porovnat. Přesouvání řádků v tabulce, která má více než jeden sloupec, by představovalo značné zpomalení. Uvedli jsme, že výrazy pro řádky dostanou na vstupu proxy třídu řádků. Proxy třída se v naší představě získá voláním funkce hranatých závorek na objektu tabulky výsledků. Daný princip nám umožní vytvořit pole indexů v rozsahu počtu řádek tabulky. Indexy budou setříděny namísto pravých řádků vybraným algoritmem a při porovnání dojde k získání proxy tříd a výpočtu výrazů. Přístup nám umožní vyřadit přesouvání řádků, ale zase potřebujeme lineární paměť na pole indexů. Po dokončení třídění se pole použije jako indexační struktura.

2.6.4 Optimalizace porovnání vlastností hodnot

Třídění obvykle představuje opakované porovnání jednoho prvku s ostatními v řadě za sebou. Pro pokaždé takové porovnání v řadě počítáme stejnou hodnotu výrazu opakovaně. Porovnání pomocí ID pouze přistupuje k položce elementu grafu. Problém nastane, když budeme porovnávat pomocí vlastností. V takovém případě musíme přistoupit k tabulce `elType` (sekce 2.2), zjistit existenci přistoupené vlastnosti a následně přistoupit k její hodnotě. Danou situaci můžeme vyřešit částečně uchováváním hodnot výrazů. Budeme si pamatovat poslední porovnané řádky a jejich hodnoty výrazů. Pokud dojde k porovnání řádků, pro který byl výraz již vypočítán, tak použijeme zachovanou hodnotu.

2.6.5 Optimalizace porovnání stejných elementů

Další možná optimalizace porovnání může nastat v případě, pokud pro použitý graf platí $\#Vrcholů \ll \#Hran$. Daná vlastnost může mít za následek, že porovnávané řádky budou často obsahovat stejné elementy pro dotazy typu:

```
select x.PropOne match (x) -> (y) order by x.PropOne;
```

V takovém dotazu by prohledávání grafu mělo vygenerovat několik výsledků se stejným elementem v proměnné `x`. Počet takových výsledků zde odpovídá počtu hran vrcholů `x`. Pokud bychom porovnávali dané výsledky, museli bychom pro ně vždy vypočítat hodnoty výrazů, ačkoliv výsledky obsahují stejné elementy. Abychom předešli opakovanému výpočtu výrazů pro dané výsledky, vymysleli jsme optimalizaci. Výsledky nejdříve porovnáme pomocí ID jejich elementů a teprve pak pomocí výrazů. Tímto vyřadíme opakovaný výpočet výrazů pro výsledky se stejnými elementy. Tedy využijeme dvou optimalizací. Budeme si uchovávat poslední hodnoty výrazů a navíc omezíme porovnání výsledků se stejnými elementy.

2.6.6 Optimalizace v paralelním prostředí

Vymysleli jsme optimalizace porovnání. Doteď jsme však předpokládali, že porovnání probíhá v jednom vlákne. Druhá optimalizace funguje i v paralelním

prostřední, protože se jedná pouze o čtení statických hodnot. Avšak první optimalizace vytváří problém. Dochází zde k uchovávání výsledků lokálních pro vlákno a existence sdíleného úložiště by vytvořila souběh. Vlákna by se snažila číst a ukládat výsledky ze sdíleného úložiště a docházelo by k nedefinovanému chování. Problém se dá vyřešit například tak, že každé vlákno bude vlastnit svoje objekty s hodnotami výrazů. V průběhu implementace budeme muset najít vhodnou techniku ukládání, aby došlo ke zrychlení třídění.

2.7 Group by

Group by seskupuje výsledky prohledávání grafu podle uživatelem zadaných klíčů. Dva výsledky patří do stejné skupiny právě tehdy, když se shodují ve všech hodnotách klíčů. Musíme být schopni vypočítat agregační funkce pro skupiny. K tomu již máme navržené způsoby ze sekce Expressions (2.3.3). Zbývá nám vymyslet způsob ukládání mezivýsledku a algoritmy k vykonání.

2.7.1 Módy Group by

Group by představuje dle našeho pohledu dva módy vykonání. První mód obsahuje v dotazu část *Group by* a libovolné množství agregačních funkcí. Dojde k vytvoření skupin a výpočtu výsledků funkcí pro každou skupinu. Tento mód budeme označovat **Group by**. Druhý mód nemá v dotazu část *Group by*, ale pouze agregační funkce v ostatních částech. Zde automaticky dochází k předpokladu, že všechny výsledky patří do stejné skupiny. Tedy je vytvořena pouze jedna skupina a pro ni se vypočtou hodnoty agregačních funkcí. Mód nazveme *Single group Group by*.

2.7.2 Úložiště mezivýsledků agregačních funkcí

V sekci Expressions (2.3.3) jsme navrhli objekt, který obsahuje logiku výpočtu funkce a na vstupu dostává úložiště výsledku. Očekává se, že pro každou skupinu bude existovat úložiště. Úložiště musí obsahovat prostor pro výsledky všech počítaných funkcí. Vymysleli jsme dva způsoby:

- **Bucket** - každá skupina bude vlastnit pole objektů. Pole bude mít délku rovnou počtu počítaných agregačních funkcí. Objekty představují úložiště výsledků funkcí.
- **List** - výsledky všech skupin jsou uchovávány ve dvou-dimenzionálním poli, tj. primitivní tabulce. Sloupeček představuje výsledky agregační funkce. Jedné skupině pak přináleží řádek v daném poli. Nyní pokud budeme chtít výsledky funkcí skupiny, stačí přistoupit skrze přidělený index ke chtěnému výsledku.

Mějme d výsledků prohledávání grafu a označme a_f počet počítaných agregačních funkcí. V nejhorším případě bude každý výsledek reprezentován právě jednou skupinou. Pro oba druhy úložišť platí, že zaberou v nejhorším případě $\mathcal{O}(d \cdot a_f)$ paměti.

Následuje ukázka možné implementace dle popisu výše v jazyce C#:

```
Bucket:
\\ Pole výsledků agregačních funkcí.
BucketResult[] groupAggFuncResults;
\\ Objekt úložiště.
class BucketResult {}
\\ Objekt definující typ ukládané hodnoty.
class BucketResult<T>: BucketResult { T value; }

List:
\\ Jednoduchá tabulka výsledků agregačních funkcí.
ListResults groupsAggFuncResults;
\\ Objekt primitivní tabulky výsledků agregačních funkcí.
class ListResults { ListHolder[] holders; }
\\ Objekt jednoho sloupce tabulky.
class ListHolder {}
\\ Objekt definující typ sloupce.
class ListHolder<T> : ListHolder { List<T> values }
```

První způsob je náročnější na paměť oproti druhému způsobu, neboť je zde nutnost vytvářet objekty a pole pro každou skupinu. Avšak, v druhém způsobu jsme nuceni přistupovat k výsledkům pomocí indirekce. Výhoda Bucket spočívá v jeho jednoduchém přemístování (chápeme-li pole jako odkaz) a izolaci od ostatních výsledků skupin. V takovém případě jsme schopni přesouvat výsledky skupiny aniž bychom museli kopírovat jejich hodnoty. Předpokládáme, že Bucket bude výhodnější pro paralelní zpracování díky izolaci od ostatních výsledků, jelikož počet skupin není dopředu znám. V List budeme muset dynamicky rozšiřovat pole. Při rozšíření nastane souběh, který budeme muset ošetřit.

2.7.3 Logika agregačních funkcí

Ještě než přistoupíme k výběru zpracování musíme analyzovat logiku agregačních funkcí. Logika pak ovlivňuje co a jak se bude ukládat v úložišti výsledků.

- **min/max**: výsledek funkce je minimum/maximum pro skupinu. Při výpočtu dojde k porovnání a následnému uložení hodnoty. V objektu výsledku musíme znát aktuální minimum/maximum. Dále, byla-li hodnota již nastavena, protože musíme být schopni rozeznat prázdné úložiště po jeho vytvoření.
- **count/sum**: výsledek je počet výsledků/součet hodnot výsledků. Při výpočtu musíme přičítat hodnotu k hodnotě v úložišti.
- **avg**: výsledek je aritmetický průměr. Při výpočtu si budeme ukládat počet výsledků a součet hodnot výsledků. Dochází zde tedy k navýšení počtu výsledků a přičtení nové hodnoty ke stávajícímu součtu. Pro získání finální hodnoty dojde k vypočtení podílu součtu a počtu výsledků.

Každou funkci dokážeme spočítat v konstantním čase.

2.7.4 Jednovláknové zpracování

Po celou dobu budeme pracovat s tabulkou výsledků *Match* části. Pro vykonání *Group by* se nám nabízí několik možností. První možnost je řádky tabulky seřadit a následně při iteraci vytvářet skupiny a počítat agregační funkce. Myslíme, že možnost přináší zbytečnou režii za porovnání při třídění, protože pro každé porovnání musíme vypočítat hodnotu výrazu. Z tohoto důvodu chceme využít strukturu, která bude interně používat hešovací tabulku (C# `Dictionary<Key, Value>`). Záznam v tabulce bude dvojice `key/value`. `key` je zde index do tabulky výsledků z *Match* části (nikoliv proxy třída). Chceme ukládat pouze index, abychom ušetřili paměť za ukazatel na tabulku. Porovnání vyvolá získání proxy třídy a následně vyhodnocení výrazů. `value` obsahuje strukturu pro výsledky agregačních funkcí. Pro Bucket to bude pole objektů a pro List to bude index do tabulky výsledků agregačních funkcí. Pro výsledek bude vypočítána heš na základě hodnot klíčů a následně použita při vložení do hešovací tabulky. Pokud už je výsledek obsažen v tabulce, tak se pro `value` (pole nebo index) pouze aktualizují hodnoty výsledků agregačních funkcí. V opačném případě bude vložen nový záznam s novou `value`. Pro *Single group Group by* stačí pouze iterovat skrze tabulku a počítat agregační funkce.

Uvažujeme, že bychom finálně použili C# `Dictionary` ke *Group by*. Daná hešovací tabulka je dle dokumentace implementovaná pomocí hešování s příhrádkami [21, str. 268] a má přístup blízko $\mathcal{O}(1)$ v závislosti na použité hešovací funkci. Jako hešovací funkci chceme zvolit nějakou hojně užívanou funkci¹. Iterujeme výsledky prohledávání grafu a seskupujeme je pomocí dané hešovací tabulky. V nejhorším případě se vytváří v tabulce záznam pro každý výsledek prohledávání grafu. Tedy zaplněná tabulka společně s úložištěm hodnot agregačních funkcí zabere $\mathcal{O}(d \cdot a_f + d)$, kde d je počet výsledků prohledávání a a_f je počet počítaných agregačních funkcí. $+d$ je za ukládanou proxy třídu řádků. Celé jednovláknové seskupování výsledně běží v lineární paměťové i časové složitosti vzhledem k počtu výsledků prohledávání.

Pokud bychom uvažovali mód *Single group Group by*, tak opět procházíme všechny výsledky prohledávání grafu, což nám dá lineární časovou složitost. Nyní však existuje pouze jedna skupina, pro kterou počítáme agregační funkce. Výsledná paměťová složitost je $\mathcal{O}(a_f)$, protože pro každou funkci si musíme pamatovat její výsledek.

2.7.5 Optimalizace při výpočtu heš hodnoty

Minulý přístup nám nabízí jednu optimalizaci k ušetření opakovaného výpočtu hodnoty klíčů. Hešovací tabulka při vložení dvojice v prvním kroku vypočte hodnoty klíčů a vypočte jejich heš. Výsledek se vloží do patřičné příhrádky. Pokud nastala kolize, tak se prvky musí porovnat. Při tomto porovnání se opět musí vypočíst hodnoty výrazů vkládané dvojice. Zde můžeme využít předchozího výpočtu heš hodnoty. Budeme uchovávat hodnoty výrazů a následně je znovu použijeme při porovnání. Nicméně, pravděpodobně budeme potřebovat vytvořit závislost mezi objektem počítajícím heš hodnotu a objektem provádějícím

¹Příkladem mohou být funkce: <http://www.cse.yorku.ca/~oz/hash.html> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].

porovnání. Stejný princip jsme použili při optimalizaci porovnání v sekci 2.6.4. Nastávají pro něj také stejné problémy v paralelním prostředí.

2.7.6 Paralelní zpracování

Chceme zvolit několik řešení s rozdílnou úrovní synchronizace, protože nevíme, které bude dosahovat nejrychlejších výsledků. Navíc nám větší počet řešení umožní lépe porovnat vylepšená řešení. Pro paralelní zpracování jsme vymysleli tři přístupy: **Global**, **Two-step** a **Local + dvoucestné slévání** (všechny budou schopny pracovat s úložišti Bucket i List). Každý z nich začíná rozdělením tabulky výsledků *Match* na ekvivalentní části. To si můžeme dovolit, neboť máme tabulku obsahující všechny výsledky prohledávání grafu. Každé vlákno dostane danou část ke zpracování. Tím zaručíme rovnoměrnost práce mezi vlákny. Samotná práce vláken pak závisí na zvoleném přístupu. Specifika vykonání jsou popsána v následujících sekcích.

2.7.7 Thread-safe agregační funkce

Ještě než přistoupíme k popisu jednotlivých řešení, je důležité si uvědomit nutnost vytvořit thread-safe verzi objektů implementující logiku agregačních funkcí. Pro každou funkci bude existovat ekvivalent thread-safe metody zpracovávající logiku funkce. Samotně pak vyvstává nutnost implementovat thread-safe metody pro slévání výsledků agregačních funkcí. Problém vyřešíme přidáním metod do objektů logiky agregačních funkcí. Pro úpravu logiky agregačních funkcí na thread-safe verze volíme tyto varianty:

- **min/max**: princip *Compare and Exchange*. V momentě porovnání mohlo dojít ke změně hodnoty v úložišti. Musíme znovu provést porovnání.
- **sum/count**: tyto metody implementují pouze přičítání. V ideálním případě chceme použít atomické operace přičtení.
- **avg**: tuto funkci budeme implementovat stejně jako původní funkci. Budeme si ukládat součet hodnot zpracovaných výsledků a jejich počet. Navýšení hodnot provedeme opět atomickým přičtením jako u funkcí **sum** a **count**. Finální hodnota pak bude podíl součtu a počtu hodnot.

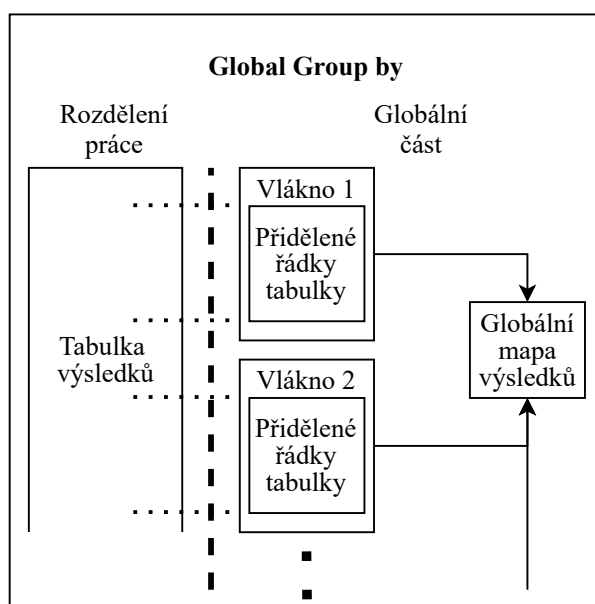
2.7.8 Global Group by

Všechna vlákna budou provádět ekvivalent jednovláknového zpracování pomocí thread-safe paralelní mapy/slovníku (C# `ConcurrentDictionary`). Skupiny se vytvářejí globálně. Všimněme si nutnosti dvojité synchronizace. Prvně musí dojít k synchronizaci vytváření záznamů v mapě. Druhý krok synchronizace je nutný při zpracování agregačních funkcí. Paralelní mapa nám vyřadí souběh při vytváření nových záznamů skupin. V momentě zpracování agregačních funkcí musí dojít k volání thread-safe verzí. Výhoda tohoto přístupu je, že zde nedochází ke slévání výsledků.

Bucket reprezentace úložiště má zde značnou výhodu vůči List. List musí dynamicky rozšiřovat tabulku svých výsledků. Místo abychom použili dvojí synchronizace jako u Bucket, tak zde bude nutné představit ještě třetí krok synchronizace.

Při přístupu do tabulky je nutné kontrolovat, jestli se nemusí rozšířit. V ten moment se musí zabránit přístupu ostatních vláken a teprve pak rozšířit tabulku. To se dá implementovat například semaforem (C# **Semaphor**) omezující pohyb vláken v kritické sekci. Vlákno v momentě nutnosti rozšíření zablokuje vstup přes semafor. Vlákno se na přístup pokusí projít skrze semafor. Pokud je mu vstup zabráněn, tak dochází k rozšiřování tabulky. V opačném případě aktualizuje výslednou hodnotu agregační funkce. Postup s List může být však značně pomalý, proto budeme uvažovat, jestli přístup raději implementovat pouze pro Bucket.

Řešení **Global** je znázorněno na obrázku 2.5. Část rozdělení práce ukazuje přidělení rovnoměrného počtu výsledků vláknům. V globální části vlákna seskupují přidělené výsledky pomocí globální mapy výsledků (paralelní mapy).



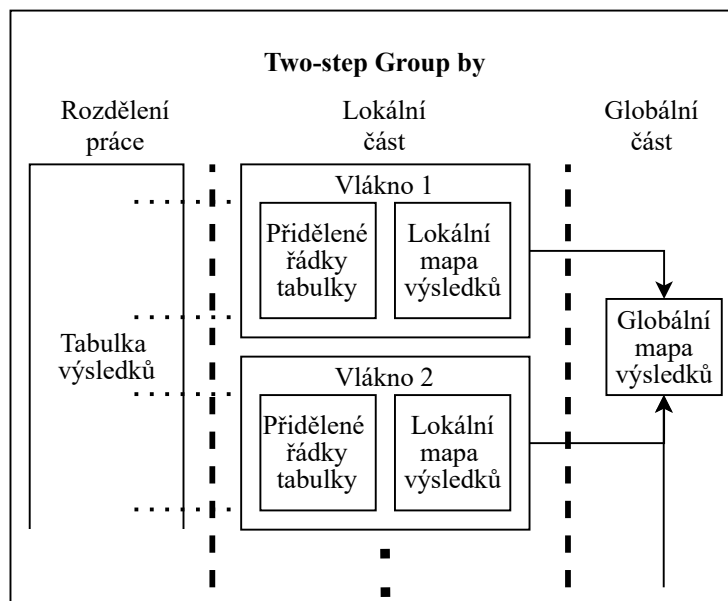
Obrázek 2.5: Diagram paralelizace řešení **Global**.

2.7.9 Two-step Group by

Tento přístup probíhá ve dvou krocích. Lokální část následovaná globální částí. V lokální části pro každé vlákno běží kompletně identický ekvivalent jednovláknového zpracování. Globální část nastane v momentě dokončení této práce. Místo aby vlákno ukončilo běh, tak rovnou provede slévání svých výsledků do thread-safe paralelní mapy. To znamená, že vlákno nečeká na dokončení práce ostatních vláken, ale rovnou slévá své výsledky do paralelní mapy. Tento přístup kombinuje jednovláknové řešení společně s přístupem **Global**. Mínus je, že zde musí docházet ke slévání. Plus je, že v prvním kroku se využívají metody, které neobsahují synchronizaci. Problematická část je zde slévání výsledků s List úložištěm výsledků agregačních funkcí. První fáze nepředstavuje problém. Druhá představuje problém jako u **Global** řešení, tedy platí vše, co jsme pro něj zmínili. Můžeme zkusit implementovat stejné řešení jako u **Global** pomocí semaforu.

Řešení **Two-step** je znázorněno na obrázku 2.6. Část rozdělení práce ukazuje přidělení rovnoměrného počtu výsledků vláknům. V lokální části vlákna seskupují přidělené výsledky pomocí lokální mapy výsledků. V globální části dochází

ke slévání lokálních výsledků vláken pomocí globální mapy výsledků (paralelní mapy).

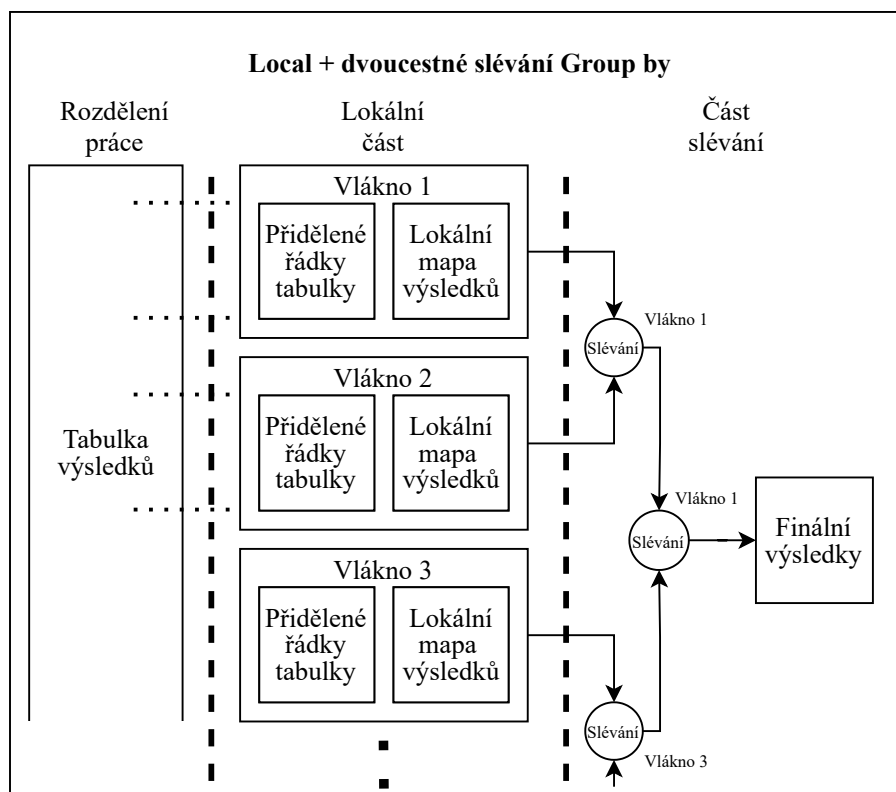


Obrázek 2.6: Diagram paralelizace řešení **Two-step**.

2.7.10 Local + dvoucestné slévání Group by

Přístup nepoužívá thread-safe metody ani paralelní mapu. Opět rozdělíme přístup na dvě části. V prvním kroku pro každé vlákno běží identický ekvivalent jednovláknového zpracování. Po dokončení se spustí dvoucestné slévání výsledků vláken. Slévání bude připomínat binární strom. Listy představují lokální seskupování vláken. Vnitřní vrcholy stromu představují slévání výsledků. Finální výsledek je vytvořen v kořeni. U slévání využijeme paralelního zpracování. Při slévání vždy jedno vlákno ukončí běh, druhé z dvojice provede slévání a postoupí ke kořeni. Hlavní výhody byly už zmíněny. Nevýhoda řešení je, že vlákna musejí čekat při slévání na dokončení práce druhého vlákna a teprve až pak může dojít ke slévání. Další nevýhoda nastane v případě velkého počtu vláken. Strom slévání v tuto chvíli bude hluboký a tedy výsledky vláken se budou často překopírovávat.

Řešení **Local + dvoucestné slévání** je znázorněno na obrázku 2.7. Část rozdělení práce ukazuje přidělení rovnoměrného počtu výsledků vláknům. V lokální části vlákna seskupují přidělené výsledky pomocí lokální mapy výsledků. V globální části dochází k dvoucestnému slévání lokálních výsledků vláken.



Obrázek 2.7: Diagram paralelizace řešení **Local + dvoucestné slévání Group by** pro 4 vlákna.

2.7.11 Paralelizace Single group Group by

K paralelizaci *Single group Group by* využijeme již zmíněných principů. Konkrétně zde mají využití všechny tři. Problémem **Global** přístupu je synchronizace mnoha vláken na jednom místě. Ideálnější je využít lokálního zpracování zbylých dvou přístupů. Opět řešení rozdělíme na dva kroky. V prvním kroku každé vlákno provádí ekvivalent jednovláknového zpracování bez vytváření skupin, tj. počítá pouze agregační funkce pro jednu skupinu. Výsledky se následně musí slévat. K rozhodnutí, které řešení finálně použít použijeme fakt, že počet výsledků k slévání je roven počtu vláken. V takovém případě nebudeme implementovat paralelní slévání, ale pouze jedno vybrané vlákno provede sjednocení všech výsledků.

Analýzovali jsme a navrhli řešení vykonání částí *Match*, *Group by* a *Order by*. Tímto jsme dokončili analýzu a návrh dotazovacího enginu. Daná analýza a návrh nám poskytnou odrazový můstek při analýze úprav pro vykonání částí *Group by* a *Order by* v průběhu prohledávání grafu.

2.8 Úprava dotazovacího enginu

Cílem úprav je poskytnout dotazovacímu enginu schopnost provádět části *Group by* a *Order by* v průběhu prohledávání grafu části *Match*. Obecně to znamená, že v momentě nalezení jednoho výsledku jej musíme okamžitě zpracovat.

Pro *Order by* to znamená výsledek správně zatřídit do již setříděné posloupnosti výsledků. Pro *Group by* to znamená výsledek přidat do správné skupiny nebo pro něj skupinu vytvořit, a navíc musíme pro něj zpracovat agregační funkce. Čili, výsledky v průběhu prohledávání *Match* části nebudeme ukládat do tabulky, která se po nalezení všech výsledků předá k dalšímu zpracování. Namísto toho navrhujeme postup, kterým docílíme zpracování výsledků v momentě jeho nalezení. Postupy ověříme vůči stávajícím řešením v kapitole Experiment 4 z hlediska doby vykonání. V ideálním případě docílíme zrychlení nebo pouze vyrovnání vůči řešením vykonávající *Order by* a *Group by* po dokončení prohledávání grafu. Z hlediska implementace to také znamená naprogramovat vylepšení tak, abychom byli schopni jednoduše přepínat mezi způsobem vykonání dotazu. Řešení tedy musí fungovat nezávisle na sobě. V prvním kroku úprav musíme získat obecný pohled na pozměněný způsob vykonání dotazu. Následně v dalších krocích budeme navrhnout části dotazu konkrétněji.

2.8.1 Pohled na pozměněný způsob vykonání dotazu

V následujících sekcích popíše náš obecný pohled na zpracování dotazu. Budeme vycházet ze sekce 2.4. V dané sekci jsme si definovali prioritu částí dotazu. Priorita určovala pořadí vykonání:

Match > Where > Group by > Having > Order by > Select

Match se provedl jako první. Následně se nalezené výsledky předávali dalším částem ve směru klesající priority. Nejvyšší priorita se nachází nalevo a nejnižší napravo. Pro naše potřeby úprav budeme nyní uvažovat pouze části *Match*, *Group by*, *Order by* a *Select*. Opět budeme o částech uvažovat jako o separátních objektech. Potřebujeme, aby *Match* část v momentě nalezení výsledku jej předala k zatřídění části *Order by* nebo k seskupení části *Group by*. Po zatřídění/seskupení se opět pokračuje v prohledávání grafu, dokud se nenajde další výsledek a ten se zase předá k dalšímu zpracování. Můžeme si všimnout značné podobnosti s předchozím návrhem. Jediný rozdíl je ten, že místo předání všech výsledku najednou další části se předá výsledek pouze jeden. Na *Match* část se můžeme dívat jako na kontinuální generátor výsledků. V momentě nalezení se výsledek pošle dalším částem. Zbývající části pak pouze čekají na moment příchozího výsledku. Finální výsledky budou uchovány v objektech částí *Group by* nebo *Order by*.

Otázkou je, co je zde předáváný výsledek. Budeme předpokládat, že předáváný výsledek ke zpracování je pole proměnných definované v sekci hledaného vzoru 2.5.2. To znamená, že předané pole se nesmí měnit, protože pole náleží struktuře vzoru. Tedy pokud s ním chceme pracovat přímo, tak musíme vytvořit kopii. Když budeme hovořit o výsledku prohledávání, tak máme na mysli dané pole proměnných.

2.8.2 Order/Group by část jako bariéra

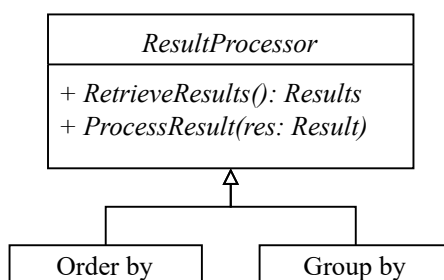
Problematická sekce návrhu je část *Select*. Pokud dotaz neobsahuje další části, pak v době nalezení výsledku jej stačí pouze vypsát. Nicméně, pokud je v dotazu obsažen *Group by* nebo *Order by*, pak se výsledky mohou vypsát až po dokončení třídění nebo seskupování. Tedy dané dvě části nám tvoří bariéru, skrze kterou

se nemůže posílat výsledky dále. Jelikož máme navrhnout pouze vykonání částí *Order by* a *Group by*, tak budeme uvažovat pro *Match* a *Select* stejný návrh, jako v minulých sekcích. Tedy dotaz bude tvořen původní částí *Select* propojenou s částí *Match*. Část *Match* pak propojíme s částmi *Order/Group by* a upravíme tak, aby jim byla schopna předávat jeden výsledek v momentě jeho nalezení.

2.8.3 Změna objektů reprezentujících části *Order/Group by*

Řekli jsme, že budeme opět považovat části dotazu za separátní objekty. Vytvoříme nové objekty částí *Group/Order by* reprezentující nový způsob zpracování. Abychom byli schopni pracovat souběžně i s původními objekty, tak potřebujeme upravit objekt *Match*. Reprezentanty částí *Order by* a *Group by* budou nyní nové objekty (obrázek 2.8). Budou si implementovat logiku zpracování jednoho výsledku v metodě `ProcessResult`. Objekt zároveň obsahuje finální výsledky dotazu, proto potřebujeme metodu `RetrieveResults` na jejich získání.

Dotaz bude reprezentován opět řetězcem jako před úpravou zpracování. *Select* a *Match* budou tvořit propojení objektů na základě UML diagramů 2.1 a 2.2. Propojení objektu *Match* s novými objekty *Group by* a *Order by* navrhne v dalších sekcích práce.



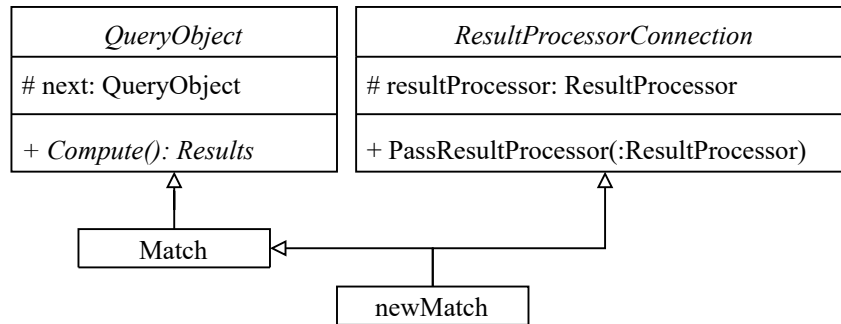
Obrázek 2.8: UML class diagram nových objektů reprezentujících části *Group by* a *Order by*.

2.8.4 Propojení nových objektů s objektem *Match*

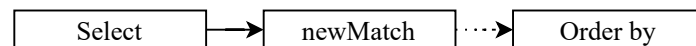
Vytvořili jsme nové objekty a nyní je musíme propojit s objektem *Match*. Objekty budou propojeny na dvou úrovních. První úroveň bude přímé spojení nových objektů s objektem *Match* a druhá úroveň bude propojení vyhledávání a zpracování výsledku.

Přímé spojení objektů

Popíšeme realizaci první úrovně propojení, tj. objekt *Match* drží odkaz na objekt *Group/Order by*. Abychom realizovali tuto úroveň, tak musíme upravit objekt *Match*. Objekt *Match* rozšíříme o chápání logiky nových objektů (obrázek 2.9). Stávající objekt *Match* jsme v naší představě pouze rozšířili a nevytvářeli kompletně nový objekt, protože propojení s *Select* objektem je realizováno stále původním způsobem. Finální propojení objektů je pak znázorněno na obrázku 2.10.



Obrázek 2.9: UML class diagram rozšířeného objektu **newMatch** části *Match*. Objekt nyní drží přímý odkaz na **ResultProcessor** a zároveň implementuje původní logiku objektu.



Obrázek 2.10: Diagram objektů upraveného vykonání dotazu **select x match (x) order by x**. Plná šipka znázorňuje původní propojení a tečkovaná šipka představuje nové propojení.

Propojení vyhledávání a zpracování výsledku

Musíme ještě navrhnout způsob předávání výsledků částem *Order/Group by* v průběhu prohledávání grafu. Způsob musí být použitelný pro paralelní zpracování, proto budeme rovnou přemýšlet nad paralelním řešením. V naší představě budeme vycházet přímo z původního návrhu ze sekce 2.5. Definovali jsme si, že každé vlákno vlastní lokálně strukturu vzoru **Pattern**, objekt vyhledávání **Matcher** a tabulku výsledků. Finální výsledky ukládá do tabulky a po dokončení prohledávání grafu dojde k slévání tabulek. Zde upravíme část, ve které dochází k ukládání výsledků do tabulky. Vlákno bude držet odkaz na objekt *Group/Order by* a v momentě nalezení výsledek předá pomocí volání metody **ProcessResult**. Metoda výsledek zpracuje a po návratu z metody se pokračuje ve vyhledávání. To se opakuje dokud prohledávání grafu neskončí.

Zpracování dotazu bude finálně vypadat následovně. Na řetězci objektů se zavolá metoda **Compute**. První objekt v řetězci je *Select*. *Select* rekurzivně zavolá metodu na části *Match* a ta spustí vyhledávání. Část *Match* prohledává graf a výsledky předává části *Order/Group by* pomocí metody **ProcessResult**. Po dokončení prohledávání grafu volaná metoda **Compute** na objektu *Match* získá zpracované výsledky z další části pomocí volání metody **RetrieveResults**. Výsledky se tímto předají části *Select* k vypísání uživateli.

2.8.5 Alternativní řešení

Při výběru tohoto řešení jsme uvažovali ještě nad možností, ve které by vlákna vyhledávání pouze předávali pouze do fronty. Další část by pouze zpracovávala výsledky z fronty. Myslíme, že tohle řešení by bylo neefektivní v našem případě, protože by muselo docházet k synchronizaci fronty, tj. problém producent a spotřebitel. V našem řešení jsme synchronizaci při předávání výsledků zcela vynechali.

Vytvořili jsme nové objekty částí *Order by* a *Group by*. Propojili jsme původní objekty s novými a nyní přejdeme k analýze a návrhu samotných způsobů vykonání *Order by* a *Group by*.

2.8.6 Obecný model vykonání Order/Group by

Pokud bychom realizovali pouze jednovláknové vykonávání, tak bychom měli z předchozích sekcí již kompletní návrh. Pomocí volání metody `ProcessResult` dojde k předání výsledků a následnému zpracování. Problematická část je paralelizace vykonání. Musíme být schopni zpracovávat výsledky z množství vláken v jeden okamžik. Je nutné, aby docházelo k synchronizaci. Ještě než přistoupíme ke konkrétním návrhům algoritmů zpracování, tak navrhujeme obecný model paralelního zpracování. Vymysleli jsme dva modely. Modely **Half-Streamed** a **Streamed**. Modely jsme vybrali na základě množství využívané synchronizace a množství slévání výsledků. Chceme vytvořit větší množství řešení, abychom mohli lépe porovnat výsledky v kapitole Experiment 4.

Návrh Half-Streamed

Prvním modelem vykonání je model **Half-Streamed**. Myšlenkou tohoto návrhu je přichodzí výsledky zpracovat ve dvou krocích. V prvním kroku každé vlákno výsledky zpracovává lokálně. Po dokončení vyhledávání dojde ke slévání výsledků vláken. Vycházíme z řešení **Two-step** a **Local + dvoucestné slévání Group by** z sekcí 2.7.9 a . Výhodou tohoto přístupu je využití zpracování bez nutnosti synchronizace vláken v prvním kroku. Nevýhoda je, že zde dochází ke slévání výsledků po dokončení zpracování.

Nyní jsme si uvědomili problém vznikající voláním metody `ProcessResult`. Logika zpracování náleží objektům *Group by* a *Order by*. Objekty zde musí vědět, že dochází nejdříve k lokálnímu zpracování. Proto jsme rozšířili metodu o další formální parametr `MatcherID`. Parametr symbolizuje ID vyhledávače (**Matcher**) vláken. Objekty *Group by* a *Order by* pak budou vlastnit lokální výsledky vláken, které budou přístupné skrze `MatcherID`. Při volání metody `ProcessResult` dojde ke zpracování výsledku nad danými lokálními výsledky. Po dokončení dojde ke slévání výsledků vláken.

Návrh Streamed

Druhým modelem vykonání je model **Streamed**. Myšlenkou tohoto návrhu je přichodzí výsledky zpracovat globálně. Vycházíme z **Global** zpracování *Group by* ze sekce 2.7.8. Vytvoříme strukturu, která nám poskytne metody se synchronizací. Všechna vlákna v momentě nalezení výsledku volají metodu `ProcessResult`, uvnitř které dojde k volání synchronních metod na struktuře. Výhoda tohoto přístupu je odstranění nutnosti slévání výsledků vláken. Nevýhoda je, že zde dochází k volání metod se synchronizací.

2.9 Úprava Order by

Cílem *Order by* by je setřídít výsledky prohledávání. V původním řešení jsme měli značnou výhodu, protože v momentě začátku třídění jsme vlastnili všechny

výsledky prohledávání (tj. kompletní tabulka výsledků). Místo třídění samotných řádků tabulky jsme třídili pole indexů. Na pole indexů pak stačilo aplikovat základní třídící algoritmus. Nyní nevlastníme všechny výsledky. Výsledky jsou generovány a zpracovány postupně. V následujících sekcích navrhne způsob zpracování *Order by* v průběhu prohledávání grafu.

2.9.1 Obecný princip zpracování

V naší představě zpracování budeme udržovat setříděnou posloupnost výsledků prohledávání. Při nalezení výsledku výsledek zatřídíme do již setříděné posloupnosti. Obecně jsme se rozhodli použít následující princip. Bude existovat totožná tabulka výsledků prohledávání jako v původním řešení společně s indexační strukturou tabulky, protože nechceme přesouvat řádky tabulky. Indexační struktura bude opět obsahovat indexy řádků v tabulce. Výsledek *Order by* pak bude tabulka výsledku s indexační strukturou.

Výsledek prohledávání v momentě nalezení je vložen na nový řádek tabulky výsledků. Následně je index nového řádku tabulky zatříděn do indexační struktury. Z tohoto principu budeme vycházet v našem návrhu. Nejdříve budeme analyzovat způsob jednovláknového zpracování a následně jednotlivé módy paralelního zpracování.

2.9.2 Jednovláknové zpracování

Určili jsme, že tabulka výsledků je totožná s původní. Připomeneme, že ukládání výsledků do tabulky trvá $\mathcal{O}(d \cdot h)$, kde d je počet nalezených výsledků při prohledávání grafu a h je počet sloupečků tabulky. Výsledná tabulka pak zabere $\mathcal{O}(d \cdot h)$ paměti. Při nalezení výsledku je výsledek vložen na nový řádek tabulky a index je zatříděn do indexační struktury. Potřebujeme jen navrhnout způsob zatřídění indexu do indexační struktury. Uvažovali jsme nad dvěma základními přístupy. První kombinuje pole indexů s binárním vyhledáváním. Druhý přístup využívá vyhledávací stromy. Přístupy popíšeme a následně provedeme malý experiment.

Pole indexů + binární vyhledávání

Myšlenka přístupu je udržovat setříděné pole indexů. Při zatřídování indexu se využije binární vyhledávání [21, str. 26], které najde místo pro vložení indexu do pole. Vyhledávání běží v nejhorším případě jako $\mathcal{O}(\log n)$, kde n je počet prvků v poli. Prvek je následně vložen do pole. Pokud se na místě nacházel již nějaký prvek, prvek je posunut doprava, což je $\mathcal{O}(n)$. Pokud v poli není dostatek místa, tak je rozšířeno (pro nafukovací pole [21, str. 211] je to amortizovaně $\mathcal{O}(1)$). Jedno zatřídění běží v nejhorším případě jako $\mathcal{O}(n)$. Indexační struktura zabere celkově $\mathcal{O}(n)$ paměti.

Problém zde představuje posouvání prvků v poli. Předpokládáme-li, že prvky posouváme napravo, tak v nejhorším případě vložení na začátek pole posuneme všechny prvky. V naší představě bychom chtěli problém řešit rozmístěním mezer mezi prvky v poli. Mezerou zde rozumíme prázdný záznam, tj. neobsahuje žádný index tabulky výsledků. Mezi každými dvěma sousedními prvky by existoval stejný počet prázdných záznamů. Vložení by bylo opět realizováno binárním

vyhledáváním. V situaci posouvání prvků nyní stačí posouvat prvky do první meze-
ry. Řešení však naskýtá spoustu otázek. Například neznáme ideální počet mezer
mezi prvky a nevíme jak optimálně navrhnout binární vyhledávání na takovém
poli. Navíc zvyšováním počtu mezer se pole značně zvětšuje, tj. roste paměťová
složitost.

Vyhledávací stromy

Druhý přístup využívá vyhledávací stromy [21, str. 177]. Chtěli bychom vyu-
žít základní druhy vyhledávacích stromů. Například vyvážené binární vyhledávací
stromy (AVL stromy, Červeno-černé stromy) nebo (a, b) -stromy. Připomeneme je-
jich základní složitosti. AVL stromy i Červeno-černé stromy vkládají prvek v čase
 $\Theta(\log n)$, kde n je počet prvků ve stromě, a mají prostorovou složitost $\mathcal{O}(n)$.
 (a, b) -stromy vkládají prvek v čase $\Theta(\log n)$ a mají opět $\mathcal{O}(n)$ prostorovou složi-
tost. Výhoda (a, b) -stromů je ta, že každý vrchol stromu obsahuje vícero klíčů, za-
tímco binární vyhledávací stromy drží pouze jeden klíč ve vrcholu. Pokud bychom
implementovali řešení s vyhledávacími stromy, tak budeme ideálně chtít využít
již stávajících knihoven.

Experiment pole vůči vyhledávacím stromům

K porovnání dvou přístupů jsme se rozhodli provést jednoduchý experiment.
Cílem testu je otestovat rychlost vkládání prvků do vybraných datových struktur.
Test bude částečně simulovat reálnou činnost zatřídování prvků do struktury. Ex-
periment jsme naprogramovali v jazyce C# jako konzolovou aplikaci Visual Stu-
dia 2019. Kód je součástí příloh A.1. Kód jsme přeložili pro platformu Windows
10 x64 využívající .NET Framework 4.8. Samotný hardware testovacího stroje je
rozepsán v sekci metodiky 4.3.3. K otestování jsme vybrali dvě nativní struktury
C#:

1. **List**: reprezentuje případ zatřídování do pole binárním vyhledáváním.
2. **SortedSet**: reprezentuje vyvážený binární vyhledávací strom.

Struktury jsme zaplnili n náhodně generovanými prvky. Prvky byly genero-
vány nativní třídou **Random** s inicializační hodnotou 100100 v rozsahu hodnot [10
000; **Int32.MaxValue** - 10 000]. Struktury byly setříděny. Následně jsme do struk-
tur vkládali m náhodně generovaných prvků (totožnou třídou **Random**) z dvou
různých rozsahů:

1. Rozsah [0; 10 000] a je označen *front*. Umožní nám vkládat prvky na začá-
tek setříděné posloupnosti. Sledujeme nejhorší případ pro pole, kdy dochází
k posouvání všech prvků doprava.
2. Rozsah [10 000; **Int32.MaxValue** - 10 000] a je označen *random*. Umožní nám
sledovat vkládání prvků do náhodných pozic struktury.

Měřili jsme pouze část vkládání m prvků do struktur pomocí třídy **Stopwatch**.
Měření jsme opakovali desetkrát pro každý rozsah a vybrali průměr hodnot. Při
každém opakování byly struktury znovu sestaveny. Parametry n a m jsme vo-
lili tak, abychom byli schopni sledovat chování při zvyšování počtu vložených
a vkládaných prvků.

Výsledky

Výsledky se nacházejí v tabulce 2.1. Z tabulky vidíme, že vkládání prvků do pole pomocí binárního vyhledávání značně zaostává, proto jsme se rozhodli upustit od myšlenky pole s mezerami.

	$n = 10^6$		$n = 10^7$		$n = 10^8$	
	List	SSet	List	SSet	List	SSet
<i>random</i> 10^2	0,0335	0,0001	0,464	0,0001	4,327	0,0001
<i>random</i> 10^3	0,3312	0,002	4,470	0,0011	44,148	0,0016
<i>random</i> 10^4	3,1092	0,006	43,999	0,0117	440,254	0,0155
<i>front</i> 10^2	0,883	0,0001	0,879	0,0001	8,673	0,0001
<i>front</i> 10^3	0,8729	0,0001	8,793	0,001	87,396	0,001
<i>front</i> 10^4	9,6823	0,0049	87,856	0,0119	885,589	0,0117

Pozn: SSet = SortedSet

Tabulka 2.1: Výsledky testu vkládání v sekundách **List** vůči **SortedSet**. Hodnota za názvem testu představuje parametr m .

Experiment (a, b)-strom vůči SortedSet

Na základě výsledků jsme se rozhodli naimplementovat (a, b) -strom [21, str. 190], u kterého jsme upravili definici na $b = 2a$. Pro experiment jsme určili parametr $a = 128$, protože jsme díky němu dosahovali nejrychlejších výsledků. Strom jsme porovnali vůči struktuře **SortedSet** při stejných testech, ale pouze pro nejvyšší řády počtu prvků stavby a vkládání.

Výsledky

Výsledky jsou zobrazeny v tabulce 2.2. Z tabulky vidíme, že při vkládání prvků je rychlejší (a, b) -strom. Pro finální rozhodnutí, kterou strukturu zvolíme k zatřídování, jsme rozhodli provést poslední experiment. Tentokrát budeme měřit první část vkládání n prvků do prázdné struktury (test je označen *build*). Výsledky jsou v tabulce 2.3. Vidíme, že v experimentu je rychlejší **SortedSet**. Situaci si vysvětlujeme režii za operaci vložení do (a, b) -stromu, při které dochází k častému překopírovávání prvků v momentě vytváření nového vrcholu. Nicméně, v průběhu experimentu jsme sledovali paměťové vytížení procesu pomocí nativního nástroje **Memory Usage Visual Studio 2019**. Ukázalo se, že v průběhu testu **SortedSet** dosahoval využití paměti 6,8 GB, zatímco (a, b) -strom pouze 2,1 GB. Daný jev je způsoben vytvářením nové třídy pro každý vložený prvek do struktury **SortedSet**. Finálně jsme se rozhodli zatřídování realizovat pomocí (a, b) -stromu.

	$n = 10^8$	
	SortedSet	(128, 256)-strom
<i>random</i> 10^4	0,0155	0,014
<i>random</i> 10^5	3,992	1,338
<i>front</i> 10^4	0,0117	0,002
<i>front</i> 10^5	1,483	0,483

Tabulka 2.2: Výsledky testu vkládání v sekundách **SortedSet** vůči (128, 256)-strom. Hodnota za názvem testu představuje parametr m .

	SortedSet	(128, 256)-strom
<i>build</i> $n = 10^8$	59,890	101,421

Tabulka 2.3: Výsledky testu stavby struktur v sekundách **SortedSet** vůči (128, 256)-strom.

2.9.3 Ukládání prvků v (a, b)-stromu

V minulé sekci jsme rozhodli, že zařídování nalezených prvků prohledávání provedeme pomocí (a, b) -stromu. Musíme definovat chování v případě, kdy nějaké dva prvky sdílí stejnou hodnotu třídění. Předpokládejme, že ve stromě existuje index s určitou hodnotou klíče. Prohledávání nalezne výsledek a uloží jej do tabulky a následně index řádku vloží k zařídění do stromu. V takovém případě dva indexy se budou jevit jako shodné. Avšak, stále potřebuje mít indexy setříděné, čili v momentě shodnosti klíčů třídění budeme třídit prvky pomocí samotných hodnot indexů. To můžeme, protože každý index řádku existuje pouze jednou v tabulce. Čili nedojde k porušení setříděnosti.

Nyní jsme si uvědomili jednu možnou optimalizaci. Optimalizace bude fungovat v případech, kdy se hodnoty třídění často opakují. Každý záznam ve stromě bude obsahovat dvojici (**index**, **pole**). **index** je index řádku tabulky. **pole** je datová struktura pole. Pokud vkládáme prvek, který ještě není ve stromě, tak se pro prvek vytvoří daná dvojice. Pole bude prázdné a položka **index** je index právě vkládaného řádku. Pokud vkládáme prvek, který už se nachází ve stromě, tak prvek pouze vložíme do příslušného pole. Tímto způsobem omezíme počet prvků ve stromě a tím i počet porovnání. Nicméně, pole musíme občas rozšířit. To lze amortizovaně v $\mathcal{O}(1)$ [21, str. 211].

Nyní navrhujeme způsob paralelizace třídění pro naše módy zpracování. V průběhu návrhu se budeme snažit využít již získané informace z předchozí sekce.

2.9.4 Řešení Half-Streamed

Samotný model zpracování **Half-Streamed** nám nabízí využít zařídování pomocí zmíněných stromů. V prvním kroku každé vlákno bude lokálně vytvářet svou tabulku výsledků a indexační strom. Problematická část je zde slévání výsledků. Informace zde jsou uloženy ve stromech. Všechny struktury bychom mohli

průběžně iterovat a udržovat si minimum z aktuálních výsledků. Budeme vlastnit separátní pole, do kterého na jeho konec ukládáme minima v každém kroku iterace. Po dokončení iterace pole bude obsahovat výsledek slévání. Bohužel jsme nepřišli na jednoduchý způsob paralelizace tohoto řešení, proto jsme se rozhodli od něj upustit.

Místo toho využijeme již několikrát zmiňované dvoucestné slévání (použili jsme jej při paralelizaci *Group by* v sekci 2.8.6). V momentě dokončení prohledávání všemi vlákny se vytvoří jedno pole a každé vlákno do něj přepokopíruje své výsledky. Zde budeme muset přepokopírovat proxy třídy řádků a nikoliv pouze jejich indexy, protože existuje zde mnoho tabulek a sléváním pouhých indexů nedokážeme rozeznat, jaké tabulce přináležejí. To znamená, že pole obsahuje posloupnosti výsledků vláken. Následně se posloupnosti slévají po dvojicích, jako ve zmiňovaném řešení *Group by*. Nevýhoda tohoto řešení je nutnost čekat na dokončení práce prohledávání grafu všech vláken.

2.9.5 Řešení Streamed

Zatřídování do globální struktury je mnohem komplikovanější problém. Avšak, stále zde využijeme již navržené principy tabulek a stromů. Připravíme určité množství přihrádek. Každá přihrádka bude obsahovat tabulku výsledků prohledávání a indexační strom. Přihrádka bude přístupná pouze skrze zámek.

Třídění probíhá na základě klíčů zadaných uživatelem. Klíče jsou vlastnosti elementů grafu. Vlastnosti mají svůj typ (např. číselná hodnota `integer` nebo řetězec `string`). V momentě implementace dotazovacího enginu typ vlastnosti je definován konkrétním typem programovacího jazyka. Pro jazyk C# číselná hodnota může být typ `Int32` a řetězec typ `string`. Dané typy mají své rozsahy hodnot. Například pro `Int32` je rozsah hodnot `[Int32.MinValue; Int32.MaxValue]`. Rozsahem hodnot zde míníme uzavřený interval na množině celých čísel. Interval budeme označovat anglickým značením, tj. `[a; b]` pro uzavřený, kde `a` a `b` jsou celá čísla a `a ≤ b`. Rozsah typu **prvního** klíče rozsekáme na části obsahující ideálně shodný počet prvků. Nyní každé přihrádce přiřadíme jednu část rozsahu. Přihrádky tedy budou tvořit ostré uspořádání.

Dále bude existovat objekt sdílený všemi vlákny, který pro každý výsledek určí přihrádku na základě jeho hodnoty prvního klíče. Tedy vlákno při zatřídování přistoupí k sdílenému objektu. Ten na základě hodnoty prvního klíče výsledku určí jeho přihrádku. Vlákno uzamkne zámek dané přihrádky, následně vloží výsledek prohledávání do tabulky a index nového řádku uloží do indexačního stromu. Zámek se po zatřídění odemkne a vlákno pokračuje v prohledávání grafu. Jsme si vědomi, že rozdělování celého rozsahu typu programovacího jazyka není ideální, protože nám nic neříká o konkrétních hodnotách vlastností v grafu. Nicméně, daný postup chceme vyzkoušet, protože se dané hodnoty dají jednoduše pro graf vygenerovat. Pokud bychom zjistili, že daný přístup je dostatečně rychlý, tak bylo vhodné v budoucích rozšířeních zvážit vytvoření statistik rozsahu konkrétních hodnot vlastností.

Nyní musíme zodpovědět několik otázek. Musíme určit, kolik přihrádek budeme vytvářet. Jak budeme rozdělovat rozsahy klíčů a jak určíme správnou přihrádku pro výsledek prohledávání. Pro jednoduchost nebudeme uvažovat případ, kdy existuje pouze jedna přihrádka nebo práci vykonává pouze jedno vlákno.

Nejdříve si definuje formálně základní zmíněná označení:

- P je množina všech přihrádek.
- $|P|$ je počet přihrádek, kde $|P| \geq 2$.
- p_i je přihrádka i , kde $i = 0, 1, 2, \dots, |P| - 1$.
- t je počet vláken prohledávající graf, kde $t \geq 2$, $t \leq 64$ a t je mocnina dvou.
- $R = [a; b]$, kde a a b jsou celá čísla a $a \leq b$, je uzavřený interval rozsahu hodnot typu klíče třídění.
- R_i je uzavřený podinterval intervalu R , kde $i = 0, 1, 2, \dots, |P| - 1$. Přihrádce p_i náleží podinterval R_i . Mějme podintervaly $R_i = [a_i; b_i]$ $a_i \leq b_i$ a $R_j = [a_j; b_j]$ $a_j \leq b_j$, pak $\forall i$ a $\forall j$, takové že $i < j$ a $i \neq j$ platí $a_i < a_j$, $b_i < a_j$, $a_i < b_j$ a $b_i < b_j$. Uvažujeme, že každý podinterval má alespoň jeden prvek, tedy R obsahuje dostatek prvků.

Počet přihrádek

Ideální počet přihrádek je těžké odhadnout. Obecně platí, čím více přihrádek tím je menší šance, že se dva vlákna setkají u jednoho zámku. Proto počáteční odhad přihrádek určíme jako $|P| = t^2$. Abychom nemuseli pracovat s obecným počtem přihrádek, omezili jsme počet přihrádek na 4096 ($t = 64$).

Rozdělování rozsahu

Rozhodli jsme se, že rozdělení přihrádek budeme provádět pouze podle prvního klíče třídění. Cílem je rozdělit rozsah typu programovacího jazyka na části stejné velikosti tak, aby tvořili ostré uspořádání dle poznámek výše. Pro jednoduchost budeme přetvářet konkrétní rozsahy na rozsah $R = [0, n]$ $n \geq 0$, s kterým dále budeme pracovat. Dále přihrádce p_i přináležejí po rozdělení část rozsahu R_i . Jako základní typy vlastností jsme v sekci vstupních dat 2.2.3 zvolili číselné hodnoty (**integer**) a řetězce (**string**). Nyní se pokusíme demonstrovat způsob rozdělení rozsahu typů v jazyce C# pro .NET Framework 4.8. Typ **integer** jsme zvolili jako typ **Int32**. Typ **string** jsme zvolili jako typ **string**. Musíme zmínit, že jsme v sekci vstupních dat omezili znaky vstupních řetězců pouze na hodnoty ASCII [0; 127].

Rozdělování typu Int32

Nejdříve vytvoříme rozsah $R = [0; n]$ pomocí úpravy rozsahu hodnot typu **Int32**. Následně dle upraveného rozsahu vytvoříme rozdělení přihrádek. Finálně pak sestavíme konkrétní rozsah náležející přihrádce. **Int32** je 32-bitový typ s rozsahem $I = [\text{Int32.MinValue}; \text{Int32.MaxValue}]$. Označme **Int32.MinValue** jako I_{\min} a **Int32.MaxValue** jako I_{\max} . Abychom vytvořili rozsah $R = [0; n]$, tak přičteme ke každé hodnotě rozsahu I kladnou hodnotu I_{\min} . Hodnotu označme $I_{+\min}$. Tímto vytvoříme rozsah $R = [0; I_{+\min} + I_{\max}] = [0; 4\,294\,967\,295]$ a maximální hodnotu tohoto intervalu označme R_{\max} . Z tohoto rozsahu nyní jednoduše určíme velikosti částí k rozdělení původního rozsahu I . Počet hodnot v intervalu

je $R_{max} + 1$. Velikost podintervalů je $d = (R_{max} + 1)/t^2$, za předpokladu, že máme t vláken. Tedy každá přihrádka bude obsahovat právě d hodnot, protože $R_{max} + 1$ je dělitelné námi definovanými t^2 . Nyní zbývá určit jak budou vypadat samotné rozsahy přihrádek. Pro každou přihrádku p_i je rozsah $R_i = [i \cdot d; d + (i \cdot d) - 1]$, což odpovídá $I_i = [I_{min} + (i \cdot d); I_{min} + d + (i \cdot d) - 1]$.

K nalezení indexu i správné přihrádky nyní stačí použít celočíselné dělení. Předpokládejme, že nalezený výsledek má hodnotu prvního klíče třídění k . Pomyslná nula je zde hodnota I_{+min} . Pokud je $k \leq 0$, pak index přihrádky je $i = (I_{+min} - (-k))/d$. V opačném případě je $i = (I_{+min} + k)/d$.

Rozdělování typu string

Nyní musíme rozdělit rozsah typu `string`. Pracujeme pouze se základními znaky ASCII, ordinální hodnoty jsou v rozsahu $[0; 127]$. Ordinální hodnotu jednoho znaku pak budeme značit $[x]$, kde x je ordinální hodnota znaku, zároveň $0 \leq x \leq 127$. Pokud budeme mluvit o hodnotě znaku, tak máme namysli ordinální hodnotu znaku. Dále budeme postupovat jako v minulé sekci.

Abychom byli schopni definovat nějaký vhodný rozsah R jako v předchozí sekci, rozhodli jsme se provádět porovnání ordinální. Při porovnávání znaků budeme tedy uvažovat pouze jejich ordinální hodnoty a ne abecední pořadí. Znaky $[0; 31]$ a $[127]$ jsou řídicí kódy, které se nevykreslují. Proto budeme považovat za adekvátní práci pouze s $128 - 33 = 95$ znaky, čili rozsah hodnot je $K = [32; 126]$. K získání rozsahu $R = [0; n]$ odečteme hodnotu znaku $[32]$ od každé hodnoty rozsahu K . Výsledný rozsah je $K' = [0; 94]$. Znak $[32]$ budeme tedy chápat jako pomyslnou nulu. Kdybychom vytvářeli přihrádky na základě jednoho znaku, tj. aktuální K' , tak bychom měli problém rozdělit rozsah pro větší počty vláken. Proto jsme se rozhodli vytvořit rozsah na základě ordinálních hodnot dvou prvních znaků. Vytváříme vlastně pomyslný skalární součin $K' \times K'$. Uvažujeme tedy rozsah $R = [0; 95^2 - 1]$, protože máme 95 znaků a děláme skalární součin. Hodnoty znaků jsou ale stále číslovány od 0, tedy -1 . Označme počet hodnot v rozsahu jako $R_{max} = 95^2$.

Nyní můžeme postupovat stejným způsobem jako v minulé sekci. Velikost částí je $d = R_{max}/t^2$. Přihrádka p_i má rozsah $R_i = [d \cdot i; d + (d \cdot i) - 1]$. Určení přihrádky řetězce pak bude vypadat následovně. Označme ordinální hodnoty prvních dvou znaků řetězce jako $[x]$ a $[y]$, kde první je $[x]$. Pro získání indexu i náležité přihrádky stačí od obou hodnot znaků odečíst hodnotu $[32]$. Pokud znaky chybí přiřadíme jim hodnotu 0. Hodnoty po odečtení označme x' a y' . Jejich hodnotu q z rozsahu R vypočteme jako $q = ((x' \cdot 95) + y')$, protože každý znak se kombinoval s každým znakem. Následně $i = q/d$.

Nastává tedy problém pro velký počet vláken. Uvažujme $t = 64$, pak $d = R_{max}/4096 = 2$. Jenže v momentě výpočtu $i = q/2$ bychom pro hodnoty $q > 2 \cdot 4096$ získali indexy větší než počet přihrádek. Všimněme si, že počet problematických hodnot je zde vždy menší než počet přihrádek. Tedy řešením daného problému je hodnoty spadající za danou hranici rozmístit do prvních n přihrádek, které mají $i = 0, 1, \dots, n - 1$. Tyto přihrádky budou mít $d' = d + 1$ a zbytek d . Výpočet i nyní bude vypadat následovně. Označme hodnotu horní meze rozsahu poslední přihrádky mající d' jako D_{max} . Pokud $q \leq D_{max}$, pak $i = q/d'$, protože prvních n rozsahů má o jednu hodnotu navíc. V opačném případě $i = n + ((q - D_{max})/d)$, jelikož od D_{max} jsou rozsahy původní velikosti

a předcházelo jim n přihrádek. Přičítáme n , protože přihrádky jsou číslovány od nuly.

Výpočet správné přihrádky pro oba typy trvá konstantní dobu pomocí výše popsaných operací. Tímto jsme dokončili návrh vykonávání paralelního *Order by*. Dělení popsané v předchozích kapitolách jsme určili na základě jazyka C#. Dané principy se dají aplikovat i v dalších jazycích.

2.10 Úprava Group by

Group by má za úkol seskupit výsledky dle zadaných klíčů a vypočíst hodnoty zadaných agregačních funkcí. Při úpravě budeme využívat původní úložiště (List a Bucket) a logiku agregačních funkcí. Opět budeme při zpracování chtít použít hešovací tabulku jako původní řešení. Přejdeme rovnou k návrhu zpracování módů **Streamed** a **Half-Streamed**. Budeme uvažovat paralelní řešení, protože jednovláknové zpracování je určitý případ paralelního.

2.10.1 Řešení Half-Streamed

V tomto módu chceme pouze upravit původní řešení **Two-step Group by** ze sekce 2.7.9. Má totiž stejný průběh vykonání jako model **Half-Streamed**. Oba pracují s myšlenkou práce ve dvou krocích. V prvním kroku dochází k lokálnímu vytváření skupin a po dokončení prohledávání grafu dojde ke slévání výsledků vláken. Vlákno po dokončení prohledávání nečeká na dokončení práce ostatních vláken, ale rovnou výsledky slévá do sdíleného úložiště. Sdílené úložiště je zde paralelní mapa/slovník (C# `ConcurrentDictionary`). Nepoužijeme zde řešení **Local + dvoucestné slévání**, protože samotné slévání vytváří nutnost vláken čekat na dokončení práce jiného vlákna. Pomocí řešení **Two-step** se problému kompletně vyhneme.

Ukládání pouze reprezentantů skupin

K upravení původního řešení musíme pouze vyřešit problém chybějící tabulky výsledků, protože v momentě nalezení výsledku je výsledek předán části *Group by* a není tak uložen do tabulky. Mohli bychom výsledky opět ukládat do tabulky. V momentě nalezení je výsledek přepokopírován do tabulky na nový řádek a proxy třídu řádku využijeme k jeho zpracování. Daný způsob nám přijde neefektivní, protože cílem *Group by* je vytvořit skupiny. K vytvoření skupin nám stačí znát pouze reprezentant skupiny, tj. klíč v hešovací tabulce (proxy třída řádku v tabulce výsledků prohledávání). Nepotřebujeme znát všechny výsledky prohledávání, tedy nemusíme všechny výsledky kopírovat do tabulky. Abychom mohli pouze minimálně upravit vykonávání řešení **Two-step**, tak upravíme původní tabulku výsledků na základě tohoto poznatku. Tabulka bude nyní kromě samotných hodnot obsahovat položku držící odkaz na výsledek prohledávání. V momentě nalezení výsledku se odkaz aktualizuje na daný výsledek a tabulka bude tento akt chápat jako přidání nového imaginárního řádku. Při přístupu k novému řádku se vytvoří obvyklá proxy třída řádku. Následný přístup k hodnotám řádku skrze proxy třídu vyvolá čtení hodnot z odkazu a nikoliv hodnot z tabulky. Proxy

třída se použije ke zpracování výsledku prohledávání. Pokud byla proxy třída použita k vytvoření nové skupiny, tj. je vytvořen nový záznam v hešovací tabulce, tak je celý výsledek držený v odkazu překopírován do tabulky. Tímto si zachováváme pouze reprezentanty skupin a díky používání odkazu nemusíme každý výsledek prohledávání kopírovat do tabulky.

Zbytek zpracování bude totožný s původním řešením **Two-step**. Úložiště hodnot agregačních funkcí bude implementováno rovněž totožně. Platí pro něj obdobné problémy, které jsme již zmínili v sekci popisu daného zpracování 2.7.9.

Výsledně z pohledu jednovláknového řešení při seskupení trávíme čas $\mathcal{O}(d)$, kde d je počet nalezených výsledků prohledávání grafu. Prostorová složitost seskupení je $\mathcal{O}((s \cdot a_f + s) + (s \cdot k))$, kde a_f je počet počítaných agregačních funkcí, k je počet sloupečků tabulky výsledků prohledávání a s je počet vytvořených skupin. První závorka obsahuje využitou paměť hešovací tabulky a druhá obsahuje paměť tabulky výsledků prohledávání. V nejhorším případě je $s = d$, ale v typickém případě je $s \ll d$. Výsledně je využita paměť lineární vzhledem k s .

2.10.2 Řešení Streamed

Při tomto řešení budeme vycházet z přístupu **Global Group by** ze sekce 2.7.8, protože zpracovává výsledky stejným způsobem jako model **Streamed**. Existuje zde jedna sdílená thread-safe struktura, ke které přistupují všechna vlákna. Jedná se opět o paralelní mapu/slovník. Předpokládejme nyní, že budeme chtít stále používat tabulky výsledků a stejná úložiště agregačních funkcí.

Problém synchronizace tabulky výsledků

Vyvstává zde opět problém neexistující tabulky výsledků. Opět chceme ukládat pouze reprezentanty skupin. Nicméně, problém je zde komplikovanější, protože v minulé sekci jsme tabulky vytvářeli lokálně. Tedy v momentě slévání byly tabulky již finální. Aplikujeme-li nyní přístup lokálních tabulek, tak vyvstává další problém. Vlákna v průběhu vyvolávají porovnání klíčů v hešovací tabulce. Klíč je zde proxy třída řádku v tabulce. Skrze proxy třídu vlákno přistoupí k elementům na řádku tabulky. V tuto chvíli však můžou přistupovat k hodnotám v tabulce i jiná vlákna a zároveň může docházet k rozšíření tabulky. Pokud by docházelo k rozšiřování tabulky, tak zde dojde k souběhu a přistoupení k nevalidní tabulce. Problém se dá řešit například použitím zámku. Při každém přístupu k tabulce by došlo k získání zámku, následnému vyvolání porovnání nebo rozšíření a nakonec uvolnění zámku. Řešení však přináší nutnou režii za synchronizaci tabulky, proto jsme se od řešení pomocí tabulky rozhodli kompletně upustit.

Nový přístup ukládání výsledků

Úložiště hodnot agregačních funkcí budou pořád totožná. Místo ukládání výsledků do tabulky vypočteme konkrétní hodnoty klíčů *Group by*. Hodnoty uložíme do pole, které následně použijeme jako klíč paralelní mapy. Samotné pole elementů použijeme pouze k výpočtu hodnot klíčů a k aktualizaci hodnot agregačních funkcí. Následně jej zahodíme. Paralelní mapa bude ve výsledku obsahovat pole hodnot klíčů a pole hodnot agregačních funkcí. Samotné hodnoty klíčů jsou

v momentě vytvoření statické, tedy nikdy nedojde ke změně hodnot klíče. Vlákna mohou jednoduše vyvolat porovnání klíčů bez nutnosti synchronizace.

Ačkoliv se může zdát, že vytvářením mnoha malých polí povede k značné paměťové zátěži. Musíme si uvědomit, že budeme uchovávat pouze ta pole, která byla vložena do paralelní mapy. V typickém případě platí, že počet finálních skupin je mnohonásobně menší než počet výsledků prohledávání. Tedy bude zde existovat pouze malá množina polí. Otázka může být, proč jsme nezvolili daný postup i u ostatních řešení. V původním řešení jsme drželi všechny výsledky v paměti a vytváření dalších polí spolu s překopírováváním výsledků by ještě víc vytížil paměťovou spotřebu. V **Half-Streamed** řešení jsme způsob nepoužili, protože výsledky vláken se vytvářeli lokálně. Kdyby každé vlákno našlo kompletně stejné skupiny, pak by existovala totožná pole pro všechna vlákna.

Další otázka je proč jsme se rozhodli uchovávat hodnoty výrazů a ne elementy grafu. Hlavní příčina ukládání elementů jsme popsali v sekci návrhu tabulky výsledků prohledávání 2.4.2. Tento problém zde odpadá, protože ukládáme malé množství výsledků. Navíc v ostatních částech dotazu se mohou vyskytnout pouze výrazy klíčů *Group by* a agregační funkce. Tedy v momentě výpočtu daných výrazů a agregačních funkcí jsme získali všechny možné hodnoty, ke kterým se může přistoupit v jiných částech dotazu.

Sloučení pole klíčů a pole úložiště agregačních funkcí

Nabízí se zde malá optimalizace za předpokladu, že budeme používat Bucket úložiště agregačních funkcí. Bucket úložiště je pole hodnot. Můžeme zde propojit pole hodnot klíčů a pole hodnot úložiště, protože oba pole pouze obsahují konkrétní hodnoty a logika zpracování agregačních funkcí je obsažena v objektu mimo úložiště. Finálně bude existovat pouze jedno pole, ve kterém prvních n hodnot představuje hodnoty klíčů a zbytek hodnot je považován za výsledky agregačních funkcí. Tímto dokážeme zmenšit počet vytvářených polí. Protože vycházíme z principu **Global Group by** 2.7.8, tak je zde problémem úložiště List. Rozhodli jsme se výsledně dané řešení s úložištěm List neimplementovat.

Výsledně z pohledu jednovláknového řešení při seskupení trávíme čas $\mathcal{O}(d)$, kde d je počet nalezených výsledků prohledávání grafu. Prostorová složitost seskupení je $\mathcal{O}(s \cdot a_f + s \cdot c)$, kde a_f je počet počítaných agregačních funkcí, c je počet klíčů seskupení a s je počet vytvořených skupin. První člen složitosti obsahuje paměť k uložení výsledků agregačních funkcí a druhý člen obsahuje paměť k uložení hodnot klíčů seskupení. Vše je uloženo v hešovací tabulce. Jako u **Half-Streamed** je v nejhorším případě $s = d$, ale v typickém případě je $s \ll d$. Výsledně je využitá paměť lineární vzhledem k s .

2.11 Úprava Single group Group by

Single group Group by je mód, ve kterém uživatel zadal v dotazu výpočet agregačních funkcí, ale nezadal část *Group by*. V tomto případě všechny výsledky prohledávání náleží pouze do jedné skupiny, pro kterou se počítají dané agregační funkce. Stačí nám tedy navrhnout způsob vykonání pro naše dva módy **Streamed** a **Half-Streamed**. Obecně si můžeme všimnout, že výsledky se nemusí ukládat do tabulky. Po nalezení výsledku dojde k aktualizaci hodnot agregačních funkcí

a výsledek není dále potřeba. Ušetříme tedy spoustu paměti za tabulku výsledků. Samotný výpočet hodnot funkcí a úložiště hodnot budou totožné s původním řešením. Z pohledu jednovláknového řešení se využije $\mathcal{O}(a_f)$ paměti, kde a_f je počet počítaných agregačních funkcí. Řešení obecně běží v čase $\mathcal{O}(d)$, kde d je počet výsledků prohledávání grafu.

2.11.1 Řešení Half-Streamed

V tomto módu každé vlákno počítá hodnoty agregačních funkcí lokálně. Po nalezení výsledku dojde k aktualizování lokálních hodnot agregačních funkcí. V momentě dokončení prohledávání grafu všemi vlákny dojde ke slévání výsledků vláken. Vlákno však nebude čekat na ukončení práce ostatních vláken, ale rovnou výsledky slévá do globální struktury. Výhoda tohoto řešení je vyřazení nutnosti používat thread-safe logiku agregačních funkcí v lokální části.

2.11.2 Řešení Streamed

V tomto módu existuje pouze jedno sdílené úložiště hodnot agregačních funkcí. Vlákna v momentě nalezení výsledku aplikují thread-safe agregační funkce. Výhoda tohoto řešení je, že zde nedochází ke slévání výsledků. Problém zde může nastat ve chvíli, kdy existuje velké množství přistupujících vláken. Tyto přístupy mohou mít za následek značné zpomalení zpracování, kvůli synchronizaci.

Všimněme si také, že v jednovláknovém zpracování jsou módy totožné. V obou případech se nemusí použít thread-safe logika agregačních funkcí a existuje pouze jedno úložiště hodnot. Módy se tedy liší jen způsobem paralelního zpracování.

3. Implementace

Dokončili jsme analýzu, návrh a návrh úprav dotazovacího enginu. V této kapitole popíšeme implementaci. Začneme výběrem jazyka, obecným rozložením aplikace, popisu hlavních bloků a skončíme konkrétnějším pohledem na vybrané části aplikace.

3.1 Výběr jazyka

Aplikaci jsme se rozhodli implementovat v jazyce C# pro .NET Framework 4.8. K výběru jazyka jsme měli několik důvodů. Framework nabízí množství knihoven, modulů a základních datových struktur. Dále také poskytuje nástroje pro práci ve vícevláknovém prostředí. Uvažovali jsme ještě o jazyku C++, který nabízí množství technik a možností optimalizace k získání rychlosti při vykonávání aplikace. Nyní zmíníme, že hlavním cílem práce není vyvinout co nejrychlejší dotazovací engine, ale otestovat obecný koncept vykonávání *Group by* a *Order by* v průběhu prohledávání grafu. Myslíme, že tento koncept se dá implementovat v každém jazyce. Navíc v průběhu analýzy jsme si zkoušeli již implementovat určité koncepty v daném jazyce C#, abychom měli lepší přehled o způsobech vykonání. Z tohoto důvodu jsme měli určité části již implementovány. Výsledně jsme se rozhodli z výše zmíněných důvodů použít C# pro .NET Framework 4.8.

3.2 Značení módů

Určili jsme, že dotazovací engine bude pracovat v několika módech, které uživatel bude moci měnit. Jsou to módy:

- **Normal:** reprezentuje původní způsob vykonávání. V prvním kroku dojde k prohledání grafu a uložení výsledků do tabulky. Teprve po dokončení dojde vykonání *Group by* a *Order by*.
- **Half-Streamed:** reprezentuje upravené vykonávání. Tento mód v paralelním vykonání ukládá výsledky nejdříve lokálně a po dokončení dojde ke slévání.
- **Streamed:** reprezentuje upravené vykonávání. Tento mód v paralelním vykonání zpracovává výsledky globálně.

Jednovláknová řešení části *Order by* módů **Half-Streamed** a **Streamed** se shodují. Rozdíl je tedy jen v paralelních řešeních. Jednovláknová řešení části *Group by* módů **Half-Streamed** a **Streamed** se neshodují. Rozdíl je tedy v paralelních i jednovláknových řešeních.

3.3 Rozložení aplikace

Při implementaci aplikace jsme vycházeli z analýzy a návrhu předchozí kapitoly. Aplikaci jsme vyvíjeli jako projekt konzolové aplikace pro .NET Framework

4.8 v prostředí Visual Studio 2019. Samotný projekt je rozdělený na tři hlavní řešení:

- Řešení **QueryEngine** představující implementaci dotazovacího enginu.
- Řešení **HPCsharp** [23] představující doprovodnou knihovnu, která poskytuje sadu mnoha výkonných jednovláknových i paralelních algoritmů. Z dané knihovny jsme využili pouze určité algoritmy při implementaci části *Order by*. Knihovna spadá pod licenci Apache License 2.0.
- Řešení **Benchmark**, které jsme implementovali pro porovnání upraveného a původního způsobu zpracování dotazu.

V průběhu celé kapitoly se budeme věnovat pouze řešení **QueryEngine**, protože obsahuje hlavní část práce. Řešení **Benchmark** je popsáno podrobněji v kapitole Experiment 4., ve které se věnujeme porovnání implementovaných řešení. Samotnou implementaci algoritmů lze nalézt v odkazu citovaného zdroje. Nyní popíšeme podrobněji rozložení řešení **QueryEngine**.

3.3.1 Rozložení řešení QueryEngine

Řešení **QueryEngine** neobsahuje další podřešení, ale pouze adresáře. Níže popsané adresáře rozdělují dotazovací engine na hlavní části výstavby z kapitoly analýzy. Hlavní adresáře jsou:

- *DB*: obsahuje objekty grafových elementů, struktury reprezentace grafu, objekty vlastností elementů a objekty k načítání grafových dat.
- *DataFiles*: obsahuje datové soubory, které se při překladu projektu ve Visual Studiu překopírují k binárním souborům.
- *Parser*: obsahuje metody načítání uživatelského dotazu, definované tokeny, objekty syntaktického stromu a objekty k procházení daného stromu.
- *Query*: obsahuje objekty zpracování dotazu. Obecně představuje část, která vykonává *Group by* a *Order by* po dokončení prohledávání grafu.
- *QueryStreamed*: obsahuje objekty upraveného zpracování dotazu. Obecně představuje část, která vykonává *Group by* a *Order by* v průběhu prohledávání grafu. Adresář částečně kopíruje strukturu adresáře *Query*. Pokud jsou názvy složek stejné znamená to, že objekty ve složce rozšiřují právě objekty ze stejnojmenné složky uvnitř *Query*. Obsahuje řešení pro **Streamed** i **Half-Streamed** módy.

3.4 Programátorská dokumentace

V této sekci popíšeme postupně klíčové objekty, položky a způsoby vypracování aplikace. Každá sekce dokumentace začíná krátkým shrnutím pro lepší přehlednost.

3.4.1 Reprezentace grafu

V této sekci popíšeme implementaci hlavních objektů, které jsme použili k reprezentaci grafových dat. Při implementaci jsme postupovali dle návrhu ze sekce analýzy 2.2.

Třída `Element`

Všechny druhy elementů v grafu (vrchol a hrana) dědí od abstraktní třídy `Element`. Představuje obecný základ všech elementů. Hlavní vlastnosti jsou:

- `int ID` je unikátní identifikátor elementu. Definuje jej uživatel ve vstupním souboru. Není to vlastnost v `Property` grafu.
- `Table` odkaz na typ v `Property` grafu.
- `int PositionInList` pozice v `List<T>`, kde `T` je potomek třídy `Element`, protože každý potomek je obsažen ve vlastním poli. Určili jsme v analýze, kvůli jednoduché možnosti iterace elementů. Pole jsou pak obsažená v třídě `Graph`.

Potomek abstraktní třídy je třída `Vertex` (vrchol) a abstraktní třída `Edge` (hrana). `Edge` přidává novou položku `Vertex EndVertex`, která odkazuje na koncový vrchol hrany. Z dané třídy vznikají konkrétní potomci `InEdge` a `OutEdge`. Hrany jsou orientované a spojují dva vrcholy. Mějme hranu z vrcholu `x` do `y`. Položka `EndVertex` pro `OutEdge` zde odkazuje na vrchol `y`. Pro `InEdge` to je `x`. Tedy pro každou definovanou hranu v grafu existují obě instance tříd. Instance sdílejí `ID`, ale záznam v `Table` je pouze jeden, tedy sdílejí i hodnoty vlastností. `Vertex` přidává položky dvou dvojic indexů, o kterých jsme mluvili v analýze. První dvojice je `int OutEdgesStartPosition` a `int OutEdgesEndPosition`, které označují rozsah hran v poli `OutEdge` náležících vrcholu. Ekvivalentně pro typ `InEdge`. Celkově tedy třída `Graph` bude obsahovat pole `List<T>` pro každého neabstraktního potomka třídy `Element`.

Třída `Table`

Třída `Table` určuje typ štítku. Hlavní vlastnosti jsou:

- Položka `string IRI` je název typu.
- Položka `Dictionary<int, int> IDs`, kde klíčem je `ID` elementu a hodnota je pozice hodnot vlastností ve struktuře, která je obsahuje (tj. třídě `Property`).
- Položka `Dictionary<int, Property> Properties`, kde klíč je `ID` vlastnosti a hodnota je třída reprezentující vlastnost.
- `bool TryGetProperty<T>(int id, int propID, out T retValue)` je metoda, která se pokusí získat hodnotu vlastnosti `propID` pro daný element s daným `id`. Hodnota se vrátí v `retValue`. Úspěšně dokončená vrátí `true`, jinak `false`. Pro získání hodnoty vlastnosti tedy musíme znát její typ.

Třída Property

Samotné vlastnosti jsou reprezentovány abstraktní třídou `Property`, která má svůj název `string` `IRI`. Z třídy vznikají abstraktní generické třídy `Property<T>`, kde `T` je typ hodnot vlastnosti. Třída obsahuje pole hodnot `List<T>` `propHolder`. Z třídy pak vznikají konkrétní třídy:

- `StringProperty`, kde `T` je `string`. Odpovídá typu `string` ve vstupním JSON schématu.
- `IntProperty`, kde `T` je `Int32`. Odpovídá typu `integer` ve vstupním JSON schématu.

V analýze jsme se rozhodli implementovat pouze tyto dva typy. Což znamená, že v celém dotazovacím enginu je možno pracovat **pouze s těmito dvěma typy**. Tyto třídy mají metodu `void ParsePropFromStringToList(string strProp)`, která se používá při načítání hodnot ze vstupních souborů. Převede hodnotu `strProp` na svůj typ `T` a uloží na konec pole `propHolder`. Každý element v `Table` má svou hodnotu vlastnosti v poli na pozici `IDs[Element.ID]`. Třídy vlastností se vytvářejí pomocí třídy `PropertyFactory`, která implementuje Factory metodu [19, str. 107] `Property CreateProperty(string token, string name)`. Kde `token` je typ vlastnosti a `name` je její název.

Třída Graph

Třída `Graph` pak reprezentuje celý graf. Můžeme se dívat na ni spíše jako na objekt držící data grafu, a ne objekt se složitou logikou. Načítá grafová data během inicializace. Zároveň dělá kontrolu načtených vlastností a jejich typů během načítání. Obsahuje pole všech typů elementů. Tedy `List<Vertex>`, `List<InEdge>` a `List<OutEdge>`. Obsahuje dále:

- `Dictionary<string, Table>` `nodeTables` všechny typy vrcholů Property grafu. To samé pro hrany v položce `edgeTables`.
- `Dictionary<string, Tuple<int, Type> >` `labels` mapa, kde klíč je název vlastnosti a `int` je její přiřazený unikátní identifikátor, abychom nemuseli v dotazovacím enginu používat řetězce jako ID vlastnosti. `Type` je pak typ vlastnosti, slouží pro kontrolu, protože dvě stejnojmenné vlastnosti musí mít stejný typ.

3.4.2 Čtení vstupních souborů

Máme implementovaný graf a nyní jej potřebujeme načíst. V této sekci popíšeme implementaci načítání vstupních grafových dat. Budeme vycházet z kapitoly analýzy sekce 2.2.3.

Vstupní soubory

Rozhodli jsme se použít totožný vstupní formát dat jako při analýze. Při spuštění program očekává čtyři soubory ve složce `DataFiles`. Dva soubory se zmiňovaným JSON formátem `EdgeTypes.txt` (schéma hran) a `NodeTypes.txt` (schéma

vrcholů), které definují typy Property grafu a jejich vlastnosti. Další dva soubory *Edge.txt* (data hran) a *Nodes.txt* (data vrcholů) obsahují samotná data s mezerami jako oddělovače. Soubory musí mít přesně stejné názvy. Jediná úprava formátu je ta, že hrany v datovém souboru musí být seřazeny podle ID počátečního vrcholu hrany tak, jak jsou vrcholy seřazeny v jejich datovém souboru. To znamená, pokud máme v souboru vrcholů za sebou vrcholy s ID 1, 2 a 3, tak soubor hran musí nejdříve obsahovat hrany začínající vrcholem s ID 1, pak s 2 apod. Důvodem je zjednodušení procesu načítání.

Načítání vstupních souborů

Načítání je implementováno následovně. `interface Creator<T>` s metodou `T Create()` je rozhraní pro tvorbu objektů `T`. Rozhraní bude implementovat třída `CreatorFromFile<T>`, která symbolizuje tvorbu objektu `T` postupným čtením souboru. Třída očekává při inicializaci rozhraní `IReader` čtoucí vstupní soubor metodou `string Read()`, která přečte vždy určitý úsek souboru. Dále rozhraní `IProcessor` vytvářející iterativně `T` na základě poskytnutých částí souboru. Protože text je čtený po částech, tak `IProcessor` implementuje návrhový vzor `State` [19, str. 305]. V našem případě nejdříve zpracujeme soubory schémat pomocí třídy `TableDictProcessor`, která vytváří třídy `Table`. Následně čtením datového souboru *Nodes.txt* vytvoříme třídou `VerticesListProcessor` pole vrcholů. A posledně čtením datového souboru *Edges.txt* vytvoříme dva pole `InEdge` a `OutEdge` třídou `EdgeListsProcessor`. Rozhraní `IProcessor` implementují všechny tyto třídy. Samotné čtení souborů je vyvoláno při inicializaci třídy `Graph`.

3.4.3 Načítání uživatelského dotazu

V této sekci popíšeme implementaci načítání uživatelského dotazu. Při načítání dotazu jsme vycházeli ze sekce analýzy 2.3. Nejdříve dojde k tokenizaci a následně vytváření syntaktického stromu.

Třída Tokenizer

V prvním kroku dojde k tokenizaci uživatelského dotazu třídou `Tokenizer`. Uživatel zadá aplikaci svůj dotaz a třída provede tokenizaci. Výstupem tokenizace je pole `List<Token>`, které obsahuje všechny nalezené tokeny. Tokenem zde myslíme `struct Token`, který obsahuje dvě položky. První je `TokenType type`, což je typ tokenu. Druhá je `string strValue`, která obsahuje hodnotu tokenu, pokud se jedná o token `Identifier`. Tomu odpovídá například token názvu proměnné. Pole tokenů se předá statické třídě `Parser`.

Třída Parser

Třída postupně z tokenů vytváří syntaktické stromy každé hlavní části dotazu (*Match*, *Select*, *Order by* a *Group by*). Syntaktická analýza se vyvolá veřejnou metodou `Parse(List<Token> tokens)` a probíhá po částech. Každá hlavní část dotazu má svou separátní metodu. Například `ParseMatch(ref int position, List<Token> tokens)` parsuje část *Match*. Během syntaktické analýzy tokenů se

rekurzivně volají další metody. Při rekurzi se používá parametr `position`, který udržuje pozici aktuálně zpracovávaného tokenu.

Syntaktické stromy jsou tvořeny potomky abstraktní třídy `Node`, která implementuje návrhový vzor `Visitor` [19, str. 331], tj. definuje metodu `Accept<T>(...)`. Rozhraní `IVisitor<T>` implementuje druhou část vzoru, tj. metodu `Visit(...)`, kde vstupem je každý neabstraktní potomek třídy `Node`. Každá část dotazu má svůj objekt implementující `IVisitor<T>`, například části *Match* přináleží objekt `MatchVisitor`. Parametr `T` je zde návratová hodnota procházení syntaktického stromu. Výstupem třídy `Parser` je množina všech vzniklých syntaktických stromů. Samotná tokenizace a syntaktická analýza se provádí při inicializaci třídy `Query`. Procházení syntaktických stromů je rovněž prováděno při inicializaci dané třídy.

3.4.4 Reprezentace dotazu

Celý dotaz jsme reprezentovali třídou `Query`. Exekuční plán a samotné zpracování pak bude odpovídat popisu ze sekce analýzy 2.4.

Třída `Query`

Třída reprezentuje celý dotaz. Obsahuje všechny struktury, které se využívají pro vykonání dotazu. Objekt je používán uživatelem. Poskytuje statické veřejné metody `Query Create(...)` a `void Compute()`. Metoda `void Compute()` spustí vykonání dotazu. Metoda `Query Create(...)` vytváří dotaz. Daná metoda dostává množství argumentů, vypíšeme ty hlavní:

- `string/TextReader inputQuery`: definuje dotaz uživatele, který se má vykonat. `string` zde reprezentuje vstup jako řetězec. `TextReader` představuje vstup z konzole.
- `QueryMode mode`: definuje mód vykonávání, který se má provádět (sekce 3.2).
- `Graph graph`: definuje graf, nad kterým se má dotaz provést.
- `ThreadCount threadCount`: definuje počet využitých vláken v paralelním zpracování.
- `GrouperAlias grouperAlias`: definuje řešení, které se má použít při vykonávání *Group by*.
- `SorterAlias sorterAlias`: definuje řešení, které se má použít při vykonávání *Order by*.

Při zavolání metody dojde k tokenizaci `inputQuery` a kontrole všech argumentů metodou `CheckArgs`. Zkontrolované argumenty a pole `List<Token>` se předají privátnímu konstruktoru třídy `Query`. Upravené módy sdílí konstruktor. Mód **Normal** má separátní konstruktor. Uvnitř obou konstruktorů dochází k syntaktické analýze pole tokenů třídou `Parser`. Výstupem jsou stromové struktury hlavních částí dotazu, které jsou dále použity k inicializaci privátních položek a exekučního plánu:

- `VariableMap variableMap` je seznam proměnných vyskytujících se v dotazu. Seznam obsahuje jejich přidělený identifikátor a typ, pokud byl definován.
- `QueryObject query` je exekuční plán. Obsahuje řetězec objektů, které postupně vykonávají dotaz.
- `QueryExecutionHelper qHelper` obsahuje informace o způsobu vykonání dotazu.
- `QueryExpressionInfo exprInfo` obsahuje všechny výrazy (expressions) v dotazu.

V momentě volání metody `Compute()` dojde k vyvolání metody `Compute(...)` na položce `query`. Tímto se spustí vykonávání dotazu.

Třída `QueryObject`

Jedná se o abstraktní třídu. Každá hlavní část dotazu je reprezentována potomkem dané třídy (`MatchObject`, `SelectObject`, ...). Třída definuje rozhraní exekučního plánu. Obsahuje:

- Položku `QueryObject next`, která propojuje objekt s dalším objektem.
- Metodu `void Compute(out ITableResults r, out GroupByResults g)`, která rekurzivně volá stejnou metodu na dalším objektu v `next`. Každý potomek třídy si implementuje vlastní logiku zpracování této metody. Všimněme si, že tato metoda definuje rozhraní pro předávání výsledků zpracování. `ITableResults` definuje obecné rozhraní tabulky výsledků prohledávání, pokud není zadáno *Group by*. `GroupByResults` definuje formát výsledků *Group by*.
- Metodu `void AddToEnd(QueryObject queryObject)`, která připojí poskytnutý objekt na konec řetězce.

Konkrétní potomci třídy jsou vytvářeny v konstruktoru třídy `Query`. Navíc každý potomek očekává v konstruktoru syntaktický strom. Uvnitř konstruktoru dojde k vytvoření adekvátního `IVisitor<T>` objektu. Návrátová hodnota `T` se využije ke konstrukci privátních objektů pro vykonání dotazu.

3.4.5 Match

V této sekci popíšeme implementaci části *Match*. Prvně popíšeme konstrukci vzoru a následně objekty algoritmu prohledávání. Budeme vycházet ze sekce analýzy 2.5.

Třída `MatchObject`

Třída `MatchObject` reprezentuje *Match* část dotazu. Je potomkem abstraktní třídy `MatchObjectBase`, která dědí z `QueryObject`. Obecně třída `MatchObject` obsahuje odkaz na tabulku výsledků prohledávání `MatchFixedResults` a odkaz

na objekt DFS algoritmu prohledávání `DFSParallelPatternMatcher`. V konstruktoru třídy se vytváří vzor a objekt prohledávání. Objekt prohledávání obdrží vzor a tabulku pro ukládání výsledků. Třída dědí z `MatchObjectBase`, protože objekt části *Match* upraveného zpracování používá stejnou metodu ke kontrole vzoru uživatele (metoda `ParsedPatternCorrectness`). Metoda kontroluje uživatelem zadaný vzor, jestli splňuje podmínky jazyka PGQL. Metoda očekává na vstupu pole tříd, které je výstupem procházení syntaktické stromové struktury objektem `MatchVisitor`.

Třída `ParsedPattern`

`MatchVisitor` vytváří procházením stromu pole tříd `List<ParsedPattern>`. Třída `ParsedPattern` reprezentuje jednu vyhledávací posloupnost *Match* části (např. $(x) \rightarrow (y)$). V poli je tolik tříd, kolik je v dotazu posloupností oddělených čárkou. Třída obsahuje:

- Pole abstraktních tříd `List<ParsedPatternNode>` `pattern`. Abstraktní třída reprezentuje jeden hledaný element v posloupnosti, tj. hrana $(-[e]>)$ nebo vrchol $((x))$. Obsahuje položky `string Name`, pokud je element označen proměnnou (např. vrchol $((x))$), a `Table Table`, pokud je definován typ elementu (např. vrchol $((:Type))$). Potomci specifikují konkrétní případy vrcholů a hran. Například pro posloupnost výše $(x) \rightarrow (y)$ bude pole obsahovat tři třídy. `pattern[0]` je třída vrcholu x , `pattern[1]` je třída `OutEdge` hrany a `pattern[2]` je třída vrcholu y .
- Položku `string splitBy`, která označuje jméno proměnné, podle které posloupnost budeme dělit na dvě posloupnosti v průběhu vytváření objektu vzoru. Výsledkem dělení budou tedy dvě třídy `ParsedPattern`. Část před proměnnou, podle které dělíme, bude tvořit posloupnost převrácenou. To znamená, pokud máme posloupnost tříd `ParsedPatternNode` $(x) \rightarrow (y) \rightarrow (z)$ a dělíme podle (y) , pak výsledkem dělení jsou posloupnosti $(y) <-(x)$ a $(y) \rightarrow (z)$.
- Metodu `bool TryFindEqualVariable(ParsedPattern p, out string n)`, která vrátí název první sdílené proměnné s posloupností `p`, pokud nějaká existuje. Pokud existuje, metoda vrátí `true` a název v `n`.
- Metodu `void TrySplitParsedPattern()`, která zkusí provést rozdělení posloupnosti. Rozdělení se nemusí provést, pokud je rozdělováno podle první položky `List<ParsedPatternNode>`. Pokud je rozdělováno podle poslední, posloupnost se pouze převrátí.

Z daného formátu se během vytváření struktur *Match* části vytvoří finální hledaný vzor `DFSPattern` s pomocí zmíněných metod a položek.

Třída `DFSPattern`

Třída reprezentuje hledaný vzor (obrázek 2.4 blok `Pattern`). Konstruktor dostane pole `ParsedPattern`. V analýze jsme řekli, že se z posloupností vytvoří

souvislé komponenty. Aplikováním výše zmíněných metod nalezneme sdílené proměnné. Pole, která sdílejí proměnnou, seskupíme k sobě a samotné posloupnosti rozdělíme pomocí položky `splitBy`. Výsledkem bude pole posloupností a souvislé komponenty v něm budou obsaženy postupně za sebou. Příklad seskupení a rozdělení:

```
Původní List<ParsedPattern> a uvnitř List<ParsedPatternNode>:
[[ (x), ->, (z) ], [ (r), ->, (q) ], [ (y), ->, (x), ->, (w) ]]
Pole po zpracování:
[[ (x), ->, (z) ], [ (x), <-, (y) ], [ (x), ->, (w) ], [ (r), ->, (q) ]]
```

Zde vidíme, že první tři posloupnosti po zpracování tvoří souvislou komponentu, protože sdílejí proměnnou `x`, ale původně nebyli v poli za sebou. Nulté a druhé pole sdílejí proměnnou `x`, podle které jsme druhou posloupnost dělili. V průběhu prohledávání grafu budeme vždy iterovat po daných posloupnostech. V momentě nalezení vhodného elementu se posuneme na další prvek posloupnosti (doprava) nebo na novou posloupnost. To symbolizuje DFS krok zanoření. Opačně se posouváme doleva a zkoušíme ještě neprohledané elementy grafu. Díky rozdělení můžeme při přesouvání na začátek další posloupnosti vždy navázat již nalezenou proměnnou, pokud existuje a jedná o součást aktuální komponenty. Z pole posloupnosti nyní vytvoříme pole `DFSBaseMatch[] [] patterns`. `patterns[i]` znamená přístup k *i*-té posloupnosti a `patterns[i][j]` přístup k *j*-té položce *i*-té posloupnosti.

Vzor kromě `patterns` obsahuje pole `Element[] scope`. Pole obsahuje každou proměnnou prohledávání právě jednou. Pokud ve vzoru není žádná proměnná, tak je pole vždy prázdné. Každá proměnná má svou pozici. Tyto pozice budeme chápat jako ID proměnných v celém dotazu. Toto pořadí je uchováváno v třídě `QueryVariableMap`. V momentě nalezení vhodného elementu proměnné se element uloží do daného pole na pozici proměnné. V momentě vynořování z DFS se element z pozice smaže. Položka se používá ke kopírování výsledků do tabulky nebo k dalšímu zpracování.

Vzor dále implementuje rozhraní `IDFSPattern` spolu s `IPattern`, které slouží k posouvání po posloupnosti. Mají množství metod, ale vypíšeme pouze hlavní:

- Položka `int CurrentPatternIndex` je index aktuální posloupnosti procházení. `patterns[CurrentPatternIndex]` vrátí aktuální posloupnost.
- Položka `int CurrentMatchNode` je aktuální objekt `DFSBaseMatch` v posloupnosti. `patterns[CurrentPatternIndex][CurrentMatchNode]` je aktuální objekt `DFSBaseMatch`.
- Metoda `void PrepareNextSubPattern()` připraví k procházení následující posloupnost.
- Metoda `void PreparePreviousSubPattern()` připraví k procházení předchozí posloupnost.
- Metoda `void PrepareNextNode()` připraví k procházení následující objekt `DFSBaseMatch`.
- Metoda `void PreparePreviousNode()` připraví k procházení předchozí objekt `DFSBaseMatch`.

- Metoda `Element[] GetMatchedVariables()` vrátí `scope` vzoru.
- Metoda `bool Apply(Element[] e)` slouží ke zjištění, zda držený `element` je použitelný pro aktuální pozici ve vzoru. Vyvolá stejnojmennou funkci na třídě `DFSBaseMatch`.

Třída `DFSBaseMatch`

Nyní popíšeme třídu vytvářející pole posloupností. `DFSBaseMatch` je abstraktní třída, reprezentující jeden element procházení grafu. Třída obsahuje:

- Položku `bool isAnonymous` která říká, jestli se jedná o proměnnou.
- Položku `bool isFirstAppearance` která říká, pokud se jedná o proměnnou, jestli už je to její první nález.
- Položku `int positionOfRepeatedField` která říká, pokud to není první nález proměnné, tak kde v `scope` se nachází.
- Metodu `bool Apply(Element element, Element[] map)`, která ověřuje jestli `element` se dá použít v aktuálním kroku prohledávání. `map` je pak `scope` vzoru, kde se případně ověří rovnost elementů opakující se proměnné. Při úspěchu vrací `true`.

Potomci pak specifikují, jestli se jedná o `Vertex` (vrchol), `InEdge` (hrana vedoucí do vrcholu), `OutEdge` (hrana vedoucí z vrcholu) nebo `AnyEdge` (jakýkoliv druh hrany). Ještě než popíšeme struktury algoritmu prohledávání, tak popíšeme struktury pro ukládání výsledků vláken v průběhu prohledávání grafu.

Třída `MatchFixedResultsInternal`

Máme implementován vzor a metody k procházení vzoru. Nyní popíšeme implementaci ukládání výsledků prohledávání. Třída obsahuje lokální tabulku výsledků vlákna při prohledávání grafu (obrázek 2.4 blok *Výsledky*). Každé vlákno má odkaz na vlastní třídu v průběhu prohledávání grafu. Za finální výsledek prohledávání se považují hodnoty v poli `scope`. Sloupečky zde tedy odpovídají unikáním proměnným v grafu. Řádek je pak kopie daného pole. Ukládáme pouze elementy grafu. Uvnitř je:

- Položka `int ColumnCount`, která udává počet sloupečků tabulky.
- Položka `int FixedArraySize`, která udává velikost bloků uvnitř tabulky.
- Položka `List<Element[] []> ResTable` je tabulka výsledků. Je složená z bloků `Element[] [FixedArraySize]` `block` konstantní velikosti. `block[i]` přistupuje k *i*-tému sloupečku a `block[i][j]` přistupuje k *j*-té pozici *i*-tého sloupečku.
- Položka `Element[] [FixedArraySize] LastBlock` je odkaz na poslední nezaplňený blok.
- Položka `int CurrentPosition` je odkaz na první volný index v posledním bloku.

- Metoda `void AddRow(Element[] row)` přidá nový výsledek do tabulky. Pokud je poslední blok zaplněn, vytvoří se nový. Při vytváření nového bloku nemusí docházet k překopírovávání výsledků prohledávání, protože pole `ResTable` drží odkazy na zmíněné bloky. Rozšířením pak překopíruje pouze odkazy na pole. Očekává se, že `row` je položka `scope` vzoru.

Třída `MatchFixedResults`

Třída obsahuje lokální tabulky všech vláken v položce `matcherResults`. Takto budeme moci přistoupit k lokálním výsledkům po dokončení prohledávání grafu. Třída zároveň poskytuje rozhraní pro slévání sloupečků tabulek vláken v metodě `void MergeColumn(int columnIndex)`, která slévá jeden sloupeček. Výsledky jsou slévány do položky `List<Element[]>[] FinalMerged`.

Třída `DFSPatternMatcherBase`

Implementovali jsme vzor a ukládání výsledků. Nyní popíšeme implementaci algoritmu procházení (obrázek 2.4 blok `Matcher`). Abstraktní třída reprezentuje základní jednovláknový algoritmus DFS prohledávání grafu. Prohledání jsme implementovali přesně podle analýzy. Samotný algoritmus nebudeme popisovat, ale popíšeme jen základní položky. Třída v konstruktoru očekává vzor `DFSPattern` a graf `Graph`. Obsahuje indexy `int startVerticesIndex` a `int startVerticesEndIndex`. Dané dva indexy určují rozsah vrcholů z pole vrcholů `List<Vertex>`, ze kterých se bude spouštět prohledávání. Dané položky jsou inicializovány na celý rozsah pole, což odpovídá jednovláknovému zpracování. Třída má rozhraní `void SetStartingVerticesIndices(int start, int end)` nastavující dané indexy rozsahu. Daná metoda se používá v paralelním zpracování v momentě, kdy je přidělováno malé množství vrcholů z grafu k prohledání. Metodou `void Search()` se spustí prohledávání grafu. Prohledávání prochází všechny vrcholy v definovaném rozsahu a pak se ukončí. V tento moment lze nastavit zmíněnou metodou další rozsah a opět spustit prohledávání grafu. V momentě nalezení finálního výsledku se zavolá abstraktní metoda `void ProcessResult()`, která zpracuje výsledek. Rozhraní prohledávání neposkytuje návrat nalezených výsledků. Pokud se výsledky mají ukládat, tak potomek dané třídy musí dostat v konstruktoru objekt úložiště a přepsat metodu `void ProcessResult()`. Způsob zpracování výsledku si definují potomci.

Třída `DFSPatternMatcher`

Třída je potomkem třídy výše. Reprezentuje algoritmus prohledávání grafu, který ukládá výsledky do tabulky v momentě jejich nalezení. V konstruktoru dostane tabulku `MatcherFixedResultsInternal`, kam ukládá své výsledky prohledávání. Metoda `ProcessResult` tedy ukládá výsledky do dané tabulky. V průběhu volání této metody taky dochází k počítání nalezených výsledků v položce `NumberOfMatchedElements`. Pokud uživatel zadal pouze `count(*)` v části *Select*, tak nedochází k ukládání výsledků do tabulky.

Třída `DFSParallelPatternMatcher`

Třída představuje paralelní prohledávání grafu, které ukládá výsledky v momentě nalezení do tabulky. Paralelizaci jsme popsali v sekci 2.5.4. V konstruktoru dostává počet vláken `ThreadCount`, vzor `DFSPattern`, graf `Graph` a instanci úložiště výsledků `MatchFixedResults`. K paralelizaci prohledávání grafu využívá instance třídy `DFSPatternMatcher` a počet instancí odpovídá hodnotě `ThreadCount`. Tedy v konstruktoru vytvoří tyto instance a každé přidělí kopii vzoru, graf a její lokální úložiště. Výsledně obsahuje položky:

- `MatchFixedResults results` obsahuje lokální tabulky výsledků vláken.
- `DFSPatternMatcher[] matchers` obsahuje instance tříd algoritmů prohledávání grafu. Každá instance má svou lokální kopii vzoru a odkaz na tabulku výsledků.

Paralelní prohledávání je spuštěno metodou `void Search()`. Zde využíváme nativní `ThreadPool`. Je vytvořeno `ThreadCount` instancí `Task` vykonávajících práci `WorkMultiThreadSearch(object o)`, kde `o` je lokální `JobMultiThreadSearch`. Ten obsahuje instanci prohledávání a objekt `VertexDistributor`. Objekt jsme definovali v analýze (obrázek 2.4 blok `VertexDistributor`). Drží odkaz na pole vrcholů grafu a index posledního přiděleného vrcholu. Množství přidělených vrcholů je definováno v položce `int verticesPerRound`. Vlákná jej žádají o rozsah vrcholů metodou `void DistributeVertices(out int start, out int end)` a následně spustí prohledávání z daných vrcholů.

Po dokončení prohledávání dojde k paralelnímu slévání tabulek. Rozhodli jsme se použít metodu slévání po sloupečcích tabulek, protože slévání celých tabulek po dvojicích bylo pomalejší. Paralelizace probíhá podobným způsobem jako paralelizace prohledávání. Je vytvořeno n instancí `Task`, kde n je počet sloupečků v tabulce, které vykonávají práci `ParallelMergeColumnWork(object o)`, kde `o` je lokální `ParallelMergeColumnJob`. Ten obsahuje odkaz na `MatchInternalResults` a `ColumnDistributor`. Vlákná žádají objekt `ColumnDistributor` o sloupeček ke slévání. Interně objekt funguje totožně jako `VertexDistributor` s rozdílem, že si objekt pamatuje index prvního nepřiděleného sloupečku. Slévání probíhá voláním metody `MergeColumn` na instanci `results`. V momentě dokončení slévání jsou finální výsledky v položce `results.FinalMerged`. Tato položka je předána konstruktoru `TableResults`, která implementuje rozhraní `ITableResults`. Třída představuje tabulku výsledků, kterou si objekty částí dotazu (`QueryObjekt`) předávají ke zpracování. Pokud dotaz obsahoval pouze `count(*)` v části `Select`, tak se výsledky neukládaly do tabulky a místo slévání výsledků dojde pouze ke slévání položek instancí DFS algoritmů `NumberOfMatchedElements`.

3.4.6 Tabulka výsledků

V této sekci popíšeme implementaci tabulky výsledků, kterou si předávají objekty dotazu. Tabulku jsme implementovali dle sekce analýzy 2.4.2.

Třída `TableResults`

Objekty exekučního plánu si předávají tabulku výsledků prohledávání rozhraním `ITableResults`. Ačkoliv jsme navrhli rozhraní, tak obecně používáme pouze

jednu třídu `TableResults`, která rozhraní implementuje. Zároveň jsme ji upravili rovnou k možnosti použití pro ukládání pouze reprezentantů skupin popsaném v sekci 2.10.1. Hlavní vlastnosti jsou:

- `int ColumnCount` je počet sloupečků v tabulce. Sloupeček zde odpovídá jedné proměnné dotazu, tj. na jeden řádek se díváme jako na hodnoty v poli `scope` z průběhu prohledávání. Tedy počet sloupečků je roven počtu unikátních proměnných v dotazu. Pokud chceme přistoupit k proměnné výsledku prohledávání, musíme znát její pozici v poli `scope`.
- `int RowCount` je počet řádků v tabulce.
- `int FixedArraySize` je velikost bloků v tabulce. Tabulka opět využívá princip ukládání výsledků do bloků fixní délky. Stejný princip jsme použili při ukládání výsledků v průběhu prohledávání grafu. To nám umožní v momentě dokončení slévání pouze přesunout výsledky do konstruktoru této třídy.
- `List<Element[FixedArraySize]>[] resTable` je tabulka výsledků prohledávání. `resTable[i]` je *i*-tý sloupeček. `resTable[i][j]` je *j*-tý blok ve sloupečku. `resTable[i][j][k]` je *k*-tý výsledek v bloku.
- `Element[] temporaryRow` představuje odkaz na pole elementů, ke kterému lze přistoupit skrze rozhraní tabulky, aniž by bylo pole elementů v tabulce.
- Metoda `void StoreRow(Element[])` překopíruje hodnoty do tabulky. Funkce ekvivalentně jako `AddRow` ve třídě `MatcherFixedResultsInternal`.
- Metoda `void StoreTemporaryRow()` vyvolá metodu výše pro uložení pole `temporaryRow` do tabulky, tj. zavolá metodu `StoreRow(temporaryRow)`.
- Funkce hranatých závorek `RowProxy this[int i]`, která vrátí proxy třídu řádku.
- Položka `int[] order` umožní definovat vlastní pořadí řádků v tabulce bez nutnosti přesouvat řádky.
- Položka `int NumberOfMatchedElements`, která udává počet nalezených výsledků, pokud bylo v části dotazu `Select` zadáno pouze `count(*)`. V takovém případě nedocházelo k ukládání výsledků do tabulky, ale jen počítání jejich počtu.

V průběhu analýzy jsme navrhli způsob práce s řádky. Místo abychom pracovali konkrétně s řádky, tak jsme implementovali proxy třídu řádku pomocí struktury `struct RowProxy`. Struktura obsahuje pouze dvě položky. První je index řádku `int index`, který reprezentuje, a druhá je odkaz na tabulku `TableResults resTable`. Získá se voláním funkce hranatých závorek na třídě tabulky. Na získané struktuře se pak voláním metody `Element this[int c]` přistoupí k proměnné na řádku tabulky (*c* je zde sloupeček tabulky). Danou třídu pak budeme používat k vyhodnocení výrazů a výpočtům agregačních funkcí. Kdykoliv budeme předávat strukturu do funkce, tak ji budeme předávat pomocí parametru `in`, který vyvolá předání odkazem. Tím vyloučíme zbytečné kopírování položek struktury. Na struktuře existuje statická metoda `AreIdenticalVars`, která porovná dvě proxy třídy řádků, zda obsahují stejné elementy grafu na základě jejich ID.

3.4.7 Expressions

Než přistoupíme k implementaci *Order by* a *Group by* musíme implementovat způsob vyhodnocení výrazů. K výpočtu výrazů jsme implementovali vlastní jednoduchý systém. Postupovali jsme přesně podle sekce analýzy 2.3.3, proto popíšeme jen tvorbu a základní objekty.

Tvorba výrazů

V části načítání dotazu 3.4.3 jsme uvedli, že výstupem načítání jsou syntaktické stromy každé části dotazu. Tyto stromy obsahují i podstromy výrazů. Každá část dotazu má svůj objekt implementující rozhraní `IVisitor<T>`, kterým se sbírají důležitá data. Pokud v průběhu procházení dojde k nalezení podstromu výrazu, tak dojde k vytvoření speciálního objektu `ExpressionVisitor`. Tento objekt procházením podstromu vytvoří stromovou strukturu výrazu, pomocí které se bude vyhodnocovat daný výraz v průběhu vykonávání dotazu. Objekt implementuje `IVisitor<ExpressionBase>`, kde `ExpressionBase` reprezentuje výsledný výraz. Všechny výrazy se globálně udržují v třídě `QueryExpressionInfo`, která jim přiděluje ID na základě jejich pořadí vytvoření. Třída si také pamatuje výrazy agregačních funkcí a přiděluje jim rovněž ID na základě pořadí vzniku.

Třídy výrazů

Implementace tříd výrazů je totožná jako v analýze. `ExpressionBase` je abstraktní třída, která definuje základní rozhraní struktur výrazů. Definuje:

- Metodu `Type GetExpressionType()`, která vrací návratový typ výrazu.
- Metodu `void CollectUsedVars(ref List<int> v)`, která vrátí ID proměnných potřebných k vyhodnocení stromové struktury výrazu.

Z třídy vzniká abstraktní potomek `ExpressionReturnValue<T>`, který definuje návratovou hodnotu funkce v parametru `T`. Třída definuje rozhraní výpočtu výrazu metodami `bool TryEvaluate(... x, out T returnValue)`. Kde `x` jsou položky nutné k vyhodnocení výrazu, což jsou zde řádky z tabulky výsledků. Mezi hlavní patří `Element[]` a `RowProxy`. Z třídy následně dědí nová abstraktní třída `VariableReference<T>`, která představuje přístup k proměnné. ID přistoupené proměnné je uloženo v položce `int VariableIndex`. Z třídy finálně dědí dvě třídy. Konkrétní třída `VariableIDReference`, která vrací ID elementu grafu představující proměnnou. Druhá třída je `VariablePropertyReference<T>`, která představuje přístup k vlastnosti elementu grafu představující proměnnou a `T` je zde typ vlastnosti. ID vlastnosti je uloženo v položce `int PropertyID`.

Výraz agregační funkce

Při implementaci výrazu agregační funkce jsme postupovali jako v analýze. Vytvořili jsme dva koncepty. První koncept představuje logiku agregační funkcí. Tu představuje abstraktní třída `Aggregate`, jejíž potomci implementují specifickou logiku výpočtu funkcí. Druhý koncept představuje odkaz na vypočtenou hodnotu funkce, ke které se může přistupovat v jiných částech dotazu. Tento koncept představuje třída `AggregateReference<T>: ExpressionReturnValue<T>`.

Třída reprezentuje hodnotu již vypočtené agregační funkce a typ hodnoty je parametr `T`. ID funkce, kterou reprezentuje, je uloženo v položce `int AggrPosition`.

Obecně jsme vytvořili třídu `ExpressionHolder`, která udržuje odkaz na třídu `ExpressionBase`. Tato třída je používána k předávání výrazů do funkcí a konstruktorů.

3.4.8 Order by

Implementovali jsme části nutné ke zpracování *Order by* a *Group by*. Nyní popíšeme implementaci jejich řešení. Začneme popisem části *Order by*. U implementace jsme vycházeli ze sekce analýzy 2.6.

Třída `OrderByObject`

Část *Order by* je reprezentována objektem `OrderByObject: QueryObject`. *Order by* musí setřídit tabulku `TableResults` pomocí výrazů zadaných uživatelem (klíčů třídění). Klíče jsou vytvořeny v konstruktoru objektu při procházení syntaktického stromu objektem `OrderByVisitor<List<ExpressionComparer>>`. Výstup procházení obsahuje pole porovnávačů, které se musí použít k porovnání řádků tabulky.

Třída `ExpressionComparer`

`ExpressionComparer` je abstraktní třída definující rozhraní porovnávače jednoho klíče třídění. Jejím úkolem je vypočíst a porovnat hodnoty jednoho klíče třídění dvou řádků. Definuje:

- Abstraktní metodu `int Compare(in RowProxy x, in RowProxy y)` porovnávající dva řádky tabulky. `in` parametr zde představuje předání argumentu odkazem, aby nedocházelo ke zbytečnému kopírování struktur.
- Položku `int[] usedVars`, která obsahuje ID proměnných nutných k výpočtu hodnot klíče.
- Položku `bool isAscending`, která určuje, jestli se třídí sestupně nebo vzestupně.
- Položku `ExpressionHolder expr`, která obsahuje výraz porovnávání.
- Položku `bool CacheResults`, která určuje, zda se má použít optimalizace. `true` označuje využití optimalizace.

Potomky třídy jsou třídy `ExpressionComparer<T>`, které představují porovnání konkrétních typů návratových hodnot výrazů. Potomci budou také implementovat zmíněné optimalizace ze sekce analýzy 2.6.

Třída `ExpressionComparer<T>`

Třída konkretizuje návratovou hodnotu výrazu porovnání v parametru `T`. Obsahuje výraz `ExpressionReturnValue<T>`, který se vyhodnotí porovnávanými řádky. Implementuje metodu `Compare(... x, ... y)` rodiče. Nyní popíšeme způsob porovnání společně s optimalizacemi:

1. Dojde k porovnání proxy tříd pomocí statické metody `RowProxy.AreIdenticalVars(in x, in y, this.usedVars)`, která porovnává elementy na řádcích tabulky dle jejich ID. Avšak, porovnáváme zde jen elementy proměnných, které se používají k výpočtu výrazu (položka `usedVars`). Pokud jsou totožné, nemusíme vypočítávat hodnotu výrazu. Tím vyřešíme optimalizaci porovnání stejných elementů ze sekce 2.6.5.
2. Následuje vypočtení hodnot výrazů řádků a jejich porovnání. Pokud byla `CacheResults == false`, tak nic dalšího se neprovádí. Opačně, při výpočtu hodnot si uložíme pozici řádku `x.index` do `int lastXRow`, zda se výraz vyhodnotil správně do `bool lastXSuccess` a hodnotu výrazu do `T lastXValue`. To samé pro řádek `y`: `int lastYRow`, `bool lastYSuccess` a `T lastYValue`. Pokud při příštím porovnání budou `x` nebo `y` totožné řádky, tak již máme vypočtené hodnoty výrazů. Tím vyřešíme optimalizaci porovnání stejných vlastností ze sekce 2.6.4.

Optimalizace v druhém kroku je nefunkční v paralelním prostředí. Protože by se vlákna snažila ukládat výsledky na sdílené pozice a došlo by k souběhu. Snažili jsme se problém vyřešit třídou `ThreadLocal` (lokální úložiště vlákna). Každá ukládaná položka by byla obsažena v dané třídě a vlákna by tak měla svá úložiště. Dalším zkoušeným řešením bylo uzavřít celou třídu porovnávače do `ThreadLocal`. Avšak, tyto způsoby způsobili zpomalení vykonávání, proto jsme se rozhodli optimalizaci využívat pouze v jednovláknovém prostředí.

Třída `RowComparer` a `IndexToRowProxyComparer`

Všechny třídy porovnávače využívané k porovnání dvou proxy tříd jsme uzavřeli do třídy `RowComparer`, která postupně zkouší vykonat porovnání porovnávači, než dojde ke stanovení rovnosti řádků. Protože jsme v analýze stanovili, že se budou porovnávat pouze indexy řádků, tak jsme vytvořili třídu, která obalí `RowComparer` a umožní porovnávat řádky pomocí indexů. Třída se jmenuje `IndexToRowProxyComparer`. Drží odkaz na tabulku `ResultTable` a zmíněnou `RowComparer`. Volání metody `int Compare(int x, int y)` na třídě dojde k získání proxy tříd řádků `x` a `y`. Následně dojde k jejich porovnání pomocí `RowComparer`. Implementaci třídy jsme dále rozšířili dle návrhu porovnávání řádků tabulky při vkládání řádků do vyhledávacího stromu ze sekce analýzy 2.9.3. Existuje zde nově položka `bool allowDuplicities`. Pokud položka je nastavená na `false`, tak při určení shodnosti hodnot klíčů dvou řádků se výsledně použije k porovnání jejich index v tabulce (což jsou zde hodnoty `x` a `y`). Čili, položka nastavená na `true` porovnává pouze podle klíčů třídění. `true` je nastaveno tedy vždy, pokud je třída používá s vyhledávacími stromy.

Řešení Normal: Merge sort

Připravili jsme všechny nutné podklady pro vykonání třídění. Samotné vykonání třídění je implementováno v třídě `MultiColumnTableSorter` v metodě `Sort`. Třída drží odkaz na `IndexToRowProxyComparer`, který bude sloužit jako porovnávač při třídění. Metoda vytvoří pole indexů `int []` velikosti odpovídající počtu

řádků v tabulce. K třídění indexů v poli používáme knihovnu HPCsharp [23]. Konkrétně využíváme algoritmus Merge sort pro jednovláknové zpracování a pro paralelní používáme paralelní verzi Merge sort. Výsledně se pole indexu předá tabulce na položku `ResultTable.order`. Pole nyní slouží jako indexační struktura tabulky. Toto řešení budeme označovat v průběhu testování paralelního i jednovláknového zpracování jako **Normal: Merge sort**. První slovo určuje mód, kterému řešení přináleží.

3.4.9 Group by

V této sekci popíšeme implementaci *Group by*. U implementace *Group by* jsme vycházeli ze sekce analýzy 2.7.

Třída GroupByObject

Část *Group by* je reprezentována objektem `GroupByObject: QueryObject`. *Group by* musí seskupit výsledky v tabulce prohledávání `TableResults` pomocí výrazů zadaných uživatelem (klíči seskupení). Zároveň musí provést výpočet agregačních funkcí. Klíče jsou vytvořeny v konstruktoru objektu při procházení syntaktického stromu objektem `GroupByVisitor<List<ExpressionHolder> >`. Výsledné pole obsahuje výrazy, které se musí použít k seskupování. V průběhu sestavování dalších částí dotazu dochází k vytváření objektů logiky výpočtu agregačních funkcí. Logika je obsažena v potomcích objektu `Aggregate`. Výsledný objekt části *Match* tedy obsahuje pole výrazů a pole objektů logiky agregačních funkcí. Nejdříve popíšeme implementaci seskupování a následně implementaci agregačních funkcí.

Dictionary a ConcurrentDictionary

Abychom pochopili implementaci seskupování musíme se podívat na způsob práce s hešováním výrazů. V analýze jsme určili, že výsledky prohledávání budeme seskupovat pomocí hešovací tabulky, ať už v jednovláknovém nebo paralelním zpracování. Jazyk C# obsahuje hešovací tabulku `Dictionary<Key, Value>` pro jednovláknové zpracování a `ConcurrentDictionary<Key, Value>` pro paralelní zpracování. `ConcurrentDictionary` je thread-safe verze `Dictionary`. `Key` zde chápeme jako řádek tabulky a `Value` úložiště hodnot agregačních funkcí. `Key` zde nebude proxy třída, ale pouze index řádku. Porovnání vyvolá získání proxy třídy jako v předchozí sekci u třídění. Obvyklé vkládání prvků do `Dictionary` vypadá následovně:

```
Dictionary<int, int> dict = new Dictionary<int, int>();
int x = 5;
if (!dict.TryGetValue(x, out int y)) dict.Add(x, 42);
```

Nejdříve se v podmínce otestuje, jestli vkládaný prvek ve struktuře existuje. To znamená, že se vypočte heš prvku a nalezne se místo vložení. Jestli na místě nějaký prvek již leží, tak dojde k porovnání hodnot a jinak funkce vrací `false`. Funkce vrátí `true` při úspěchu porovnání prvků a při neúspěchu vrátí `false`. Při vrácení `false` dojde k vložení funkcí `Add`, která opět vypočte heš a případně

porovná prvky. Obvyklé vkládání prvku pro `ConcurrentDictionary` vypadá následovně:

```
ConcurrentDictionary<int, int> dict =  
    new ConcurrentDictionary<int, int>();  
int x = 5;  
var retVal = dict.GetOrAdd(x, 42);
```

Nyní neuvažujme žádné synchronizační koncepty. Funkce `GetOrAdd` vypočte heš, získá místo vložení a pokud na místě jiný prvek není rovnou ho vloží. Zde tedy dochází k hešování a porovnání pouze jednou. V prvním případě `Dictionary` bychom byli nuceni vyhodnotit ten samý výraz 4-krát. Obecně obě struktury pro dva rozdílné prvky se stejnou heš hodnotou mohou vytvářet spojový seznam daných prvků. Výsledně bychom museli vypočítávat výrazy při každém porovnání v seznamu. Navíc, pokud by docházelo ke slévání výsledků dvou hešovacích tabulek do jedné, tak bychom opět museli počítat heš a porovnávat.

Obě struktury používají k výpočtu heš hodnoty a porovnání objekt s rozhraním `IEqualityComparer<T>`. Kde `T` je `Key`. Objekt interně definuje dvě metody `int GetHashCode(T o)` a `bool Equals(T x, T y)`. První vypočte heš vkládaného objektu a při porovnání se vyvolá metoda `Equals`. Strukturám se dá v konstruktoru poskytnout vlastní implementaci rozhraní. Díky této implementaci jsme vymysleli dvě optimalizace:

1. V momentě, kdy dochází k použití `Dictionary` nebo aktu slévání hešovacích tabulek, budeme jako `Key` používat strukturu `GroupDictKey`. Struktura obsahuje dvě položky `int hash` a `int position`. `hash` je zde heš řádku a `position` je index řádku v tabulce výsledků. Tedy jsme rozšířili `Key` o heš hodnotu řádku, kterou můžeme znovu použít, pokud to bude nutné. Budeme implementovat vlastní `IEqualityComparer<T>`, který jen použije heš hodnotu ze struktury. Tímto vypočteme heš pouze jednou za celý cyklus vkládání nebo slévání. Pokud používáme `ConcurrentDictionary` a nedochází ke slévání, tak stačí jako `Key` volit index řádku.
2. Při výpočtu heš hodnoty se vypočítávají hodnoty výrazů. Abychom nepočítali stejné výrazy opětovně při porovnání, tak budeme používat dvě třídy. V prvním případě vytvoříme `ExpressionHasher`, který počítá heš hodnotu jednoho výrazu. Třidu propojíme s již existující `ExpressionComparer<T>`. Třída `ExpressionHasher` při výpočtu výrazu pak jen aktualizuje vnitřní hodnoty položek (`lastYRow`, `lastYValue` a `lastYSuccess`) uvnitř porovnávače a ten je následně využije. Nastavujeme položky argumentu `y` (dle metody `Compare(x, y)`), protože vkládaný prvek při porovnání je vždy uchovávan v `y`. Toto odpovídá navržené optimalizaci ze sekce analýzy 2.7.5.

Problémem u druhé optimalizace je opět sdílení položek v paralelním prostředí. Jelikož jsme se v předchozí sekci *Order by* rozhodli nevyužívat při paralelním zpracování optimalizaci ukládání výsledků výrazů. Tak ani zde ji nebudeme implementovat pro paralelní zpracování.

Třída `ExpressionHasher` a třídy `ExpressionHasher<T>`

`ExpressionHasher` je abstraktní třída reprezentující jeden klíč seskupení. Definuje:

- Položku `ExpressionHolder expr`, která obsahuje výraz seskupení.
- Abstraktní metodu `int Hash(in RowProxy row)`, která vypočte heš výrazu pro řádek tabulky. V průběhu výpočtu dojde k nastavení položek porovnávače.
- Abstraktní metodu `SetCache(ExpressionComparer cache)`, ve které si potomci nastaví odkaz na `ExpressionComparer<T>`. To umožní následně při výpočtu hodnoty výrazu přiřadit výsledky dané třídě.

Potomky třídy jsou třídy `ExpressionHasher<T>`. Implementují výpočet výrazu pro konkrétní návratový typ `T` a výpočet heše výrazu. Třída obsahuje položku `ExpressionComparer<T> exprComp`, která obsahuje odkaz na porovnávač nastavený v metodě `SetCache`. Dále obsahuje výraz `ExpressionReturnValue<T> expr` použitý k výpočtu klíče seskupení. Všechny klíče seskupení jsou obsaženy v třídě `RowHasher`, která vypočte finální heš kombinací všech heš hodnot výrazů.

Rozhraní `IEqualityComparer<T>`

V aplikaci jsme vytvořili dva objekty:

- `RowEqualityComparerInt: IEqualityComparer<int>` definuje porovnání a výpočet heš hodnot pomocí indexu řádku tabulky. Třída drží odkaz na tabulku `TableResults` pro získání proxy třídy řádku indexem. Dále má porovnávače `ExpressionComparer[]` pro zjištění rovnosti dvou prvků v hešovací tabulce a finálně `RowHasher` pro výpočet heše. Položka `bool cacheResults` určuje zda se má použít druhá optimalizace.
- `RowEqualityComparerGroupDictKey: IEqualityComparer<GroupDictKey>`, který je totožný s předchozím, ale neobsahuje `RowHasher`, protože heš je uložen v objektu porovnání.

Logika agregačních funkcí

Implementovali jsme způsob seskupování. Nyní budeme implementovat objekty logiky agregačních funkcí. V sekci implementace výrazů jsme řekli, že logika je reprezentována abstraktní třídou `Aggregate`. Tyto třídy jsou tvořeny v průběhu procházení syntaktických podstromů výrazů a jsou uloženy v poli `List<Aggregate>` uvnitř třídy `QueryExpressionInfo`. Indexy funkcí v daném poli slouží jako ID daných funkcí. Každá funkce potřebuje úložiště hodnot. Úložiště pak musí být používáno pro správnou funkci na základě jejich ID.

Každá uživatelem zadaná funkce je tedy reprezentována třídou `Aggregate`. Třída obsahuje položku `ExpressionHolder expr`, která představuje výraz, jehož hodnota se použije k výpočtu funkce. Dále třída definuje metody, které slouží k aplikování logiky pro specifické úložiště. Popíšeme je obecně:

- Metoda `void Apply(x, druh_úložiště y)` vypočte hodnotu výrazu `expr` pomocí `x` (`RowProxy` nebo `Element[]`), hodnotu zpracuje definovanou logikou a výsledek uloží do úložiště `y`. Pro každé úložiště pak existuje daná metoda. Zároveň pro úložiště existují thread-safe verze metod opatřených příponou `ThreadSafe`.
- Metoda `void Merge(druh_úložiště_X x, druh_úložiště_Y y)` sloučí výsledky dvou úložišť `x` a `y`. Výsledek sloučení je uložen v úložišti `x`. Pro každé úložiště pak existuje daná metoda a opět i thread-safe verze opatřených příponou `ThreadSafe`.

Konkrétní implementace logiky je přesunuta na potomky. Z dané třídy dědí abstraktní třída `Aggregate<T>`, která konkretizuje návratovou hodnotu výrazu parametrem `T`. Obsahuje položku `ExpressionReturnValue<T> expr` pro výpočet hodnoty výrazu. Zde je nutné si uvědomit, že `T` není návratová hodnota agregační funkce, ale jen hodnota výrazu. Návratová hodnota agregační funkce je uložena v separátním úložišti a může být jiného typu. Z třídy následně vznikají už konkrétní implementace logiky. Funkce `sum` a `avg` mohou na vstupu obsahovat pouze číselnou hodnotu. To v našem případě je pouze `int`, protože jsme omezili typy vlastností ve vstupních souborech. Funkce `count`, `min` a `max` mohou navíc mít i řetězec `string`:

- Třída `IntSum: Aggregate<int>` reprezentuje funkci `sum`. Obecně metoda `Apply` vypočte hodnotu výrazu a přičte ji k hodnotě v úložišti. Úložiště musí obsahovat součet již vypočtených výrazů. Thread-safe verze používá k přičtení atomickou operaci přičtení `Interlocked.Add(...)`. `Merge` pak pouze přičte hodnotu v `y` do `x` stejným způsobem.
- Třída `IntAvg: Aggregate<int>` reprezentuje funkci `avg`. Úložiště musí obsahovat součet již vypočtených výrazů společně s jejich počtem. Zpracování pak pouze přičte hodnotu výrazu k sumě a navýší jejich počet. Přičítání je implementováno shodně jako v `IntSum`.
- Třída `Count<T>: Aggregate<T>` představuje funkci `count`. Přebírá v definici parametr `T`, protože v případě nepoužití `count(*)` musí být schopna pracovat se všemi druhy návratových hodnot výrazů. Úložiště musí obsahovat počet správně vyhodnocených výrazů a v případě `count(*)` to je pouze počet prvků skupiny. Tedy hodnota v úložišti je vždy `int`, ale stále potřebujeme být schopni vypočíst hodnotu vstupního výrazu, který má typ `T`. V případě `count(*)` se nevyhodnocují žádné výrazy uvnitř metody zpracování, ale pouze navyšuje interní hodnota úložiště. Implementace metod je stejná jako u `IntSum`.
- Třída `MinMaxBase<T>: Aggregate<T>` představuje logiku funkcí `min` a `max`. Očekává se, že úložiště bude mít `bool`, který říká zda již byla hodnota inicializována. Dále má aktuální minimum nebo maximum hodnot výrazu. V thread-safe verzích metod je využito `Interlocked.CompareExchange(...)` jako princip *Compare and Exchange*. Potomci dané třídy jsou `Min<T>` a `Max<T>`. Tyto třídy specifikují způsob porovnání hodnot výrazů.

Úložiště hodnot agregčních funkcí

Objekty `Aggregate` pracují s úložišti. V analýze jsme definovali dva druhy úložišť. První bylo úložiště `Bucket` a druhé `List`. V aplikaci jsme implementovali řešení reprezentující úložiště `Bucket` a řešení úložiště `List` přesně podle analýzy. Samotná logika tříd je společná všem řešením, proto popíšeme pouze podrobněji řešení `Bucket`. Zbylá řešení implementují stejnou logiku s tím, že místo jedné hodnoty obsahují pole hodnot. Samotná úložiště jsou použita jako `value`, při vkládání do `Dictionary<key, value>` nebo `ConcurrentDictionary<key, value>`. To znamená, že každá skupina má své úložiště.

Třída `AggregateBucketResult`

Představuje abstraktní třídu používající způsob ukládání `Bucket`. Potomci definují typ ukládané hodnoty. Každý potomek je využíván určitou agregační funkcí. Třída definuje:

- Metodu `AggregateBucketResult Factory(Type type, string funcName)`, která implementuje návrhový vzor `Factory` metoda [19, str. 107]. `type` zde určuje typ ukládané hodnoty v úložišti a `funcName` představuje druh agregační funkce, která s úložištěm bude pracovat.
- Metodu `AggregateBucketResult[] CreateBucketResults(Aggregate[] ags)`, která vytváří výsledné úložiště hodnot na základě počítaných agregačních funkcí. Pro `Bucket` jsme úložiště definovali jako pole tříd, ve kterém každá třída obsahuje hodnotu počítané funkce. Výsledek funkce označme `x`. Přístup `x[i]` odpovídá úložišti funkce `ags[i]`.

Z třídy dále dědí `AggregateBucketResult<T>`, která definuje ukládanou hodnotu `T aggResult`. Třída se používá při výpočtech funkcí `count` a `sum`. Již jsme řekli, že u funkce `count` je `T` rovno `int`. Pro funkci `sum` je `T` rovno `long`, aby nedocházelo k přetečení. Z této třídy dědí dvě třídy:

- První je `AggregateBucketResultWithSetFlag<T>`, která přidává položku `bool isSet`. Položka určuje zda byla hodnota již inicializována. Třída se použije při výpočtu funkcí `min` a `max`. U daných funkcí je `T` rovno návratové hodnotě výrazu uvnitř třídy `Aggregate<T>`.
- Druhá je `AggregateBucketAvgResult<T>`, která se použije při výpočtu funkce `avg` a přidává definici počtu vypočtených výrazů `int resultCount`. `T` úložiště u dané funkce je `long`, ze stejného důvodu jako u funkce `sum`, tj. ukládáme součet hodnot výrazů. Výsledná hodnota je vypočtena podílem `aggResult/resultCount`.

Pro řešení `List` je návrh totožný. Názvy místo `Bucket` obsahují `List`. A definované položky jsou pole místo jedné hodnoty (např. `List<T> aggResults` místo `T aggResult`). Výsledně při používání úložiště `Bucket` vkládáme jako `value` do hešovací tabulky odkaz na pole vytvořené metodou `CreateBucketResult(...)`. Při použití `List` nemůžeme použít odkazy na pole, protože hlavní myšlenka `List` je

mít úložiště mimo hešovací tabulku, abychom nemuseli vytvářet spoustu tříd jako u Bucket. V tomto případě budeme vkládat jako `value` pozici hodnot v úložišti pro danou skupinu. Každá skupina tedy obdrží unikátní index (typ `int`). Výsledky agregačních funkcí pro danou skupinu jsou tedy uloženy na daném indexu v úložišti.

Group by zpracování

Implementovali jsme všechny potřebné objekty k vykonání seskupení. Nyní krátce popíšeme řešení zpracování, protože jsme zde postupovali dle analýzy. Každému řešení rovněž přiřadíme název, kterým řešení označíme v průběhu testování. Název bude opět obsahovat název módu, za kterým následuje název řešení. Zde navíc uvedeme za název řešení do závorky druh úložiště, tj. Bucket nebo List. Začneme jednovláknovým zpracováním (sekce analýzy 2.7.4):

- Řešení **Normal: SingleThreadSolution (Bucket)** odpovídá jednovláknovému zpracování *Group by* pomocí úložiště Bucket. Řešení je v třídě `GroupByWithBuckets`. K seskupení je použit `Dictionary<key, value>`, proto je zde využit `GroupDictKey` jako `key`. `value` je zde odkaz na pole úložiště `AggregateBucketResult[]`. Pole úložiště hodnot agregačních funkcí se vytváří pouze v momentě, kdy je vytvářen nový záznam do hešovací tabulky. `RowEqualityComparerGroupDictKey` je zde rozhraní pro určení rovnosti skupin. Využívají se obě optimalizace.
- Řešení **Normal: SingleThreadSolution (List)** odpovídá jednovláknovému zpracování *Group by* pomocí úložiště List. Řešení je obsaženo v třídě `GroupByWithList`. Řešení využívá `Dictionary<key, value>`, tudíž je zde opět `GroupDictKey` jako `key`. Úložiště výsledků agregačních funkcí je vytvořeno na začátku v položce `aggResults`. `value` je `int`, protože úložiště hodnot agregačních funkcí leží mimo hešovací tabulku. Při přidávání nové skupiny do hešovací tabulky je určena nová pozice pro skupinu v úložišti `aggResults` pomocí `Dictionary.Count`. Tato hodnota se vkládá s klíčem do hešovací tabulky a skrze ni se přistoupí k výsledkům funkcí pro skupinu.

Všechna paralelní řešení využívají nativní třídu `ThreadPool`. `Tasks` vykonávají statickou metodu `SingleThreadGroupByWork(object o)`, kde `o` je objekt obsahující lokální položky vláken. Obecně pro všechna řešení daný objekt obsahuje odkaz na pole `Aggregate`, odkaz na tabulku výsledků prohledávání `TableResults` a dva indexy určující rozsah výsledků z tabulky ke zpracování. Každé řešení je reprezentováno třídou, která implementuje vlastní logiku zpracování.

- Řešení **Normal: Global (Bucket)** odpovídá paralelnímu zpracování ze sekce 2.7.8. Řešení je obsaženo v třídě `GlobalGroupByBucket`. K seskupení vlákna využívají sdílenou hešovací tabulku `ConcurrentDictionary<key, value>`. Není zde druhá optimalizace a `key` je zde pouze index řádku (`int`). `value` je zde odkaz na pole úložiště `AggregateBucketResult[]`. Metoda `GetOrAdd(key, value)` je použita k vkládání. Při úspěšném vložení nového záznamu vrátí odkaz na námi vkládané pole úložišť (`value`). Při neúspěchu vrátí odkaz na již dříve vložené pole. Zda k tomu došlo ověříme pomocí

rovnosti referencí na vkládané a vrácené pole. Samotná logika funkcí vykonává jejich thread-safe verze. Rozhraní pro určení rovnosti řádků je zde `RowEqualityComparerInt`. Úložiště `List` jsme se snažili implementovat, ale nepodařilo se nám vytvořit efektivní řešení. Hlavní problémem byla synchronizace při přístupu k úložišti hodnot agregačních funkcí. Zde jsme zkoušeli využít nativní třídu `Semaphor` k omezení vstupu do kritické sekce. Ta však při přístupu pracuje se zámky a ve výsledku řešení bylo značně pomalé. Řešení proto nebudeme dále uvádět.

- Řešení **Normal: Two-step (Bucket)** odpovídá paralelnímu zpracování ze sekce 2.7.9 s úložištěm `Bucket`. Řešení je v třídě `TwoStepGroupByBucket`. První část je implementována stejně jako jednovláknové řešení s `Bucket`. Každé vlákno drží odkaz na svou lokální tabulku `Dictionary`. Druhá část funguje jako **Global** řešení výše s rozdílem, že klíčem je zde `GroupDictKey`. Zde vlákna sdílejí `ConcurrentDictionary`.
- Řešení **Normal: Two-step (List)** odpovídá paralelnímu zpracování ze sekce 2.7.9 s úložištěm `List`. Řešení je v třídě `TwoStepGroupByList`. První část je implementována stejně jako jednovláknové řešení s `List`. Druhá část byla problematická, jelikož se jedná o stejný problém s úložištěm `List` jako u **Global** řešení. Proto jsme se rozhodli v druhé části výsledky z `List` přeložit do `Bucket`. To znamená, že pro záznamy v `List` vytvoříme nová pole `AggregateBucketResult []`, které vložíme do `ConcurrentDictionary`. Výsledně je druhá část implementována stejně jako **Global** řešení výše s rozdílem, že klíčem je zde `GroupDictKey`.
- **Normal: LocalGroupByLocalTwoWayMerge (Bucket)/(List)** odpovídají paralelním zpracováním ze sekce 2.8.6 s úložištěm `Bucket/List`. Řešení jsou v třídách `LocalGroupByLocalTwoWayMerge` s příponou `Bucket` nebo `List`. V prvním kroku jsou implementovány stejně jako jednovláknová řešení. Vlákna zde drží odkaz na svou lokální tabulku `Dictionary`. Při slévání dvou tabulek dochází k překopírování záznamů z jedné hešovací tabulky do druhé. První je poté zahozena. Výsledně existuje pouze jedna tabulka. Zde má značnou výhodu `Bucket` řešení, protože při slévání dochází k přesunutí odkazu na pole. Zatímco u `List` dochází překopírovávání prvků mezi poli.
- **Normal: SingleGroup** odpovídají módu *Single Group Group by* zpracování ze sekce 2.7.11. Řešení je v třídě `SingleGroupGroupBy`. Třída je využívána pro jednovláknové i paralelní zpracování. Každé vlákno drží odkaz na lokální pole `AggregateBucketResult []`, do kterého ukládá hodnoty funkcí. Není zde úložiště `List`, protože pro každé vlákno existuje jen jedna skupina.

3.4.10 Úprava propojení

Implementovali jsme řešení, která zpracovávají výsledky po dokončení prohledávání grafu. V této sekci popíšeme implementaci úprav dotazovacího enginu dle zadání práce. K realizaci zpracování v průběhu prohledávání grafu jsme postupovali podle sekce analýzy 2.8.

Zahrnutí úprav do třídy Query

Celé upravené zpracování dotazu je reprezentováno již existující třídou `Query`. Samotný způsob vykonání se definuje v metodě `Create(...)`, kde jeden vstupní argument je mód. Při vybrání upraveného módu se spustí rozdílný privátní konstruktor. V konstrukturu dojde k vytvoření exekučního plánu. V analýze jsme určili, že objekt části *Select* s novým objektem *Match* části `MatchObjectStreamed` je propojen původním způsobem. Nyní pouze vytvoříme objekt `ResultProcessor` a nový objekt části *Match* `MatchObjectStreamed`.

Třída ResultProcessor

Části dotazu *Order/Group by* budou nyní reprezentovány potomky nové třídy `ResultProcessor`. Metody jsou použity ke zpracování výsledků v průběhu prohledávání grafu. Třída definuje metody dle obrázku z analýzy 2.8. Definuje:

- Abstraktní metodu `void Process(int matcherID, Element[] result)`, která implementuje logiku zpracování jednoho výsledku prohledávání. První parametr `matcherID` je zde ID instance algoritmu prohledávání grafu, které se použije při přístupu k lokálním výsledkům v paralelních řešeních. Očekává se, že instance algoritmu prohledávání grafu v momentě dokončení prohledávání signalizují situaci pomocí této metody s `result == null`. Po této signalizaci může dojít k finálním úpravám výsledků.
- Abstraktní metodu `RetrieveResults(out ITableResults t, out GroupByResults g)`, která získá finální zpracované výsledky v podobě tabulek.

Z dané třídy dědí dvě abstraktní třídy. První je třída `OrderByResultProcessor` představující část dotazu *Order by*. Díváme se na ni jako na ekvivalent třídy `OrderByObject`. Druhá je třída `GroupByResultProcessor` představující část dotazu *Group by*. Díváme se na ni jako na ekvivalent třídy `GroupByObject`. Samotná konstrukce daných tříd je rovněž totožná s původními. To znamená, že při konstrukci opět dochází k procházení syntaktických stromů a tvorbě totožných výsledných struktur. Rozdíl je ten, že potomci tříd specifikují algoritmy zpracování v metodě `Process`.

Třída MatchObjectStreamed

Třída dědí z třídy `MatchBaseObject`. Třídě jsme přidali položku držící odkaz na třídu zpracovávající výsledky v `ResultsProcessor resultProcessor`. Dále jsme třídě přidali metodu `PassResultProcessor`, která uloží odkaz na objekt zpracování do dané položky. To odpovídá návrhu z obrázku 2.9 s rozdílem, že jsme upustili od vytváření rozhraní `ResultProcessorConnection`, jelikož žádná jiná třída by jej nevyužila. Abychom mohli vykonávat zpracování v průběhu, tak nyní musíme upravit i samotné objekty prohledávání grafu. Řekli jsme, že původní třída části *Match* obsahuje odkaz na objekt prohledávání grafu a tabulku výsledků. Nyní vlastní pouze odkaz na objekt zpracování `ResultsProcessor` a odkaz na nový objekt `DFSParallelPatternMatcherStreamed` algoritmu prohledávání grafu. Objekt algoritmu musíme také upravit a předat mu odkaz na objekt zpracování.

Třída `DFSParallelPatternMatcherStreamed`

Tato třída představuje upravené chování třídy `DFSParallelPatternMatcher`. V konstruktoru se nepředává tabulka výsledků `MatchFixedResults` a nedochází zde ke slévání výsledků. Při inicializaci objektů jednovláknového prohledávání grafu se vytvářejí nově instance třídy `DFSParallelPatternMatcherStreamed`. Tyto instance obdrží nově ID na základě jejich pořadí vzniku. Samotná paralelizace zpracování prohledávání funguje totožně jako v původní třídě. Třidu jsme dále rozšířili o metodu `PassResultProcessor`, která předá odkaz na objekt zpracování instancím jednovláknového prohledávání.

Třída `DFSPatternMatcherStreamed`

Třída reprezentuje jednovláknový DFS algoritmus prohledávání. Třída je potomkem třídy `DFSPatternMatcherBase`. V konstruktoru očekává nově ID objektu `int matcherID`. To znamená, že implementuje stejný algoritmus prohledávání, ale přepisuje metodu zpracování výsledků `ProcessResult()`. Nově třída drží odkaz na objekt zpracování *Order by* a *Group by* v položce `ResultProcessor resultProcessor`. Třídě jsme opět přidali metodu `PassResultProcessor`, která uloží odkaz objektu zpracování do zmíněné položky. Finálně upravená metoda `ProcessResult()` vyvolá předání nalezeného výsledku (pole `Element[] scope` vzoru) spolu se svým ID pomocí metody

```
ResultProcessor.Process(Element[] result, int matcherID).
```

Toto propojení vyplývá ze sekce 2.8.4. Tímto jsme dokončili úpravu objektu části *Match* pro pozměněné zpracování. Nyní přistoupíme ke konkrétním implementacím zpracování a potomkům třídy `resultProcessor`.

3.4.11 Úprava *Order by*

V této sekci popíšeme implementaci úprav části dotazu *Order by*. Potomci specifikují navržené přístupy zpracování dle sekce analýzy 2.9. Část dotazu *Order by* je reprezentována třídou `OrderByResultProcessor`. Nejdříve popíšeme implementaci použitých vyhledávacích stromů a následně konkrétní třídy zpracování.

Implementace (a, b)-stromu

Implementovali jsme vlastní (a, b) -strom, protože jsme nedokázali nalézt již existující knihovnu. Obecně při zpracovávání budeme využívat dva druhy stromů. První je obecný (a, b) -strom a druhý je optimalizovaný strom ze sekce 2.9.3, který seskupuje totožné prvky do pole místo aby je vložil do vrcholu. Oba stromy implementují rozhraní `IABTree<T>`, který definuje metodu vložení prvku `void Insert(T key)` a položku počtu prvků ve stromě `int Count`. Toto rozhraní použijeme pro vytvoření obecného algoritmu zpracování, kterému budeme jednoduše moct změnit druh stromu. Při zpracování očekáváme, že vkládané prvky jsou indexy řádků tabulky. Potřebujeme seřadit i prvky se shodnými klíči, proto u všech řešení je použit `IndexToRowProxyComparer` s `allowDuplicities == false`. To způsobí porovnání při shodnosti klíčů pomocí indexů řádků a `cacheResults == true`, protože se stromem vždy bude pracovat jedno vlákno.

Třída **ABTree<T>**

Třída představuje (a, b) -strom [21, str. 190], u kterého jsem upravili definici na $b = 2a$. T je zde typ vkládaných prvků. V konstruktoru obdrží parametr b . Struktura definuje:

- Metodu `void Insert(T key)`, která vloží prvek `key` do stromu. Prvky, které již jsou ve stromě nejsou vloženy.
- Položku `int Count`, která určuje počet prvků ve stromě.

Strom implementuje pouze metodu vkládání `Insert`, protože pro naše zpracování funkce mazání `Delete` není potřebná. Při vkládání je hledání správného podstromu realizováno binárním vyhledáváním. Strom je interně složen z tříd `ABTreeNode<T>`, reprezentující vrcholy stromu. Vrcholy obsahují odkaz na rodiče, abychom při iterování a procházení stromu nemuseli zaznamenávat cestu z kořene. Vrchol obsahuje:

- `List<ABTreeNode<T> > children` je pole potomků. Každý potomek je zde chápán jako podstrom.
- `List<T> keys` je pole vkládaných hodnot.
- `ABTreeNode<T> parent` je odkaz na rodiče vrcholu.
- `int index` je pozice vrcholu v jeho rodičovském vrcholu.

Třída implementuje rozhraní `IABTree<T>` a `IEnumerable<T>`. Rozhraní `IEnumerable<T>` iteruje prvky stromu od nejmenšího po největší.

Třída **ABTreeAccumulator<T>**

Třída představuje optimalizovaný (a, b) -strom ze sekce analýzy 2.9.3. Třída interně funguje totožně jako třída `ABTree<T>` a implementuje `IABTree<T>`. Vrchol stromu `ABTreeNode<T>` nově vlastní položku `List<List<T> > accumulations`. Každému prvku v poli `keys` na indexu i náleží právě jedno pole v `accumulations` na stejném indexu. Metoda `Insert` chybějící prvek vloží do pole `keys` na index i a vytvoří prázdné pole v `accumulations` na indexu i . Pokud se v budoucnu vkládaný prvek rovná již vloženému prvku v poli `keys` na indexu i , tak je vkládaný prvek vložen do pole na pozici i v poli `accumulations`. Třída implementuje rozhraní `IEnumerable<ValueAccumulation<T> >`. `ValueAccumulation<T>` je struktura, která obsahuje prvek z pole `keys` (`T value`) a jeho náležité pole v `accumulations` (`List<T> accumulation`).

Řešení Half-Streamed

Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeSorterHalfStreamed` a odpovídá sekci analýzy 2.9.4. Třída je abstraktním potomkem `OrderByResultProcessor`. Potomci této třídy jsou řešení specializované na druh vyhledávacího stromu. Definuje:

- Položku `SortJob[] sortJobs`, která obsahuje lokální výsledky vláken. Každému vláknu v průběhu prohledávání grafu náleží objekt algoritmu DFS `DFSPatternMatcherStreamed` s identifikátorem v položce `int matcherID`. Tyto ID vznikly na základě pořadí vytvoření objektů. Tedy vlákno vždy při volání metody `Process` přistupuje k objektu `sortJobs[matcherID]`. Objekt interně obsahuje `ITableResults resTable` (lokální tabulka výsledků prohledávání) a `IABTree<int> tree` (lokální indexační struktura).
- Položku `int sortJobsFinished`, která určuje kolik vláken již dokončilo prohledávání grafu. Vlákna při dokončení prohledávání grafu vyvolají atomické navýšení `Interlocked.Increment` na této položce. Poslední vlákno zahájí paralelní slévání výsledků.
- Metodu `SortJob CreateJob(...)`, kterou implementují potomci a vytváří v ní specializovaný druh vyhledávacího stromu.
- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`. V první části vlákno přistoupí k `sortJobs[matcherID]`. Následně přepíše výsledek `result` do tabulky (`resTable.StoreRow(result)`) a zařídí index nového řádku tabulky (`tree.Insert(resTable.RowCount-1)`). V této části fungují obě optimalizace porovnání. Po dokončení prohledávání všech vláken dochází k paralelnímu dvoucestnému slévání. Slévání je implementováno v objektu `MergeObject<T>` v metodě `T[] Merge()`. V jednovláknovém zpracování nedochází ke slévání.
- Objekt `MergeObject<T>`, který implementuje paralelní dvoucestné slévání. Interně používá metodu knihovny `HPCsharp` [23]. Rozhraní metody pracuje s dvěma poli. `T[] source` a `T[] destination`. V prvním kroku slévání dochází k přepísování výsledků uvnitř stromů do pole `source`. Na pole se tedy díváme jako na několik posloupností výsledků vláken. Posloupnosti jsou slévány knihovní metodou do pole `destination`. V této části nefunguje druhá optimalizace z důvodu paralelizace.

Toto je implementace obecné části. Z třídy `ABTreeSorterHalfStreamed` dědí dvě třídy, které představují dvě řešení. Specifikují pouze implementaci `IABTree` a typ `T` třídy `MergeObject<T>`. Budeme se držet definovaného značení:

- Řešení **Half-Streamed: ABTree**: využívá `ABTree` jako `IABTree`. T třídy `MergeObject` je `RowProxy`, protože sléváme několik tabulek najednou a tedy použitím pouze `int` bychom nedokázali rozeznat, které tabulce index patří. Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeGenSorterHalfStreamed`.
- Řešení **Half-Streamed: ABTreeAccumulator**: využívá interně strom `ABTreeAccumulator` jako `IABTree`. T třídy `MergeObject` je `RowProxyAccum`. Jedná se o strukturu shodnou s `ValueAccumulation<int>`. Jediný rozdíl je ten, že místo indexu řádku tabulky (`int value`) obsahuje proxy třídu daného řádku (`RowProxy row`). Takto sléváme pouze akumulované hodnoty a při porovnání dvou struktur porovnáváme pouze jejich položky `row`, protože indexy v poli struktury mají stejnou hodnotu klíčů porovnání. Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeAccumSorterHalfStreamed`.

Třídy řešení se využívají i k jednovláknovému zpracování. V takovém případě existuje pouze jedna tabulka a jedna stromová struktura.

Řešení Streamed

Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeStreamedSorter<T>` a odpovídá řešení ze sekce analýzy 2.9.5. T je zde typ prvního klíče třídění, podle kterého budeme rozdělovat rozsahy přihrádkám. Potomci této třídy jsou řešení specializované na druh vyhledávacího stromu. Definuje:

- Položku `RangeBucket[] rangeBuckets`, která odpovídá definovaným přihrádkám. `RangeBucket` interně obsahuje `ITableResults resTable` (lokální tabulka výsledků prohledávání) a `IABTree<int> tree` (lokální indexační struktura).
- Položku `ExpressionReturnValue<T> firstKeyExpression` představující výraz prvního klíče třídění. Výraz se vypočte a následně se jeho hodnota použije k zjištění správné přihrádky.
- Položku `ExpressionComparer<T>[] firstKeyComparers`, která obsahuje odkaz na porovnávače prvních klíčů použitých ve stromech uvnitř přihrádek. V momentě výpočtu prvního klíče nastavíme výslednou hodnotu výrazu položkám porovnávače, aby nedocházelo k opětovnému výpočtu výrazu.
- Metodu `RangeBucket CreateBucket()`, kterou implementují potomci a vytváří v ní specializovaný druh vyhledávacího stromu.
- Položku `TypeRangeHasher<T> firstKeyHasher`, která na základě hodnoty prvního klíče třídění určí správnou přihrádku výsledku (volání metody `int Hash(T value)`).
- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`. V momentě nalezení výsledku vlákno vypočte hodnotu výrazu prvního klíče třídění `firstKeyExpression` pomocí `result` a určí přihrádku voláním metody `Hash` s vypočtenou hodnotou výrazu. Uzamkne přihrádku a vloží výsledek do tabulky v přihrádce. Nastaví položky porovnávače uvnitř stromu a následně vloží index řádku do stromu.

Výpočet indexu přihrádky je zpracován potomky třídy `TypeRangeHasher`. Třída pouze definuje `Factory` metodu [19, str. 107] `Factory(int threadCount, Type type)`. `threadCount` říká kolik vláken bude přistupovat k přihrádkám a je omezen dle analýzy na 64. `type` určuje jaký typ hodnoty třída zpracovává. Z třídy dědí abstraktní třída `TypeRangeHasher<T>`, která definuje abstraktní metodu `int Hash(T value)`. T je zde `type` z metody `Factory`. Dále definuje položku `int BucketCount`, který určuje počet existujících přihrádek. Potomek dané třídy je `IntRangeHasher`, která představuje rozdělení typu `Int32` dle analýzy. Dále třídě je potomkem třída `AsciiStringRangeHasher`, která představuje rozdělení typu `string` dle analýzy.

Výsledně potomci `ABTreeSorterStreamed<T>` specializují použitý strom.

- Řešení **Streamed: ABTree**: využívá `ABTree` jako `IABTree`. Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeGenSorterStreamed<T>`.
- Řešení **Streamed: ABTreeAccumulator**: využívá interně strom `ABTreeAccumulator` jako `IABTree`. Řešení je obsaženo v třídě `ABTreeAccumSorterStreamed<T>`.

Třídy řešení se využívají i k jednovláknovému zpracování. V takovém případě existuje pouze jedna tabulka a jedna stromová struktura. Zároveň, v jednovláknovém zpracování se řešení shodují i s řešeními **Half-Streamed**. Při prezentaci výsledků v kapitole 4 je na to důležité brát zřetel.

3.4.12 Úprava Group by

V této sekci popíšeme implementaci úprav části dotazu *Group by*. Část dotazu *Group by* je reprezentována třídou `GroupByResultProcessor`. Potomci specifikují navržené přístupy zpracování dle sekce analýzy 2.10.

Řešení Half-Streamed

V analýze jsme se rozhodli využít seskupování způsobem **Two-step Group by**. Vytvořili jsme dva ekvivalenty daného řešení, které se liší využitým úložištěm:

- Řešení **Half-Streamed: Two-step (Bucket)**, které využívá `Bucket` jako úložiště a je obsaženo v třídě `TwoStepHalfStreamedBucket`. Je ekvivalentem řešení **Normal: Two-step (Bucket)**.
- Řešení **Half-Streamed: Two-step (List)**, které využívá `List` jako úložiště a je obsaženo v třídě `TwoStepHalfStreamedListBucket`. Je ekvivalentem řešení **Normal: Two-step (List)**.

Obě řešení ve výsledcích pro jednovláknové zpracování mají v názvu **SingleThreadSolution** místo **Two-step**. Řešení obecně fungují totožně jako jejich ekvivalenty a rovněž používají stejná úložiště agregačních funkcí, proto popíšeme krátce rozložení třídy a hlavní rozdíly. Obě třídy definují:

- Položku `GroupJob[] groupJobs`, která představuje lokální výsledky vláken. Každému vlákně v průběhu prohledávání grafu náleží objekt algoritmu DFS `DFSParallelPatternMatcherStreamed` s identifikátorem v položce `int matcherID`. Tyto ID vznikly na základě pořadí vytvoření objektů. Tedy vlákno vždy při volání metody `Process` přistupuje k objektu `groupJobs[matcherID]`. Objekt obsahuje `ITableResults resTable` (lokální tabulka výsledků prohledávání) a `Dictionary<GroupDictKey, ...> groups` s úložištěm agregačních funkcí (lokální výsledky seskupování).
- Položku `ConcurrentDictionary<GroupDictKeyFull, ...> globalGroups`, do které se slévají výsledky, když vlákno dokončí prohledávání grafu. Zde je první rozdíl s řešeními módu **Normal**. V původním řešení jsme použili při slévání výsledků do paralelní hešovací tabulky strukturu `GroupDictKey` jako klíč seskupení. Nyní využíváme `GroupDictKeyFull`. Struktura rozšiřuje `GroupDictKey` tak, že místo indexu řádku obsahuje proxy třídu řádku. Využíváme danou strukturu, protože při slévání výsledků je sléváno několik tabulek `ITableResults`. Kdybychom použili původní strukturu, tak bychom nedokázali rozeznat, které tabulce řádek náleží.

- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`, ve které dochází v první části k lokálnímu seskupování. V momentě, kdy vlákno dokončí prohledávání grafu, začne dané vlákno slévat své lokální výsledky do položky `globalGroups`. Slévání vykonává metoda `MergeResults(GroupJob job, int matcherID)`. V jednovláknovém zpracování nedochází ke slévání.

Hlavní rozdíl, kromě jiné struktury klíče při slévání, je způsob ukládání výsledků prohledávání do tabulky `ITableResults` v první části. Místo aby se výsledek `result` překopíroval prvně do tabulky (`resTable.StoreRow(result)`), tak je uložen do položky `resTable temporaryRow`. Porovnání v hešovací tabulce vyvolá přístup k dané položce a ne hodnotám v tabulce. Pokud položka neexistuje v hešovací tabulce, tak je pole `temporaryRow` překopírováno do tabulky voláním metody `resTable.StoreTemporaryRow()`. V opačném případě je položka nastavena na `null`. To odpovídá návrhu ze sekce analýzy 2.10.

Řešení Streamed

Řešení vychází z řešení *Global Group by* a pojmenovali jsme jej **Streamed: Global** a je implementováno třídou `GlobalGroupByStreamed`. Jednovláknové zpracování je rovněž obsaženo v dané třídě. Pokud je řešení použito v jednovláknovém kontextu označíme jej **Streamed: SingleThreadSolution**. V tomto řešení vlákna seskupují výsledky pomocí `ConcurrentDictionary<key, value>`. V jednovláknovém řešení je seskupováno pomocí `Dictionary<key, value>`. Hlavním rozdílem od původních řešení je typ `key` a `value`. Zde jsou oba rovny typu `AggregateBucketResult[]`. Metody vkládání jsou volány s odkazem na stejné pole v `key` i `value`. Ačkoliv je to zbytečné, nenašli jsme ekvivalent thread-safe struktury, který by umožnil práci pouze s jedním záznamem. Pro `Dictionary` existuje ekvivalent s jedním záznamem `HashSet`, ale protože již používáme původní paralelní hešovací tabulku, tak využijeme i `Dictionary`.

Hlavní myšlenka z analýzy byla mít pole obsahující v prvních n položkách hodnoty klíčů seskupení a ve zbylých m výsledky agregačních funkcí. To jsme realizovali zmíněným polem `AggregateBucketResult[]`. Objekty úložiště agregačních funkcí jsou totožná s již navrženými. Pro objekty hodnot klíčů jsme vytvořili nové objekty rozšířením třídy `AggregateBucketResult<T>`.

Třída `AggregateBucketResultStreamed<T>`

Třída reprezentuje hodnotu výrazu jednoho klíče seskupení a dědí z třídy `AggregateBucketResult<T>`. Hodnota klíče je uložena v položce `T aggResult`. Definuje:

- Položku `bool isSet`, která určuje, zda výpočet výrazu byl úspěšný. Při neúspěchu `aggResult` obsahuje hodnotu `default`.
- Implementaci metody `int GetHashCode()`, která vyvolává stejnojmennou metodu na zděděném prvku `aggResult`. Metoda se používá k získání heše výsledku prohledávání při vkládání do hešovací tabulky.

Při vkládání pole do hešovací tabulky musíme prvky porovnat. Implementovali statickou třídu `AggregateBucketResultStreamedComparers`. Třída má metodu `bool Equals(Type type, aggBucket x, aggBucket y)`, kde `aggBucket` je ro-

ven `AggregateBucketResult`. Na základě `type` se přetypují prvky `x` a `y` na `AggregateBucketResultStreamed<T>`. Následně se vyvolá porovnání hodnot.

Třída `BucketsKeyValueFactory` a třída `BucketKeyFactory`

Třída vytváří pole `AggregateBucketResult[]`, které se vkládá do hešovací tabulky. Obsahuje:

- Položku `int keysCount`, která obsahuje počet klíčů v poli.
- Položku `Aggregate[] aggregates`, na základě které se vytváří úložiště hodnot agregačních funkcí.
- Položku `AggregateBucketResult[] lastBucketsKeyValue`, která je odkaz na poslední vytvořené pole.
- Metodu `AggregateBucketResult[] Create(Element[] result)`, která vytváří pole objektů hodnot klíčů a úložišť agregačních funkcí.
- Položku `bool lastWasInserted`, která říká, zda poslední vytvořené pole bylo vloženo do hešovací tabulky. Pokud bylo vloženo, tak se při volání metody `Create` vytváří pole úplně nové. Pokud nebylo, tak se nevytváří pole nové, ale pouze se přepíší hodnoty klíčů v prvních `keysCount` objektech uvnitř pole `lastBucketsKeyValue`. Tímto vytváříme pole, jen když je to nutné.
- Položku `BucketKeyFactory[] factories`, je pole objektů, které vytvářejí objekty klíčů (`AggregateBucketResultStreamed<T>`). Každý objekt v tomto poli vytváří jeden objekt hodnoty klíče pro výsledné pole uvnitř metody `Create(...)`.

Objekt `BucketKeyFactory` definuje metodu

`AggregateBucketResult Create(bool lastWasInserted, Element[] ..)`, která vytváří jeden objekt úložiště klíče. Z třídy dědí `BucketKeyFactory<T>`, která obsahuje výraz `ExpressionReturnValue<T> expr` použitý k získání hodnoty jednoho klíče. Dále obsahuje odkaz na poslední vytvořený objekt hodnoty klíče `AggregateBucketResultStreamed<T> lastCreatedBucket`. Tento objekt je obsažen v poli `lastBucketsKeyValue` uvnitř třídy `BucketsKeyValueFactory`. Při volání metody `Create(..)` se buď vytvoří nový objekt nebo se přepíše jen jeho vnitřní hodnoty na základě položky `lastWasInserted`.

Třída `GlobalGroupByStreamed`

Třída obsahuje implementaci řešení **Streamed: Global**. Třída definuje:

- Položku `ConcurrentDictionary<..., ...> parGroups`, která je použita k seskupování v paralelním řešení.
- Položku `Dictionary<..., ...> groups`, která je použita k seskupování v jednovláknovém řešení.

- Položku `BucketKeyFactory[] matcherBucketFactories`, kde každý záznam odpovídá třídě vytvářející pole vkládané do hešovací tabulky jednoho vlákna. To znamená, že každé vlákno má svůj objekt opět přístupný pomocí `matcherID`. Každé vlákno vlastní svůj objekt, protože při použití sdíleného objektu by vlákna přepisovala objekty uvnitř pole.
- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`. Vlákno volající metodu vytvoří vkládané pole pomocí svého objektu `matcherBucketFactories[matcherID]` a vloží jej do hešovací tabulky.

3.4.13 Úprava *Single group Group by*

V této sekci popíšeme implementaci úprav *Single group Group by*. Při úpravě *Single group Group by* jsme postupovali přesně podle sekce analýzy 2.11. Vytvořili jsme dvě řešení. Jedno řešení pro mód **Half-Streamed** a jedno pro mód **Streamed**. Řešení jsou:

- Řešení **Half-Streamed: SingleGroup** představuje **Half-Streamed *Single group Group by***. Je implementováno v třídě `SingleGroupGroupByHalfStreamed`.
- Řešení **Streamed: SingleGroup** představuje **Streamed *Single group Group by***. Je implementováno v třídě `SingleGroupGroupByStreamed`.

Řešení se liší pouze paralelním zpracováním. V jednovláknovém zpracování jsou totožná. U obou řešení se používá úložiště `Bucket`, protože se vždy jedná o jednu skupinu. Obě třídy dědí z třídy `GroupByResultProcessor`.

Třída `SingleGroupGroupByHalfStreamed`

Třída definuje hlavní položky:

- Položku `AggregateBucketResult[] [] matcherNonAsterixResults` představující lokální úložiště agregačních funkcí vláken. Každé vlákno ukládá výsledky funkcí při volání metody `Process` do svého lokálního úložiště `matcherNonAsterixResults[matcherID]`. Tato položka neobsahuje úložiště pro funkci `count(*)`, abychom nemuseli vyvolávat metody logiky této funkce.
- Položku `int[] numberOfMatchedElements`, která obsahuje lokální úložiště pro výpočet funkce `count(*)`. Vlákna tedy při zpracování této funkce vykonají pouze navýšení této položky.
- Položku `AggregateBucketResult[] finalResults`, do kterého se budou výsledky vláken slévat. Tato položka obsahuje již úložiště pro `count(*)`.
- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`. Metoda přistoupí k lokálnímu úložišti vlákna. Vlákno zpracuje výsledek logikou tříd `Aggregate` a následně výsledek zahodí, tj. neukládá ho do tabulky. Volají se zde normální funkce zpracování, protože se jedná o lokální výsledky. Vlákno po dokončení prohledávání slévá výsledky do položky `finalResults`, tj. nečeká až ostatní vlákna dokončí prohledávání. Při slévání se využívají thread-safe verze zpracování.

Třída `SingleGroupGroupByStreamed`

Třída definuje hlavní položky:

- Položku `AggregateBucketResult[] nonAsterixResults`, která představuje globální úložiště hodnot agregačních funkcí všech vláken. Neobsahuje úložiště pro funkci `count(*)`, abychom nemuseli vyvolávat metody logiky této funkce.
- Položku `int numberOfMatchedElements`, která představuje globální úložiště hodnot funkce `count(*)`. Vlákná tedy při zpracování této funkce vykonají pouze atomické navýšení této položky.
- Položku `AggregateBucketResult[] finalResults`, která obsahuje finální výsledky agregačních funkcí. Tyto výsledky již obsahují úložiště pro funkci `count(*)`.
- Položku `int matchersFinished` udávající počet vláken, která dokončila prohledávání grafu.
- Implementaci metody `Process(Element[] result, int matcherID)`. Vláknó zpracuje výsledek do úložiště `nonAsterixResults` pomocí thread-safe verze logiky funkcí. Výsledek se neukládá do tabulky, ale pouze zahodí. Poslední pracující vláknó vyvolá uložení výsledků z `nonAsterixResults` do položky `finalResults`.

3.5 Překlad a spuštění dotazovacího engineu

Překlad

Překlad se vykonává z prostředí aplikace Visual Studio 2019. K překladu je nutné volit **Release** mód a platformu x64. Předpokládáme, že aplikace se používá na systému Windows 10. Vstupní soubory v adresáři *DataFiles* se při překladu překopírují do složky s přeloženou aplikací.

Vstupní soubory

Aplikace očekává čtyři vstupní soubory definované v sekcích 2.2.3 a 3.4.2 ve složce *DataFiles*. Schéma hran v souboru *NodeTypes.txt*. Schéma vrcholů v souboru *EdgeTypes.txt*. Pro schémata jsme definovali JSON formát v sekci 2.2.3. Obecně hrana a vrchol nemůžou mít stejný štítek. Typy vrcholů a hran mohou však sdílet vlastnost. Typy vlastností jsme definovali na `integer` a `string`. Datový soubor hran v souboru *Edges.txt*. Datový soubor vrcholů v souboru *Nodes.txt*. Soubory mají formát definovaný formát v sekci 2.2.3 a 3.4.2. Očekává se, že oddělovače sloupečků jsou mezery. Každé ID elementu musí být unikátní. Názvy vlastností a typů elementů v Property grafu nesmí obsahovat čísla. Nedoručený formát má za následek nedefinované chování.

Argumenty programu

Aplikace má celkově 9 argumentů. Prvních 7 je povinných a zbylé dva jsou povinné jen v určitých situacích. Následuje výpis argumentů. Pořadí výpisu určuje pořadí zadání při spuštění.

1. Povinný argument **Mode**: argument definuje mód zpracování dotazu. Ve zbytku výpisu budeme využívat dané zkratky k označení módů.

Hodnota argumentu	Mód
n	Normal
hs	Half-Streamed
s	Streamed

Tabulka 3.1: Tabulka argumentu **Mode**.

2. Povinný argument **SorterAlias**: argument definuje způsob zpracování části *Order by*. Každý mód má svá vlastní řešení. Názvy řešení odpovídají názvům z implementace. Hodnota ve sloupečku **Argument** udává hodnotu argumentu.

Mód	Argument	Řešení
n	mergeSort	Normal: Merge sort
hs	abtreeHS	Half-Streamed: ABTree
hs	abtreeAccumHS	Half-Streamed: ABTreeAccumulator
s	abtreeS	Streamed: ABTree
s	abtreeAccumS	Streamed: ABTreeAccumulator

Tabulka 3.2: Tabulka argumentu **SorterAlias**.

3. Povinný argument **GrouperAlias**: argument definuje způsob zpracování části *Group by*. Každý mód má svá vlastní řešení. Názvy řešení odpovídají názvům z implementace. Hodnota ve sloupečku **Argument** udává hodnotu argumentu. Pokud bylo zadáno „refL“ nebo „refB“, pak je *Group by* vykonáno jedním vláknem, přestože bylo definováno paralelní zpracování v argumentu **ThreadCount**. Výběr zpracování *Single group Group by* závisí pouze na výběru módu, protože každý mód má právě jedno takové řešení.
4. Povinný argument **FixedArraySize**: definuje velikost bloků fixní velikost uvnitř tabulky výsledků (viz sekce 2.5.5, 3.4.6 a 3.4.5). Argument má číselnou hodnotu. Minimální hodnota je 1 a maximální je **Int32.MaxValue**.
5. Povinný argument **ThreadCount**: definuje počet použitých vláken k zpracování dotazu. Argument má číselnou hodnotu. Minimální počet je 1 a maximální počet je 64.
6. Povinný argument **Printer**: definuje místo výpisu výsledků dotazu. Existují dvě možnosti: „console“ a „file“. První vypíše výsledky dotazu uživateli do konzolového okna aplikace. Druhý vypíše výsledky dotazu uživateli do souboru. Název souboru je definován jako poslední argument programu.

Mód	Argument	Řešení
n	refB	Normal: SingleThreadSolution (Bucket)
n	refL	Normal: SingleThreadSolution (List)
n	localB	Normal: LocalGroupByLocalTwoWayMerge (Bucket)
n	localL	Normal: LocalGroupByLocalTwoWayMerge (List)
n	globalB	Normal: Global (Bucket)
n	twpstepB	Normal: Two-step (Bucket)
n	twostepL	Normal: Two-step (List)
hs	twostepHSB	Half-Streamed: Two-step (Bucket)
hs	twostepHSL	Half-Streamed: Two-step (List)
s	globalS	Streamed: Global

Tabulka 3.3: Tabulka argumentu `GroupierAlias`.

7. Povinný argument **Formater**: definuje formát výpisu výsledků dotazu ve formě tabulky. Existují dvě možnosti: „simple“ a „markdown“. Hlavička tabulky obsahuje výrazy s *Select* části dotazu. První vypíše tabulku výsledků ve formátu, ve kterém jsou sloupce odděleny mezerami. Druhý vypíše tabulku výsledků ve formátu Markdown¹ tabulky.
8. Nepovinný argument **VerticesPerThread**: argument je povinný, pokud je argument **ThreadCount** větší než jedna. Argument má číselnou hodnotu. Minimální hodnota je 1 a maximální je `Int32.MaxValue`. Argument udává počet vrcholů přidělených vláknům k prohledání v části *Match* (viz sekce 2.5.4 a 3.4.5 (`VertexDistributor`)).
9. Nepovinný argument **File**: argument je povinný, pokud je **Printer** roven „file“. Argument definuje jméno souboru, do kterého se vypíší výsledky dotazu. Součástí jména není koncovka souboru (např. `.txt` nebo `.cs`). Koncovka souboru je určena na základě argumentu **Formater**. Při hodnotě „simple“ se vytvoří soubor s koncovkou `.txt` a při „markdown“ se vytvoří soubor s koncovkou `.md`.

Následuje příklad argumentů programu:

```
Jednovláknové spuštění s výpisem do konzole:
./QueryEngine.exe n globalB mergeSort 4194304 1 console simple
Paralelní spuštění s výpisem do konzole:
./QueryEngine.exe n globalB mergeSort 4194304 8 console simple 512

Spuštění s výpisem do souboru:
./QueryEngine.exe n globalB mergeSort 4194304 1 file simple newfile
Spuštění s výpisem do souboru + paralelní zpracování:
./QueryEngine.exe n globalB mergeSort 4194304 8 file simple 512 newfile
```

¹<https://www.markdownguide.org/>

Zadání dotazu

Po spuštění aplikace se načtou vstupní soubory. Po načtení je uživatel vyzván pomocí zprávy, aby zadal **jeden** vstupní dotaz k vykonání:

```
Enter Query:
```

Uživatel zadá dotaz pomocí jazyka PGQL ze sekce 1.2. Názvy proměnných, elementů Property grafu a vlastností jsou citlivé na velikost písmene. Samotné názvy částí dotazu a funkcí nejsou citlivé na velikost písmene. Názvy proměnných nesmí obsahovat čísla. Zadaný dotaz musí být ukončen znakem „;“. Stisknutím klávesy „Enter“ dojde k zahájení zpracování dotazu. Výstup je zobrazen uživateli dle argumentů programu **Printer** a **Formater**. Po dokončení zpracování dotazu je uživatel vyzván pomocí zprávy, aby zadal další dotaz nebo ukončil aplikaci:

```
Do you want to continue with another query?  
y/n (single character answer):
```

Program očekává odpověď jedním znakem. „y“ vyzve uživatele k zadání nového dotazu. „n“ ukončí aplikaci. Stisknutím klávesy „Enter“ se vykoná daná akce.

4. Experiment

Aby bylo možné porovnat stávající řešení s nově navrženým řešením na poli rychlosti zpracovávání dotazů a ověřit naše předpoklady, podrobili jsme zmíněná řešení experimentu. Vykonaný experiment proběhne na reálných grafech různé velikosti s uměle vygenerovanými vlastnostmi náležící vrcholům. Nad danými grafy provedeme vybrané množství dotazů, které nám umožní sledovat a porovnat chování řešení v různých situacích. Kapitulu zakončíme prezentací výsledků.

4.1 Příprava dat

Pro náš experiment jsme použili tři orientované grafy z databáze SNAP [24]. Grafy jsme primárně vybírali na základě počtu nalezených výsledků z testovaného dotazu *Match* části (sekce 4.2.1). Počet vygenerovaných výsledků je zobrazen v sekci výsledků 4.4.1. Cíl byl nalézt grafy, které vygenerují počet výsledků v řádech 10^7 až 10^8 , abychom mohli sledovat chování řešení při zpracování velkého množství dat. Zároveň jsme vybrali grafy, pro které platí, že mají minimálně dvojnásobný počet výsledků vůči již vybraným grafům, což nám umožní sledovat chování řešení při zvyšování počtu zpracovaných výsledků. Výsledky v řádu 10^9 bychom měli problém zpracovat na testovaném hardwaru (sekce 4.3.3), kvůli nedostatku paměti. Samotná databáze SNAP nám poskytla datový formát, který jsme byli schopni jednoduše transformovat na náš vstupní datový formát.

	#Vrcholů	#Hran
Amazon0601	403 394	3 387 388
WebBerkStan	685 230	7 600 595
As-Skitter	1 696 415	11 095 298

Tabulka 4.1: Vybrané grafy pro experiment

- **Amazon0601:** Jedná se o graf vytvořený procházením webových stránek Amazonu na základě funkce „Customers Who Bought This Item Also Bought“ ze dne 1.6.2003. V grafu existuje hrana z i do j , pokud je produkt i často zakoupen s produktem j .
- **WebBerkStan:** Graf popisuje odkazy webových stránek domén <https://www.stanford.edu/> a <https://www.berkeley.edu/>. Vrcholem je webová stránka a hrana představuje hypertextový odkaz mezi stránkami.
- **As-Skitter:** Topologický graf internetu z roku 2005 vytvořený programem *traceroutes*. Ačkoliv je uvedeno, že daný graf je neorientovaný, vnitřní hlavička souboru uvádí opak, proto jsme se daný graf rozhodli přesto využít.

Samotné grafy obsahují pouze seznam hran. Abychom mohli dané grafy využít, bylo nutné je transformovat a vygenerovat k nim vlastnosti na vrcholech. Při příkladu transformace budeme vycházet z následující ukázkou hlavičky (graf Amazon0601):

```
# Directed graph (each unordered pair of nodes is saved once):
  Amazon0601.txt:
# Amazon product co-purchasing network from June 01 2003
# Nodes: 403394 Edges: 3387388
# FromNodeId      ToNodeId
0          1
0          2
0          3
0          4
```

4.1.1 Transformace grafových dat

Výstupem transformace budou soubory popisující schéma vrcholů/hran *NodeTypes.txt/EdgeTypes.txt* a datové soubory vrcholů/hran *Nodes.txt/Edges.txt*. V našem případě graf bude obsahovat pouze jeden typ hrany a jeden typ vrcholu. Dané omezení pouze ovlivňuje pouze část *Match*, což není určující pro náš experiment.

Ukázka zvoleného schématu pro *Nodes.txt/Edges.txt*:

```
Soubor EdgeTypes.txt:
[
{ "Kind": "BasicEdge" }
]

Soubor NodeTypes.txt:
[
{ "Kind": "BasicNode" }
]
```

Soubory obsahují datové schéma v JSON formátu definovaném v sekci 2.2.3. Soubor *EdgeTypes.txt* definuje jeden druh hrany **BasicEdge** bez vlastností. Soubor *NodeTypes.txt* definuje jeden druh vrcholu **BasicNode** bez vlastností.

Generování souborů *Nodes.txt/Edges.txt* provádí program, který je obsahem přílohy zdrojových kódů A.4 v souboru *GrapDataBuilder.cs*. Výstupní soubor *Edges.txt* bude obsahovat hrany v rostoucím pořadí dle položky **FromNodeId** z originálního souboru s přidělenými IDs od hodnoty ID posledního vrcholu v souboru *Nodes.txt*. Samotný soubor *Nodes.txt* obsahuje setříděné vrcholy podle ID v rostoucím pořadí. Je nutné zmínit, že setřídění dat podle ID není nežádoucí, jelikož nezaručuje nic o seskupení vrcholů v daném grafu. Pro připomenutí zmíníme, že první sloupeček v datových souborech *Edges.txt* a *Nodes.txt* odpovídá unikátnímu ID v rámci celého grafu. Výsledný soubor *Nodes.txt* definuje vrcholy grafu. Řádek představuje jeden vrchol. Soubor má dva sloupečky. První obsahuje ID vrcholů a druhý obsahuje název typu. Soubor *Edges.txt* je ekvivalentní, ale obsahuje ID hran a jejich typ. Zároveň pak obsahuje dva sloupečky navíc, které definují směr hrany. První sloupeček udává ID počátečního vrcholu a druhý sloupeček určuje ID koncového vrcholu. Formát je přesněji definován v sekci 2.2.3.

Následuje ukázka výstupních souborů transformace pro graf Amazon0601:

```

Soubor Edges.txt:
403395 BasicEdge 0 1
403396 BasicEdge 0 2
...

Soubor Nodes.txt:
0 BasicNode
1 BasicNode
...

```

4.1.2 Generování vlastností vrcholů

Posledním krokem přípravy dat pro experiment je vygenerování vlastností vrcholů. Rozhodli jsme se pro generování vlastních hodnot. Budeme mít tak lepší znalost použitých dat. Znalost využijeme k vhodnějšímu otestování vybraných případů. Navíc dané omezení jsme se rozhodli aplikovat kvůli problematickému hledání vhodných dat, které nevyžadují netriviální transformaci do vhodného vstupního formátu. Proto pro každý vrchol náhodně vygenerujeme hodnoty čtyř vlastností.

Vlastnost	Typ	Popis
PropOne	integer	Int32 s rozsahem [0; 100 000]
PropTwo	integer	Int32 s rozsahem [Int32.MinValue; Int32.MaxValue]
PropThree	string	délka [2; 8] ASCII znaků s rozsahem [33; 126]
PropFour	integer	Int32 s rozsahem [0; 1000]

Tabulka 4.2: Generované vlastností vrcholů

- **PropOne** hodnoty jsou generovány pouze v rozsahu [0; 100 000]. Neobsahují negativní hodnoty.
- **PropTwo** hodnoty jsou generovány střídavě kladně a záporně, aby nastal rovnoměrný počet záporných a kladných hodnot.
- **PropThree** hodnoty jsou pouze ASCII znaky z rozsahu [33; 126]. Dané omezení vyplývá z vlastností dotazovacího engine, aby bylo možné bez obtíží načíst datový soubor.
- **PropFour** hodnoty jsou generovány pouze v rozsahu [0; 1000]. Neobsahují negativní hodnoty.

Vlastnosti **PropOne**, **PropTwo** a **PropFour** jsme vybrali primárně k otestování části *Group by*. Použijeme je jako klíč *Group by*. Tímto omezíme počet vytvářených skupin během zpracování. Detailnější vysvětlení je podáno v následující sekci výběru dotazů *Group by* 4.2.3. **PropThree** využijeme v části *Order by*, abychom mohli sledovat rozdílnost třídění řetězců vůči číselným hodnotám.

Na základě tabulky generovaných vlastností 4.2 následuje ukázka upraveného souboru JSON schématu pro vrcholy:

```
Soubor NodeType.txt:
[
  {
    "Kind": "BasicNode",
    "PropOne": "integer",
    "PropTwo": "integer",
    "PropThree": "string",
    "PropFour": "integer"
  }
]
```

Výsledné hodnoty vlastností do souborů *Edges.txt*/*Nodes.txt* jsou vygenerovány pomocí programu, který používá generátor náhodných čísel. Program je obsažen v příloze zdrojových kódů A.4 v souboru *PropertyGenerator.cs*. K inicializaci generátoru náhodných čísel pro každý graf jsme použili různé hodnoty. Zvolené inicializační hodnoty byly vygenerovány rovněž náhodně.

Inicializační hodnota	
Amazon0601	429 185
WebBerkStan	20 022
As-Skitter	82

Tabulka 4.3: Inicializační hodnoty náhodného generátoru pro PropertyGenerator.cs

Program generuje hodnoty definované ve statické položce `propGenerators` a zachovává jejich pořadí ve výsledném datovém souboru. Aby nedocházelo k omylům při opakování experimentů, uvádíme útržek kódu použité inicializace položky dle tabulky generovaných vlastností 4.2 pro všechny tři grafy:

```
static PropGenerator[] propGenerators = new PropGenerator[]
{
    new Int32Generator(0, 100_000, false),
    new Int32Generator(true),
    new StringASCIIGenerator(2, 8, 33, 126),
    new Int32Generator(0, 1_000, false)
};
```

Tímto jsme dokončili poslední nutný krok k vygenerování platných vstupních dat pro dotazovací engine. Výsledné datové soubory jsou obsahem přílohy grafů pro experiment A.5

4.2 Výběr dotazů

Dotazy použité při experimentu dělíme do tří kategorií a to *Match*, *Order by* a *Group by*. Pro připomenutí zmíníme, že proměnné použité v jiných částech než *Match* způsobují ukládání daných proměnných do tabulky. Přidělené zkratky dotazům budou uváděny ve výsledcích experimentu namísto celých dotazů.

4.2.1 Dotazy Match

Každý dotaz provádí vyhledáváním vzoru v grafu. Níže zmíněné dotazy nám při experimentu pomohou oddělit čas agregací od času stráveném vyhledáváním vzoru.

Zkratka	Dotaz
M_Q1	select count(*) match (x) -> (y) -> (z);
M_Q2	select x match (x) -> (y) -> (z);
M_Q3	select x, y match (x) -> (y) -> (z);
M_Q4	select x, y, z match (x) -> (y) -> (z);

Tabulka 4.4: Dotazy Match

- M_Q1 testuje pouze dobu strávenou vyhledáváním vzoru.
- M_Q2 testuje vyhledávání společně s ukládáním proměnné x do tabulky výsledků.
- M_Q3 testuje vyhledávání společně s ukládáním proměnné x a y do tabulky výsledků.
- M_Q4 testuje vyhledávání společně s ukládáním proměnné x, y a z do tabulky výsledků.

4.2.2 Dotazy Order by

Zkratka	Dotaz
O_Q1	select y match (x) -> (y) -> (z) order by y;
O_Q2	select y, x match (x) -> (y) -> (z) order by y, x;
O_Q3	select x.PropTwo match (x) -> (y) -> (z) order by x.PropTwo;
O_Q4	select x.PropThree match (x) -> (y) -> (z) order by x.PropThree

Tabulka 4.5: Dotazy Order by

- O_Q1 testuje třídění podle ID vrcholů y.
- O_Q2 přidává do kontextu O_Q1 režii za porovnávání a ukládání další proměnné.
- O_Q3 testuje třídění náhodně vygenerovaných hodnot Int32 (viz 4.2).
- O_Q4 testuje třídění náhodně vygenerovaných řetězců (viz 4.2).

Zkratka	Dotaz
G_Q1	<code>select min(y.PropOne), avg(y.PropOne) M;</code>
G_Q2	<code>select min(y.PropOne), avg(y.PropOne) M group by y;</code>
G_Q3	<code>select min(x.PropOne), avg(x.PropOne) M group by x;</code>
G_Q4	<code>select min(y.PropOne), avg(y.PropOne) M group by y, x;</code>
G_Q5	<code>select min(x.PropOne), avg(x.PropOne) M group by x, y;</code>
G_Q6	<code>select min(x.PropOne), avg(x.PropOne) M group by x.PropTwo;</code>
G_Q7	<code>select min(x.PropOne), avg(x.PropOne) M group by x.PropOne;</code>
G_Q8	<code>select min(x.PropOne), avg(x.PropOne) M group by x.PropFour;</code>

Pozn: $M = \text{match } (x) \rightarrow (y) \rightarrow (z)$.

Tabulka 4.6: Dotazy Group by

4.2.3 Dotazy Group by

Pro výpočet agregačních funkcí jsme zvolili funkce `min` a `avg`, protože představují netriviální práci na rozdíl od funkcí `sum/count` (jedno přičtení proměnné). Funkce `min` porovná a prohodí výsledek. Thread-safe verze používá mechanismus *Compare and Exchange*. Funkce `avg` provádí dvě přičtení proměnné. Thread-safe verze používá atomická přičtení. Otestujeme i samotné seskupování na dotazech G_Q2 až G_Q8. V dotazech nahradíme *Select* část prvním klíčem *Group by*. Dané dotazy značíme symbolem ' (např. G_Q7' je `select x.PropOne match (x) -> (y) -> (z) group by x.PropOne`).

U vybraných dotazů je nutné si uvědomit, co znamenají klíče v části *Group by*. Každý klíč má svůj rozsah hodnot. Konkrétní hodnoty klíčů jsou uloženy v našem případě ve vrcholech. Pokud by každý vrchol měl unikátní hodnotu klíče, pak počet vytvářených skupin v části *Group by* je shora omezen počtem vrcholů v grafu. To se děje pro dotazy G_Q2, G_Q3 a G_Q6. Zvolíme-li dva takové klíče za klíče *Group by*, pak maximální počet skupin je shora omezen skalárním součinem jejich rozsahů. To nastává pro dotazy G_Q4 a G_Q5. Posledním případem jsou klíče vlastností **PropOne** a **PropFour**. Dané vlastnosti obsahují hodnoty dle tabulky rozsahů 4.2. Pro testované grafy platí, že počet vrcholů (tabulka 4.1) je vždy větší než rozsah hodnot vlastností. Odtud vyplývá, že při generování vlastností vrcholů v minule sekci určitě nastala situace, při které dva vrcholy obsahují stejnou hodnotu dané vlastnosti. Tímto jsme dokázali shora omezit počet skupin v dotazech G_Q7 a G_Q8 horní hranicí intervalu rozsahu hodnot daných vlastností.

Další nutnou znalostí je způsob paralelizace prohledávání grafu (sekce 2.5.4). Každé vlákno provádí prohledávání grafu z určité části vrcholů v grafu. Platí, že každé vlákno neprovede prohledávání ze stejného vrcholu jako vlákno jiné. Tedy vrcholy představující proměnnou x jsou unikátní pro každé vlákno, taktéž hodnoty jejich vlastností. Při paralelizaci se provádí paralelní slévání výsledků do globální struktury. V dotazech G_Q3 a G_Q6 pak vlákna při slévání výsledků vytvářejí vždy nové záznamy v dané struktuře, jelikož výsledky vláken jsou vždy rozdílné. To nám umožní sledovat situaci, kdy vlákna vytvářejí navzájem rozdílné záznamy. Obecně dotazy G_Q4 až G_Q8 nám umožní otestovat chování řešení při snižování počtu vytvářených skupin. Pro G_Q3 a G_Q6 bude navíc vidět režie za porovnání vlastnosti vůči ID.

Následuje shrnutí:

- G_Q1 testuje *Single group Group by*. Vše je agregováno pouze do jedné skupiny.
- G_Q2 a G_Q3 testuje vytváření skupin podle ID vrcholů. Rozdíl mezi nimi je ten, že proměnná *x* je při paralelním zpracování přístupná pouze jednomu vláknu za celý běh vyhledávání. Maximální počet skupin je shora omezen počtem vrcholů v grafu.
- G_Q4 a G_Q5 přidávají režii za ukládání a zpracovávání další proměnné. Počet skupin je shora omezen počtem hran v grafu. Tyto dotazy obsahují nejvíce skupin mezi zbylými dotazy.
- G_Q6 testuje vytváření skupin náhodně vygenerovaných hodnot z celého rozsahu `Int32` (viz 4.2). Počet skupin je shora omezen počtem vrcholů v grafu.
- G_Q7 testuje vytváření skupin náhodně vygenerovaných hodnot z rozsahu `[0; 100 000]` `Int32` (viz 4.2). Dojde k rozprostření několika stejných hodnot v grafu. Maximální počet skupin je 100 000.
- G_Q8 testuje vytváření skupin náhodně vygenerovaných hodnot z rozsahu `[0; 1000]` `Int32` (viz 4.2). Dojde k rozprostření mnoha stejných hodnot v grafu. Maximální počet skupin je 1000.

4.3 Metodika

Pro provedení experimentu jsme připravili jednoduchý benchmark v jazyce C# pro .NET Framework 4.8, který je součástí příloh zdrojových kódů A.3. Paralelizování řešení jsme otestovali při zatížení všech dostupných jader procesoru (argument `ThreadCount = 8`). Při spuštění programu dojde k navýšení priority procesu, aby docházelo k méně častému vykonávání ostatních procesů na pozadí během testování. Pro `ThreadCount = 1` navíc dochází k navýšení priority hlavního vlákna. To není možné u paralelního testování, protože vlákna běží v nativním `ThreadPool`, který neumožňuje navyšování priority vláken.

Následuje ukázka hlavní smyčky benchmarku:

```
WarmUp(...);
double[] times = new double[repetitions];
for (int i = 0; i < repetitions; i++) {
    CleanGC();
    var q = Query.Create(..., false);  \\ Inicializace struktur dotazu.
    timer.Restart();  \\ Začátek měření.

    q.Compute();  \\ Vykonání dotazu.

    timer.Stop();  \\ Konec měření.
    times[i] = timer.ElapsedMilliseconds;
    ...
}
```

Hlavní smyčka benchmarku se skládá z 5-ti opakování warm up fáze následovanou 15-ti opakováními měřené části. Warm up fáze vykonává identickou práci jako část měřená, tj. úplně stejný dotaz. Měřená část obaluje pouze vykonání dotazu bez konstrukce dotazu. V konstruktoru `Query.Create(..., false)` argument `false` způsobuje, že vykonávaný dotaz neprovede `select` část dotazu, která není cílem testování. Výsledná doba je tedy čas strávený částí *Match* (vyhledávání vzoru) společně s částí *Group/Order by*.

Před měřením dochází vždy k úklidu haldy.

```
static void CleanGC()
{
    GC.Collect();
    GC.WaitForPendingFinalizers();
    GC.Collect();
}
```

4.3.1 Měření uběhlého času

Protože benchmark je implementován v jazyce C# pro .NET Framework 4.8, rozhodli jsme se využít nativních možností měření uběhlé doby. Existují dvě hlavní metody měření. První využívá třídu `Stopwatch`. Třída měří uběhlý čas mezi voláním metod `Start` a `Stop` na instanci bez ohledu v jakém vlákne byly metody volány. Měření probíhá pomocí počítání taktů časovače v podkladovém mechanismu hardwaru. Pokud hardware a operační systém podporují časovač s vysokým rozlišením, pak je využit tento. V opačném případě je využit pouze systémový časovač. Druhá možnost využívá přístup k vlastnosti `Process.TotalProcessorTime` a měří dobu strávenou vykonáváním procesu aplikací procesorem. Tato doba obsahuje čas zpracování aplikační části společně s časem stráveným v jádru operačního systému. Tudíž doba obsahuje pouze čas běhu procesoru a nezapočítává dobu nečinnosti vláken v paralelních řešeních (např. čekání na zámek).

Rozhodli jsme se využít první variantu, protože lépe odráží reálný běh programu. Navíc náš hardware a operační systém umožňují využití časovače s vysokým rozlišením.

4.3.2 Volitelné argumenty konstrukturu dotazu

Argumenty `FixedArraySize` a `VerticesPerThread` (sekce 3.5) jsme zvolili pro experiment následovně:

	FixedArraySize	VerticesPerThread
Amazon0601	4 194 304	512
WebBerkStan	4 194 304	512
As-Skitter	8 388 608	1024

Tabulka 4.7: Výběr argumentů konstrukturu dotazu pro grafy

Dané argumenty se nám nejvíce osvědčili v průběhu vývoje dotazovacího enginu. Vyhledávání vzoru na nich dosahovalo nejrychlejších výsledků.

4.3.3 Hardwarová specifikace

Všechny testy proběhly na notebooku Lenovo ThinkPad E14 Gen. 2 verze 20T6000MCK s operačním systémem Windows 10 x64.

- 8 jádrový procesor AMD Ryzen 7 4700U (2GHz, TB 4.1GHz)
- 24GB RAM DDR4 s 3200 MHz

4.3.4 Příprava hardwaru

Každému testování předcházely restart systému a odpojení od internetu. V průběhu testování neběžel žádný klientský proces kromě benchmarku a nativních systémových procesů. Rovněž, použitý notebook byl napájen po celou dobu testování.

4.3.5 Překlad

Benchmark společně s dotazovacím enginem a potřebnými knihovnami byl přeložen v **Release** módu Visual Studio 2019 pro platformu x64 využívající na .NET Framework 4.8.

4.4 Výsledky

V této sekci prezentujeme naměřená data pro všechny tři grafy (4.1), které jsme podrobili dotazům ze sekce 4.2. U grafů *Group/Order by* se držíme značení z kapitoly Implementace 3. Značení se skládá ze tří částí. Prvních dvě části jsou obsaženy vždy a poslední část je použita pouze v paralelní části *Group by*. Značení vypadá následovně:

[Mód enginu]:	[Název řešení]	[způsob ukládání výsledků u Group by]
---------------	----------------	---------------------------------------

Pokud řešení obsahuje kombinaci módů (např. **Half-Streamed/Streamed**), pak řešení pro dané módy jsou totožná. Pro připomenutí zmíníme, že mód **Normal** vykonává *Group/Order by* až po dokončení prohledávání grafu a vylepšené módy **Half-Streamed/Streamed** je vykonávají v průběhu prohledávání grafu. U paralelního řešení **Streamed** jsou výsledky zpracovány globálně, zatímco u **Half-Streamed** řešení dochází k lokálnímu zpracování, které je zakončené sléváním. Zopakování hlavních konceptů řešení a způsob ukládání ponecháme jako úvod jednotlivých částí.

4.4.1 Match

Stávající a vylepšené verze *Group/Order by* jsou značně ovlivněny vyhledáváním vzoru. Proto uvádíme výsledky a analýzu dotazů *Match* zvlášť, aby bylo možné sledovat čas výhradně strávený vyhledáváním a uložením všech nalezených výsledků do tabulky. Počet nalezených výsledků při prohledávání jednotlivých grafů je zobrazen v tabulce 4.8. Všechny výsledky měření prohledávání grafu jsou zobrazeny na grafech na konci této sekce.

Počet nalezených výsledků	
Amazon0601	32 373 599
WebBerkStan	222 498 869
As-Skitter	453 674 558

Tabulka 4.8: Počet nalezených výsledků pro dotazy obsahující vzor (x) -> (y) -> (z) nad jednotlivými grafy.

Paralelizace prohledávání grafu

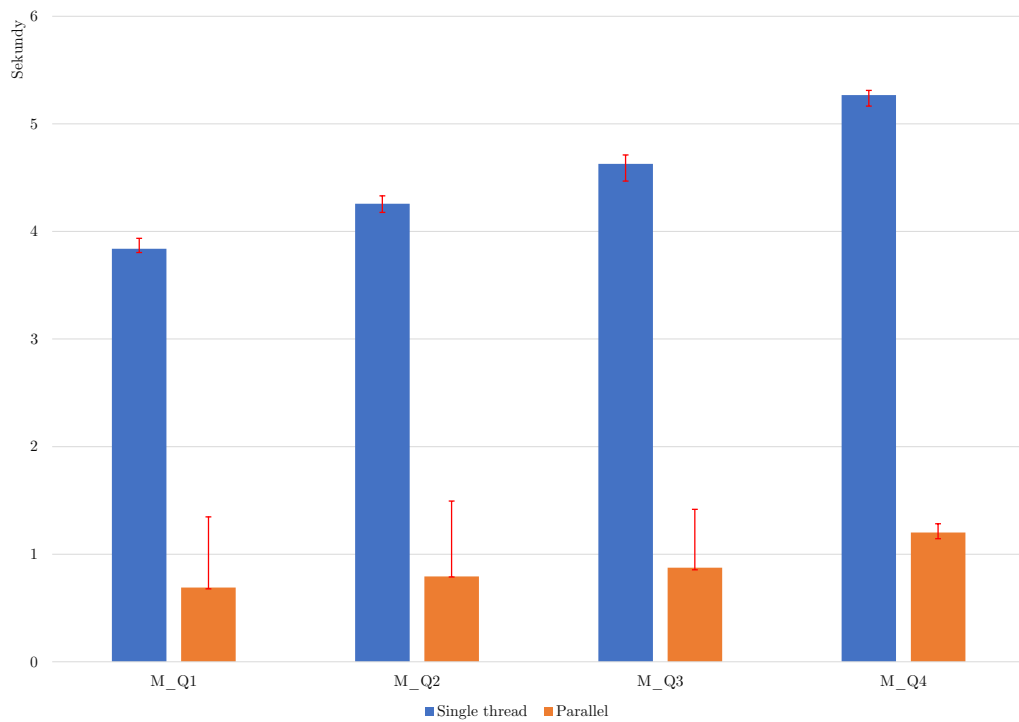
Zbytek sekce věnujeme popisu grafů 4.1, 4.2 a 4.3. Paralelizace startovního prohledávacího vrcholu (tj. každé vlákno dostává opakovaně množství vrcholů k prohledání určené argumentem `VerticesPerThread`, dokud se nevyčerpají všechny vrcholy grafu) dociluje zrychlení v rozmezí [4,17; 5,56]-krát pro všechny grafy. Výsledky pro jednotlivé dotazy dopadly podle našeho očekávání. Dotaz `M_Q1` provádí pouze vyhledávání výsledků bez ukládání do tabulky a je nejrychlejší. Všechny ostatní dotazy dosahují zpomalení závislé na počtu ukládaných proměnných (počet ukládaných proměnných definuje část *Select*), tedy čím více proměnných k uložení tím je vykonání pomalejší a to platí i pro paralelní verzi. U jednovláknového zpracování si navíc můžeme všimnout až lineárního zpomalení při navýšení počtu ukládaných proměnných. Pro představu, každá proměnná (element grafu) je uložena do vlastního sloupečku, který je lokální pro vlákno (`List<Element[FixedSize]>`).

Paralelizace slévání výsledků

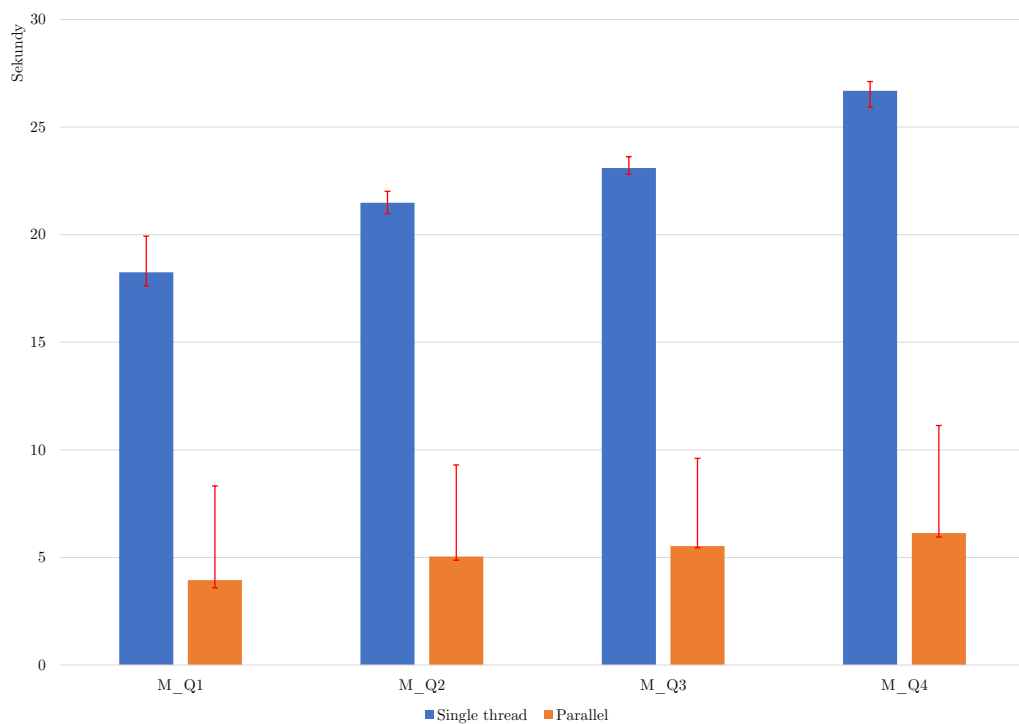
Lokalita sloupečků vede na potřebu slévání výsledků vláken. Nicméně, díky ukládání do polí fixní délky nastává nutnost pouze zarovnat poslední nezaplňovaná pole, zbytek práce slévání je jen přesunutí několika ukazatelů na pole. Tento proces je paralelizovaný pouze přes sloupečky. Pokud je sloupeček jen jeden, slévání probíhá jednovláknově. Pokud je sloupečků více, slévání probíhá paralelně. V tomto případě je každý sloupeček přidělen jednomu vláknu, které následně provede slévání.

Zpomalení paralelních řešení sléváním

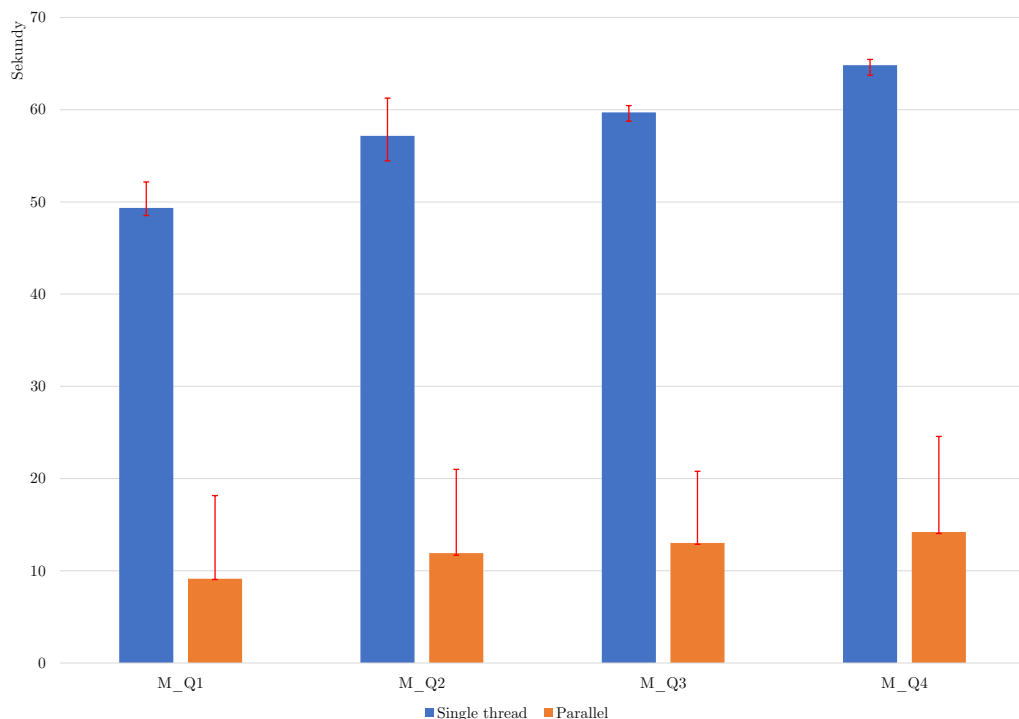
Již jsme zmínili, že nárůst počtu ukládaných proměnných zpomaluje vykonání. Nyní se podíváme ještě na zpomalení z pohledu paralelizace slévání. V paralelním řešení u dotazu `M_Q2` vůči `M_Q1` můžeme vidět značný skok nárůstu doby vykonání. V `M_Q1` se neukládá žádná proměnná, zatímco v `M_Q2` se ukládá jedna proměnná a zároveň slévání sloupečku probíhá pouze v jednom vlákne. Při navýšení počtu ukládaných proměnných vůči `M_Q2`, tj. dotazy `M_Q3` a `M_Q4`, nedochází k tak velkému skoku jako mezi dotazy `M_Q1` a `M_Q2`. To je právě způsobeno již zmíněnou paralelizací slévání. Každý sloupeček je zde sléván jedním vláknem.



Obrázek 4.1: Doba vykonání dotazů *Match* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům.



Obrázek 4.2: Doba vykonání dotazů *Match* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům



Obrázek 4.3: Doba vykonání dotazů *Match* pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům.

4.4.2 Order by

Z důvodu časové a prostorové složitosti třídění na grafu As-Skitter jsme se rozhodli jej vynechat pro *Order by* dotazy. Všechny výsledky měření třídění jsou zobrazeny na grafech na konci této sekce.

Obecné shrnutí jednovláknových řešení

Nejprve shrneme základní koncepty použitých řešení. Každé řešení pracuje s tabulkou výsledků, kterou musí setřídit. Nikdy netřídíme samotné řádky tabulky, ale pouze indexy řádků. Výsledek třídění je indexační struktura nad tabulkou. Při porovnávání je nutné mít na paměti, že jednovláknově běžící části používají optimalizace popsané v sekcích 2.6.4, 2.6.5 a 3.4.8.

Mód **Normal** využívá k třídění algoritmus Merge sort. Algoritmus je implementován v knihovně HPCsharp [23]. Třídění probíhá po dokončení prohledávání grafu a třídí celou tabulku výsledků pomocí pole indexů.

Vylepšená řešení zpracovávají vyhledané výsledky v momentě jejich nalezení. Nalezený prvek se nejdříve vloží do tabulky na nový řádek. Následně se index daného řádku vloží do indexační struktury. Jako indexační strukturu nad tabulkou používáme (a, b) -strom [21, str. 190], u kterého jsme upravili definici na $b = 2a$. V našem případě $b = 256$. V řešení **ABTree** se jedná o obecný (a, b) -strom, zatímco řešení **ABTreeValueAccumulator** výsledky (indexy) mající stejnou hodnotu klíčů třídění jako již vložené prvky uloží do `List<int>`. Tedy místo vytvoření nového záznamu ve stromě dojde pouze k vložení do patřičného pole.

Výsledky jednovláknového zpracování

Začneme řešením běžícím v jednom vlákne, tj. grafy 4.4 a 4.6. Můžeme si všimnout, že výsledky vypadají v rámci daných grafů konzistentně pro každý dotaz. Ani jedno z vylepšených řešení nedokázalo porazit mód **Normal**. Je to způsobeno značnou režii za metodu vložení (**Insert**) do stromu, ve které dochází k častému alokování nových vrcholů a překopírovávání prvků. Nejproblematictější část je množství tříděných výsledků, kdy počet samotných hodnot klíčů třídění je omezen počtem vrcholů v grafu (tabulka 4.1). Daná situace vede k opakovanému zatřídování výsledků se stejnou hodnotou a tím navyšování velikosti stromu společně s počtem vykonaných porovnání v metodě **Insert**. Celý problém jsme vyřešili v řešení **ABTreeValueAccumulator**, ve kterém se duplicitní hodnoty ukládají do zmíněného pole a tím omezujeme velikost výsledného stromu. Jak vidíme na grafech, řešení se přibližuje rychlosti řešení **Normal**. Problém by nastal v případě, pokud by množství hodnot odpovídalo počtu nalezených výsledků. V tomto případě bychom zbytečně navyšovali režii za vzniklá pole, která se nevyužijí.

Třídění pomocí vlastnosti vůči ID

Dle našich předpokladů se ukázalo, že třídění pomocí hodnot vlastnosti (dotazy **O_Q3** a **O_Q4**) vůči **ID** (dotazy **O_Q1** a **O_Q2**) vede ke znatelnému zpomalení. Při čtení hodnoty vlastnosti elementu grafu se přistupuje k databázi. Během přístupu se ověřuje, zda daná vlastnost existuje na daném elementu. Následně se hodnota načte. Hodnota **ID** je uložena přímo ve struktuře elementu. Hodnota tedy vždy existuje a nemusí se přistupovat k úložišti hodnot vlastností.

Obecné shrnutí paralelních řešení

Opět zde platí, že tabulka výsledků je tříděna pomocí indexů. Mód **Normal** používá paralelní Merge sort [23]. Vylepšená paralelní zpracování aplikují použité verze (a, b) -stromů ze zpracování pro jedno vlákno. Každé běžící vlákno v **Half-Streamed** řešení obsahuje lokální tabulku a indexační strom. Po dokončení vyhledávání se obsahy stromů překopírují do pole a dojde k paralelnímu dvoucestnému slévání používající stejnou funkci jako paralelní Merge sort. U **Streamed** řešení jsme navrhli sdílenou strukturu pro zatřídování výsledků. Struktura rozdělí rozsah hodnot prvního klíče třídění na rovnoměrné části (konkrétněji v sekci 2.9.5) Počet částí je heuristicky zvolen jako $m = t^2$, kde $t = \#vláken$. Pro každou část rozsahu vytvoříme přihrádku obsahující zámek, tabulku a indexační strom. Při příchozím výsledku se získá hodnota prvního klíče třídění a určí se jeho patřičná přihrádka. Do přihrádky vlákno přistoupí pomocí přiloženého zámku. Následně výsledek vloží do tabulky a index nového řádku tabulky do stromu. Rozdíl v řešeních je pak jen využitá stromová struktura. Při porovnávání je nutné mít na paměti, že lokálně běžící části používají optimalizace popsané v sekcích 2.6.4, 2.6.5 a 3.4.8.

Výsledky paralelního zpracování

Nyní budeme prezentovat výsledky paralelizace (grafy 4.5 a 4.7). Na první pohled jsme si všimli mnohonásobného zpomalení **Streamed** řešení pro dotazy

O_Q1 a O_Q2. Výše jsme zmínili základní princip **Streamed** řešení. Rozsah hodnot prvního klíče třídění se rozdělí na rovnoměrné části a pro každý takový rozsah existuje přihrádka přístupná pomocí zámku. Vlákno v momentě nalezení výsledku přistupuje k přihrádce pomocí zámku a vloží do ní daný výsledek. Při implementaci řešení jsme se omezili pouze na celý rozsah hodnot typů vlastností v jazyce C# pro .NET Framework 4.8. To znamená, že pokud vlastnost má typ `integer` (v C# `Int32`), ačkoliv hodnoty vlastnosti v grafu mohou být v rozsahu $[0; 100]$, tak rozdělení přihrádek se vytvářejí z celého rozsahu C# typu. Tedy přihrádky se vytvářejí rozdělením rozsahu $[\text{Int32.MinValue}; \text{Int32.MaxValue}]$ a nikoliv $[0; 100]$. To má za následek při třídění pomocí vlastnosti s rozsahem hodnot v grafu $[0; 100]$, že vlákna budou přistupovat v nejhorším případě k pouze jedné přihrádce. Vlákna pak budou vždy čekat na uvolnění jednoho zámku. Přesně tato situace nastala u **Streamed** řešení pro dotazy O_Q1 a O_Q2. V nich třídíme pomocí vlastnosti ID. ID je typu `integer`. Vlastnost typu `integer` je v C# typ `Int32`. Vytvoří se přihrádky rozdělením rozsahu $[\text{Int32.MinValue}; \text{Int32.MaxValue}]$. Rozsah se rozdělí na 64 dílů, protože jsme určili počet přihrádek jako $m = t^2$, kde $t = \# \text{vláken}$ a všechny testy běží v osmi vláknech. Ale problém je, že hodnoty ID vrcholů jsou z rozsahu $[0; \# \text{vrcholů v grafu}]$, zatímco pouze jedna přihrádka obsahuje posloupnost 67 108 863 hodnot. A vždy platí, že $67\,108\,863 > \# \text{vrcholů v grafu}$ (z tabulky 4.1). Čili vlákna vždy přistupují pouze k přihrádce, kde se synchronizují pomocí zámku. Výsledná doba zpracování pak odpovídá jednovláknovému zpracování s přidáním režii za přístup k zámku.

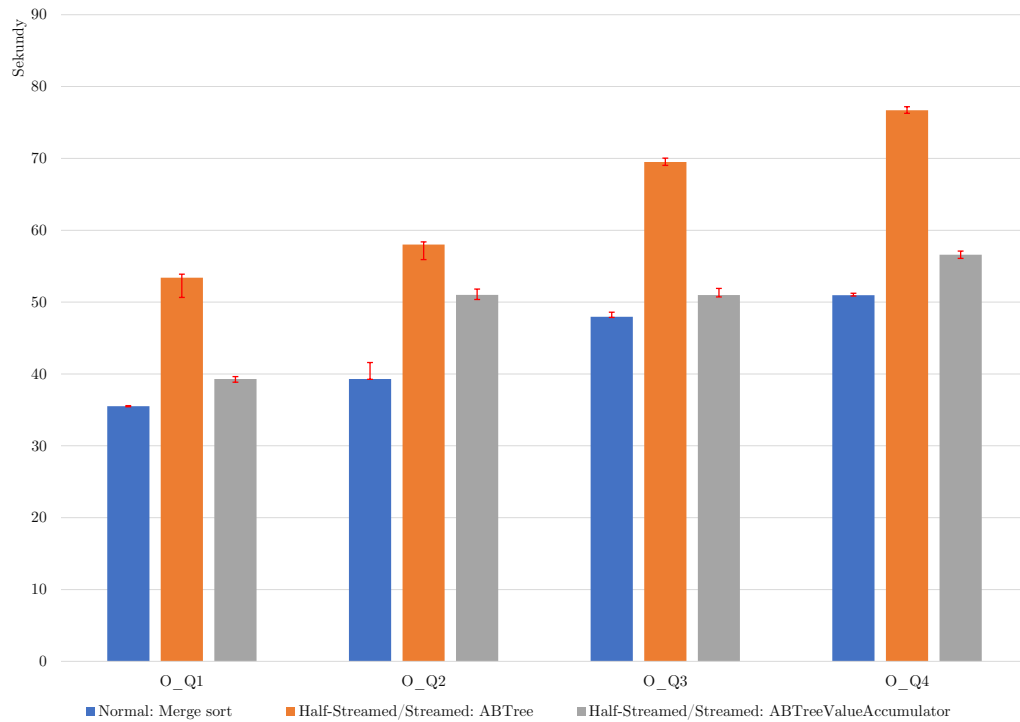
Naopak u dotazů O_Q3 a O_Q4 je tříděno pomocí hodnot vygenerovaných náhodně spadající do celého rozsahu typu klíče a zde **Streamed** řešení předčilo všechna ostatní. Jsme si vědomi, že rozdělení na základě celého rozsahu není ideální, ale chtěli jsme vyzkoušet, jestli daný přístup bude využitelný. Pro budoucí rozšíření by bylo nutné zvážit vytvoření statistik rozsahů jednotlivých vlastností, aby bylo možné lépe vytvořit rozdělení přihrádek.

Zrychlení paralelních řešení pro O_Q3 a O_Q4

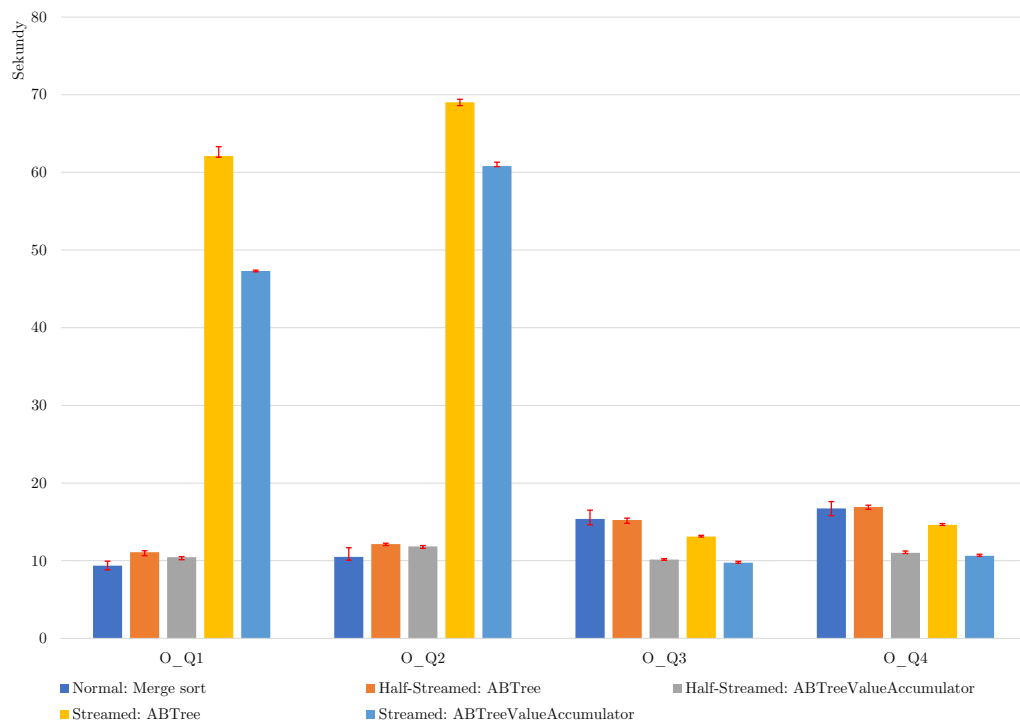
Half-Streamed řešení se přibližuje **Normal** řešení v prvních dvou dotazech a překonává jej ve třetím i čtvrtém dotazu pro řešení **ABTreeValueAccumulator**. U třetího a čtvrtého dotazu se porovnává pomocí vlastností. V jednovláknovém zpracovávání jsme viděli režii za dané porovnání. V druhém kroku u daného **Half-Streamed** řešení dochází k slévání pouze akumulovaných skupin, což rapidně sníží počet porovnávání při slévání a odtud výhoda oproti **Normal: Merge sort** řešení. To samé platí u **Streamed** řešení, protože použití přihrádek způsobí vkládání do mnohonásobně menší skupiny výsledků. Celá situace je navíc umocněna zmíněnými optimalizacemi.

Rozsah zrychlení paralelních řešení

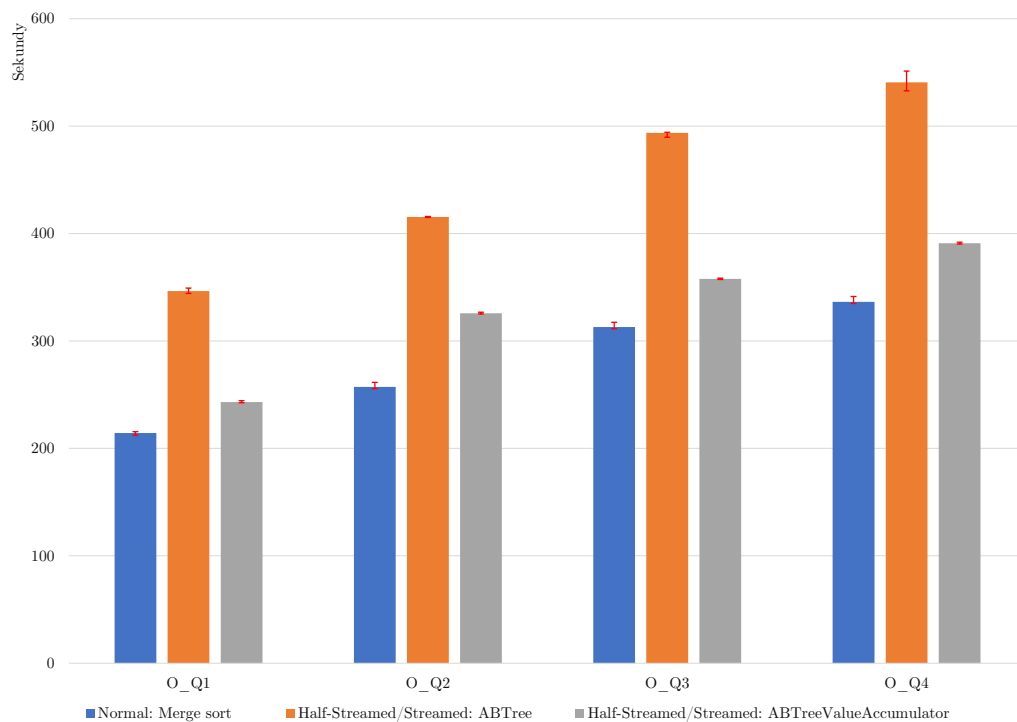
Zajímavý výsledek testování je rozsah zrychlení vylepšených módů, tj. tabulky 4.9 a 4.10. Zrychlení Merge sortu zaostává. Maximální zrychlení u ostatních řešení je až pětinasobné. Danou situaci si vysvětlujeme následovně. Implementace paralelního algoritmu Merge sort funguje na principu postupného rekurzivního rozdělování, při kterém se vytváří nové **Tasks** pro **ThreadPool**. U vylepšených řešení běží jedna metoda pro každé vlákno po dobu celého zpracování.



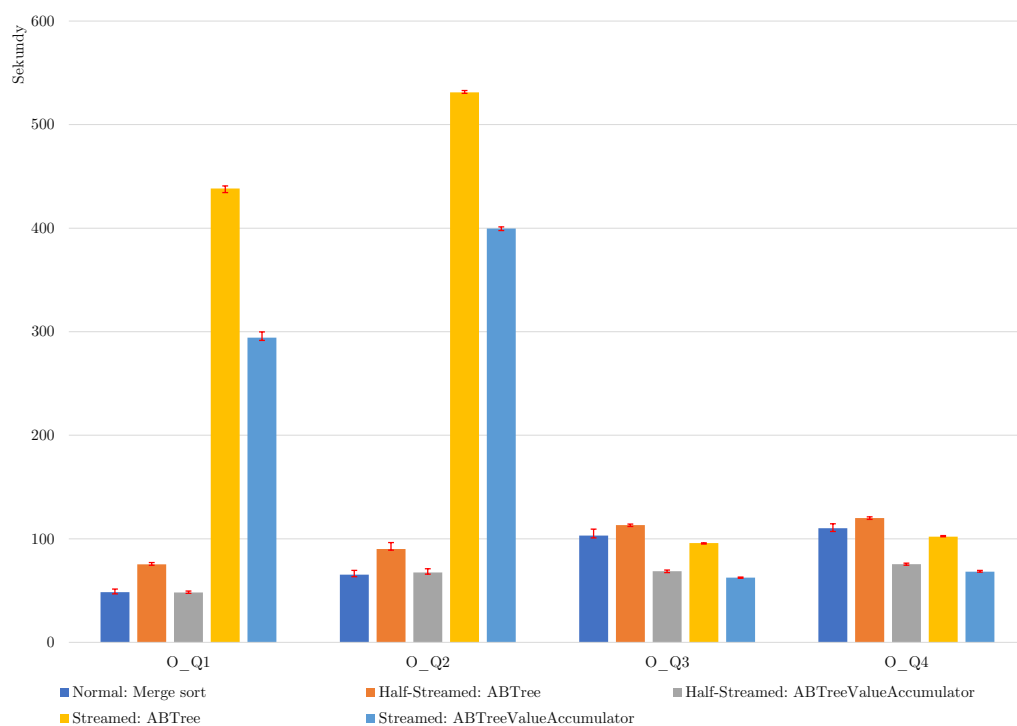
Obrázek 4.4: Doba vykonání dotazů *Order by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.5: Doba vykonání dotazů *Order by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



Obrázek 4.6: Doba vykonání dotazů *Order by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.7: Doba vykonání dotazů *Order by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.

	O_Q1	O_Q2	O_Q3	O_Q4
Normal: Merge sort	3,79	3,75	3,12	3,05
Half-Streamed: ABTree	4,81	4,78	4,56	4,54
Half-Streamed: ABTreeValueAccumulator	3,76	4,31	5,03	5,14
Streamed: ABTree	0,83	0,84	5,23	5,33
Streamed: ABTreeValueAccumulator	0,86	0,84	5,30	5,25

Tabulka 4.9: Rozsah zrychlení paralelizovaných řešení pomocí osmi vláken pro dotazy *Order by* nad grafem Amazon0601 (sekce 4.1). Tabulka zobrazuje podíl jednovláknového vůči paralelnímu zpracování.

	O_Q1	O_Q2	O_Q3	O_Q4
Normal: Merge sort	4,43	3,94	3,03	3,05
Half-Streamed: ABTree	4,59	4,61	4,36	4,51
Half-Streamed: ABTreeValueAccumulator	5,05	4,83	5,21	5,18
Streamed: ABTree	0,83	0,82	5,72	5,72
Streamed: ABTreeValueAccumulator	0,79	0,78	5,15	5,29

Tabulka 4.10: Rozsah zrychlení paralelizovaných řešení pomocí osmi vláken pro dotazy *Order by* nad grafem WebBerkStan (sekce 4.1). Tabulka zobrazuje podíl jednovláknového vůči paralelnímu zpracování.

Jako důsledek testování můžeme konstatovat, že třídění během prohledávání grafu v našich vybraných případech nepřináší zrychlení vykonávání. Zrychlení nastává pouze u paralelizace řešení při dostatečně náhodném rozložení dat třídění, pokud je porovnáváno pomocí vlastností. Zmínili jsme, že pro stromy nastává zpomalení kvůli režii za metodu **Insert**. V našich vylepšeních jsme neimplementovali předalokování vrcholů stromu. Jestli by pomocí předalokování nastalo zrychlení, které by předčilo řešení **Normal**, ponecháme jako budoucí rozšíření.

4.4.3 Group by

Obecné shrnutí jednovláknových řešení

Než postoupíme dál, připomeneme hlavní rozdíly řešení a značení u zobrazených grafů. Každé řešení používá k *Group by* mapu (**Dictionary**<key, value>). **Normal** řešení ukládá všechny výsledky vyhledávání vzoru do tabulky a po dokončení vykoná *Group by*. **Half-Streamed** řešení vykonává *Group by* v průběhu prohledávání a ukládá do tabulky pouze výsledky, pro které ještě neexistuje skupina v použité mapě. Pro zmíněná řešení se jako **key** používá index do tabulky a skrze něj se následně vypočtou hodnoty klíče. **Streamed** řešení nepoužívá tabulku, ale hodnoty klíče ukládá rovnou do mapy. Objevující se značení **Bucket** a **List** určuje způsob ukládání výsledků agregačních funkcí (**min**, **avg**...) jako **value** záznam v mapě. Podrobnější vysvětlení je v kapitole Analýzy 2.7.2. Výsledky jednovláknového seskupování jsou zobrazeny na grafech před shrnutím paralelních výsledků seskupování v sekci 4.4.3.

Výsledky jednovláknového zpracování

Na grafech 4.8, 4.10 a 4.12 vidíme výsledky *Group by* pro běh v jednom vlákne. Výsledky na grafech 4.9, 4.11 a 4.13 představují dotazy bez agregačních funkcí v části *Select*. Dvě dvojice dotazů G_Q2/G_Q3 , G_Q4/G_Q5 a trojice dotazů $G_Q6/G_Q7/G_Q8$ jsou pouze mírně odlišné a můžeme u nich vidět konzistenci výsledků pro použité grafy. Řešení vykonávající *Group by* v průběhu vyhledávání překonávají **Normal** řešení. S růstem počtu výsledku se rozdíly mezi módy prohlubují. Například zrychlení **Streamed** řešení je znatelnější u grafu As-Skitter než u grafu Amazon0601. Obecně nejznačnější zrychlení nastává u **Streamed** řešení, kdy není použita tabulka výsledků.

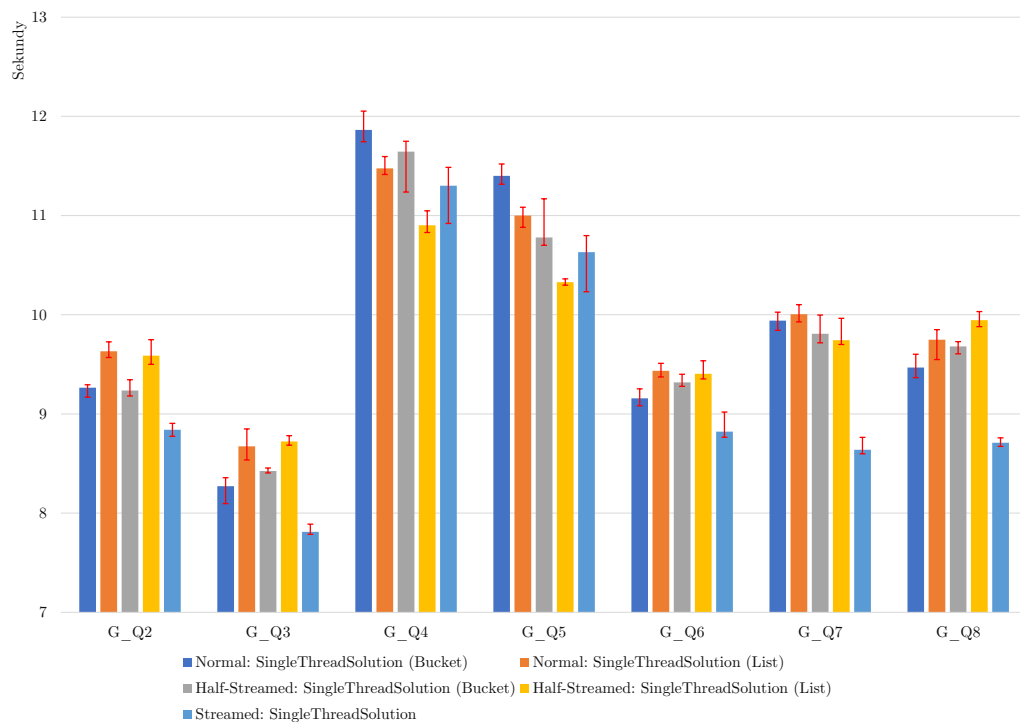
Zpomalení jednovláknového Half-Streamed řešení

Velice mírné zrychlení můžeme vidět u **Half-Streamed** řešení, které ukládá jen reprezentanty skupiny. U všech dotazů bez agregačních funkcí, kromě dvojice G_Q4'/G_Q5' , nastávají situace, kdy **Half-Streamed** řešení je pomalejší než **Normal**. U grafu Amazon0601 nastává stejná situace pro G_Q3 , G_Q6 a pro každý graf pro G_Q8 . Situaci jsme neočekávali a vysvětlujeme si ji následovně. **Half-Streamed** řešení používá při zpracování výsledku položku tabulky `temporaryRow`, do které přesouvá ukazatel na pole výsledků. Skrze danou položku pak následně přistupuje k výsledku při vkládání do mapy. Na dané přesouvání se můžeme dívat jako na kopírování jedné proměnné do tabulky. Při úspěšném vložení nastane navíc překopírování výsledků do pravé tabulky. Což odpovídá větší režii na zpracování výsledku než u **Normal** řešení. Proto vidíme pokles rychlosti a celkově jen mírné zrychlení u **Half-Streamed** řešení v jiných případech. Největší skok pak právě nastává v dotazech G_Q4/G_Q4' a G_Q5/G_Q5' , kdy se ukládají dvě proměnné. Tedy samotná režie **Normal** řešení je značně pomalejší, protože musí ukládat vždy dvě proměnné, zatímco **Half-Streamed** jen přesouvá ukazatel. Zajímavé je, že dané situace nastávají u dotazů bez agregačních funkcí, přestože všechna řešení pro jejich reprezentaci používají stejné funkce a struktury (`List/Bucket`). Předpokládali bychom tedy stejnou situaci i na ostatních (větších) grafech. Absenci jevu neumíme plně objasnit.

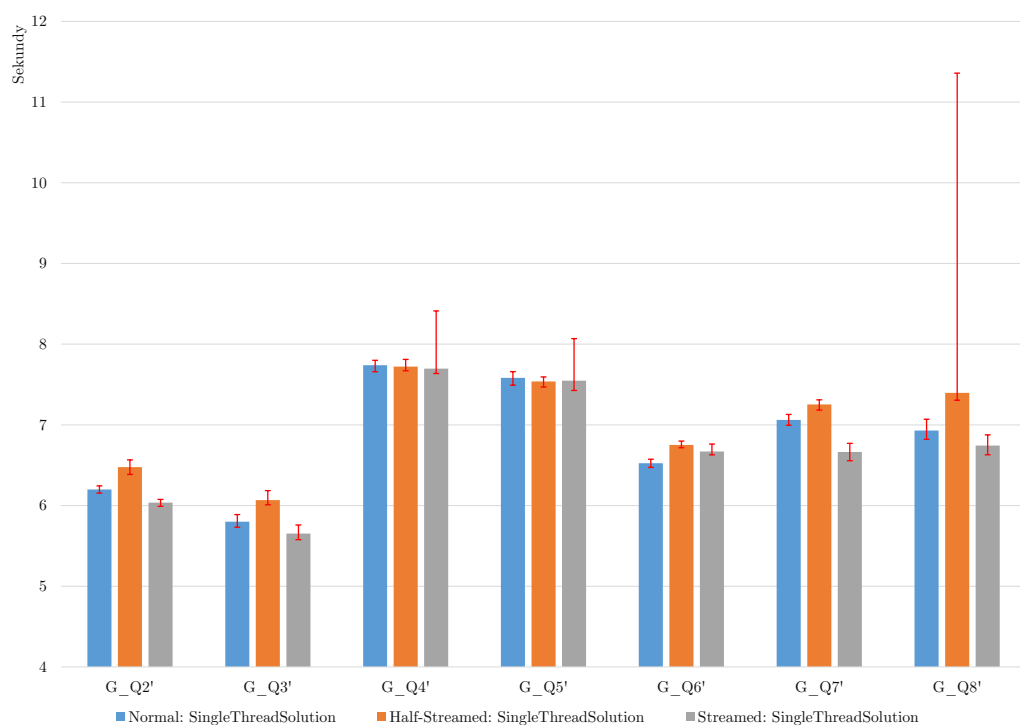
Porovnání výsledků úložišť List/Bucket jednovláknového zpracování

Na největším grafu platí, že použité ukládání `List` je pomalejší než `Bucket`, kvůli indirekci navíc. Na menších grafech rozdíly ustupují, a dokonce nastávají situace, kdy je `List` rychlejší. Přesněji u dotazů G_Q4 a G_Q5 . Přehození rolí si u nich vysvětlujeme režii za množství vytvářených polí (tj. hodně alokací, málo přístupů), které se vyrovná použité indirekci. Na grafu Amazon0601 u G_Q4 a G_Q5 dotazů je **Streamed** řešení pomalejší než **Half-Streamed** s úložištěm `List`, protože také vytváří pole jako `Bucket` řešení (viz implementace 3.4.12). U dalších grafů je pak počet vytvářených polí mnohonásobně menší než počet přístupů k nim.

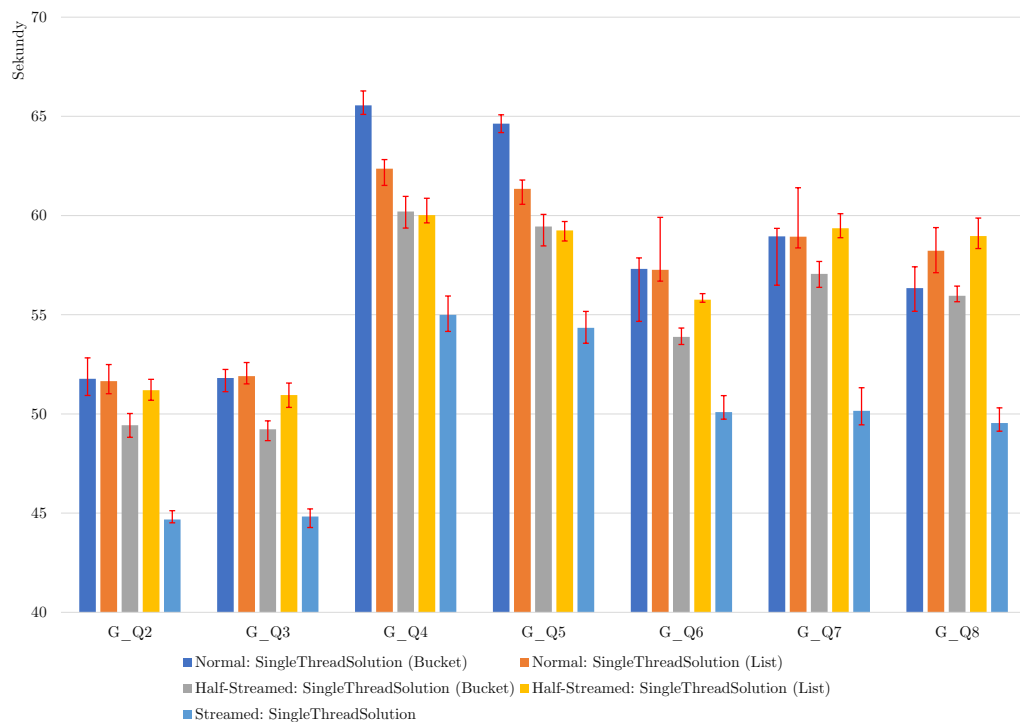
Z výsledků můžeme vyvodit, že vylepšená jednovláknová **Streamed** řešení *Group by* jsou výhodnější z hlediska rychlosti vykonávání než řešení **Normal**.



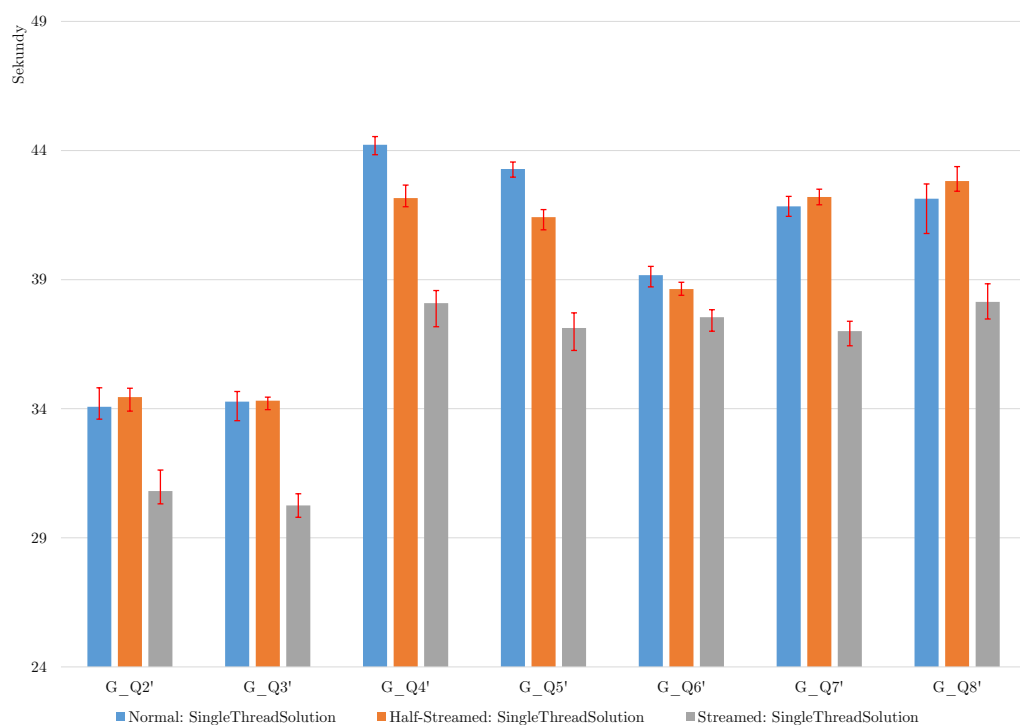
Obrázek 4.8: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



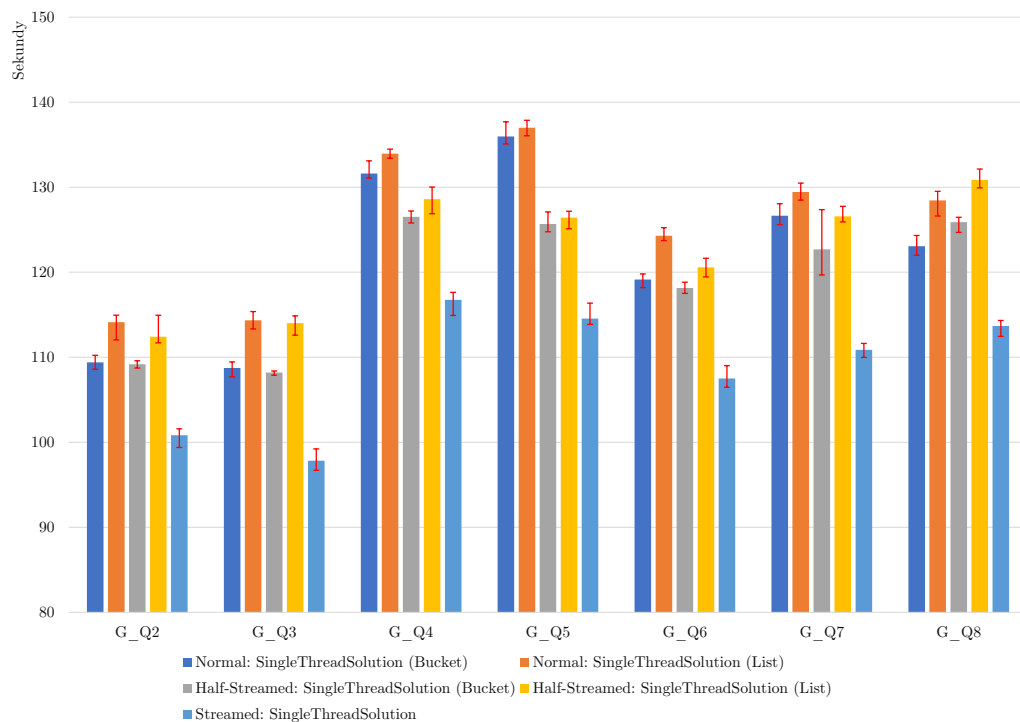
Obrázek 4.9: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vlákně.



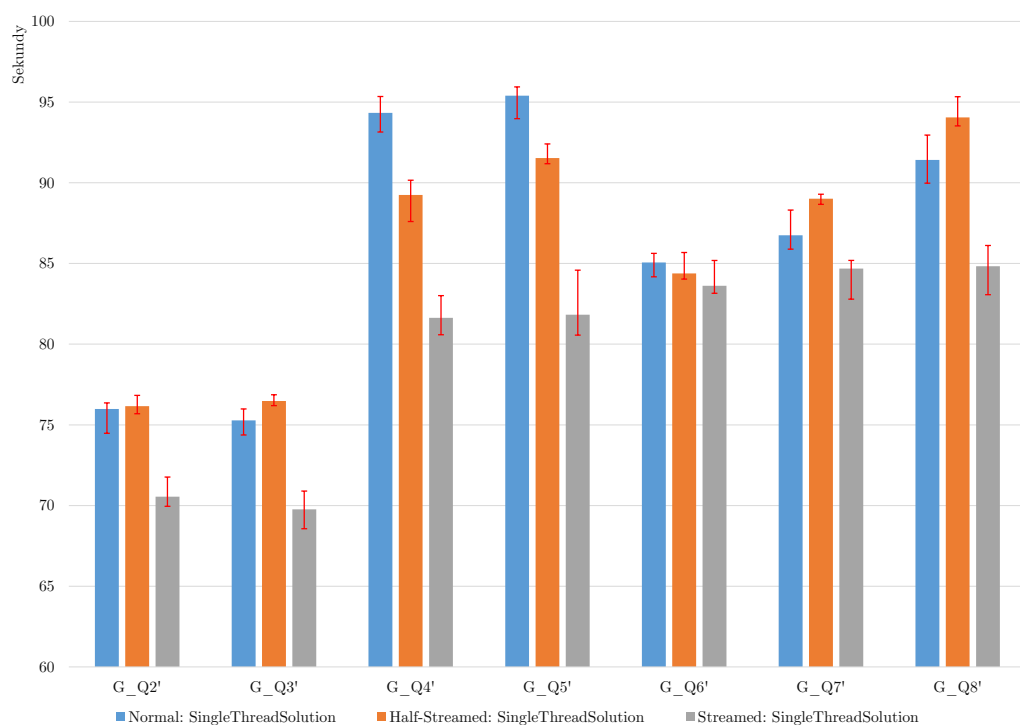
Obrázek 4.10: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.11: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.12: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.13: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf As-Skitter (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vlákně.

Obecné shrnutí paralelních řešení

Paralelní řešení používají doposud zmíněná značení. **Global** řešení seskupuje výsledky globálně pomocí paralelní mapy (**ConcurrentDictionary**). **Two-Step** řešení seskupuje výsledky nejdříve lokálně pomocí mapy a následně sléváním do paralelní mapy. **LocalGroupByLocalTwoWayMerge** řešení seskupuje lokálně a následně slévá výsledky vláken po dvojicích. Toto slévání si můžeme představit jako binární strom. Listy jsou výsledky vláken a vnitřní vrcholy jsou akce slévány. Výsledky paralelního seskupování jsou zobrazeny na grafech před shrnutím výsledků *Single group Group by* v sekci 4.4.3.

Výsledky paralelního zpracování

Byli jsme překvapeni, že vylepšená řešení se mnohdy nevyrovnala původním řešením. **Streamed** řešení, ačkoliv bylo nejrychlejší v jednovláknovém běhu, tak zde se pouze vyrovnalo **Normal** řešením a nebo bylo pomalejší. Danou situaci si vysvětlujeme synchronizací. První vrstva synchronizace nastává u přístupu k paralelní mapě a čtení/vložení záznamu. Po získání **value** z mapy následuje druhá vrstva, která obsahuje volání thread-safe funkcí pro výpočet agregovaných hodnot pro danou skupinu. Z grafů 4.21, 4.23 a 4.25 (paralelní **Streamed** řešení) v sekci 4.4.3 je pak vidět značnou režii za synchronizaci thread-safe agregačních funkcí při přístupu osmi vláken.

Test režie paralelní mapy (jedno vlákno)

Pro představu pouhé režie paralelní mapy jsme otestovali režii zvlášť čtení a vložení **ConcurrentDictionary** vůči **Dictionary** pro jedno vlákno.

Následuje příklad kódu použitého při testu (kód označíme *InsertReadCode*):

```
Random ran = new Random(100100);
Dictionary<int, int> map = new Dictionary<int, int>();
ConcurrentDictionary<int, int> parMap =
    new ConcurrentDictionary<int, int>();
...
// Insert test. Slovník je prázdný.
for (int i = 0; i < 1_000_000; i++)
{
    var val = ran.Next();
    // Na základě použité mapy vyber (1) nebo (2).
    (1) if (!map.TryGetValue(val, out int value)) map.Add(val, i);
    (2) var tmp = parMap.GetOrAdd(val, i);
}
...
// Read test. Slovník obsahuje hodnoty od 0 do 1_000_000.
for (int i = 0; i < 100_000_000; i++)
{
    var val = ran.Next(0, 1_000_000);
    // Na základě použité mapy vyber (1) nebo (2).
    (1) if (!map.TryGetValue(val, out int value));
    (2) var tmp = parMap.GetOrAdd(val, val);
}
```

Výsledek testu režie paralelní mapy (jedno vlákno)

Test	Dict	ConDict	ConDict/Dict
<i>Insert</i> 10 ⁶	165	667	4,04
<i>Insert</i> 10 ⁷	2476	11 272	4,55
<i>Read</i> 10 ⁸	19 002	21 516	1,13

Tabulka 4.11: Výsledky testování map v milisekundách.

Měření dle kódu *InsertReadCode* výše. Zkratka **Dict** označuje **Dictionary** a zkratka **ConDict** označuje **ConcurrentDictionary**. Běh v jednom vlákne. Generování prvků pomocí třídy **Random** s inicializační hodnotou 100100. Měřeno pomocí třídy **Stopwatch**. Výsledek byl zvolen jako průměr pěti měření. Test *Insert* n provádí vkládání n náhodně vygenerovaných prvků do prázdné mapy. Test *Read* n provádí n čtení z rozsahu 0 až 1 000 000. Poměr je roven podílu času paralelní mapy a mapy.

Tabulka naměřených hodnot testování (4.11) ukazuje, že pouhé vkládání náhodně generovaných prvků do paralelní mapy trvá průměrně 4x déle. Samostatné čtení náhodně generovaných hodnot, které existují v mapě, je průměrně o 13 % pomalejší.

Test režie paralelní mapy (osm vláken)

Provedli jsme další test. Test bude simulovat vkládání náhodných prvků do paralelní mapy osmi vlákny. Daná situace je velmi podobná naší situaci v *Group by*. Výsledek porovnáme s výsledky režie normální mapy z tabulky 4.11.

Následuje příklad kódu použitého při testu (kód označíme *ParallelInsertCode*):

```
ConcurrentDictionary<int, int> parMap =
    new ConcurrentDictionary<int, int>();
// Insert test. Slovníky jsou prázdné. (příklad testu Insert 10^6)
Parallel.Invoke(
    () => Insert(parMap, 0, 125_000, new Random(100100)),
    () => Insert(parMap, 125_000, 250_000, new Random(100100)),
    ...
    public static void Insert(ConcurrentDictionary<int, int> dict,
        int start, int end, Random ran) {
        for (int i = 0; i < (end - start); i++)
            var v = dict.GetOrAdd(ran.Next(start, end), i); }
```

Výsledek testu režie paralelní mapy (osm vláken)

Test	Dict (1 vlákno)	ConDict (8 vláken)	ConDict/Dict
<i>Insert</i> 10 ⁶	165	406	2,601
<i>Insert</i> 10 ⁷	2476	4714	1,903

Tabulka 4.12: Výsledky testování map v milisekundách.

Měřeno dle kódu *InsertReadCode* výše. Zkratka **Dict** označuje **Dictionary** a zkratka **ConDict** označuje **ConcurrentDictionary**. **Dictionary** vykoná práci v jednom vlákne. **ConcurrentDictionary** běží paralelně v osmi vláknech. Generování prvků pomocí třídy **Random** s inicializační hodnotou 100100. Měřeno pomocí třídy **Stopwatch**. Výsledek zvolen jako průměr pěti měření. Test *Insert n* provádí vkládání *n* náhodně vygenerovaných prvků do prázdné mapy. Poměr je roven podílu času paralelní mapy a mapy. Každé vlákno vkládá stejný počet náhodně generovaných prvků z určitého rozsahu.

Z tabulky porovnání vkládání 4.12 vidíme, že samotná paralelizace je pro náš počet vkládání prvků pomalejší. Tedy obecné zpomalení je zřetelné u řešení používající paralelní mapu.

Paralelní Streamed řešení vs paralelní Normal: Global řešení

Streamed řešení vůči jeho protějšku **Normal: Global** je místy pomalejší. Děje se tak na dvou grafech. První graf je graf As-Skitter u dotazů G_3/G_3' a G_6/G_6' . Druhý graf je Amazon0601 na dotazech G_4/G_4' a G_5/G_5' . Myslíme si, že se jedná o specifické situace pro dané grafy a nedokážeme je plně zodpovědět, jelikož navzájem a pro graf WebBerkStan nenastávají. Obecně pro dotazy G_6/G_6' až G_8/G_8' vidíme mírné zrychlení **Streamed** řešení, protože šetří drahou režii za vytváření nových skupin. Pro **Normal: Global** nastává zpomalení, jelikož se při vkládání do mapy častěji vyvolá drahé porovnání klíčů pomocí vlastností skrze tabulku výsledků.

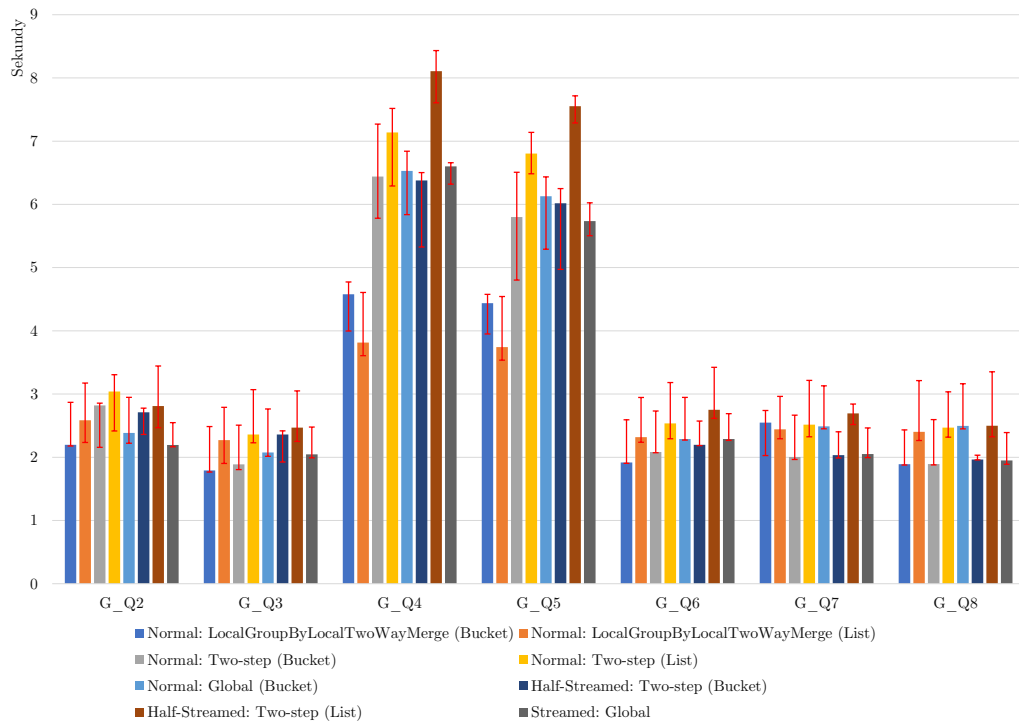
Aplikace poznatků jednovláknového zpracování při paralelním zpracování

Můžeme zde aplikovat poznatky z výsledků jednovláknových řešení pro **Normal: Two-Step** proti **Half-Streamed: Two-Step**. **Half-Streamed** řešení je zde opět pomalejší než **Normal** řešení nebo jsou vyrovnané. Dále zde opět vidíme zpomalení implementace List vůči Bucket, které jsme viděli u jednovláknových řešení. Situace při které je List rychlejší nastávala pro dotazy G_Q4 a G_Q5 na grafu Amazon0601 a WebBerkStan. Nyní nastává pouze pro graf Amazon0601 s řešením **Normal: LocalGroupByLocalTwoWayMerge**. **Two-step (List)** řešení při slévání překopírovává větší množství dat, proto u něj daný jev už nenastává.

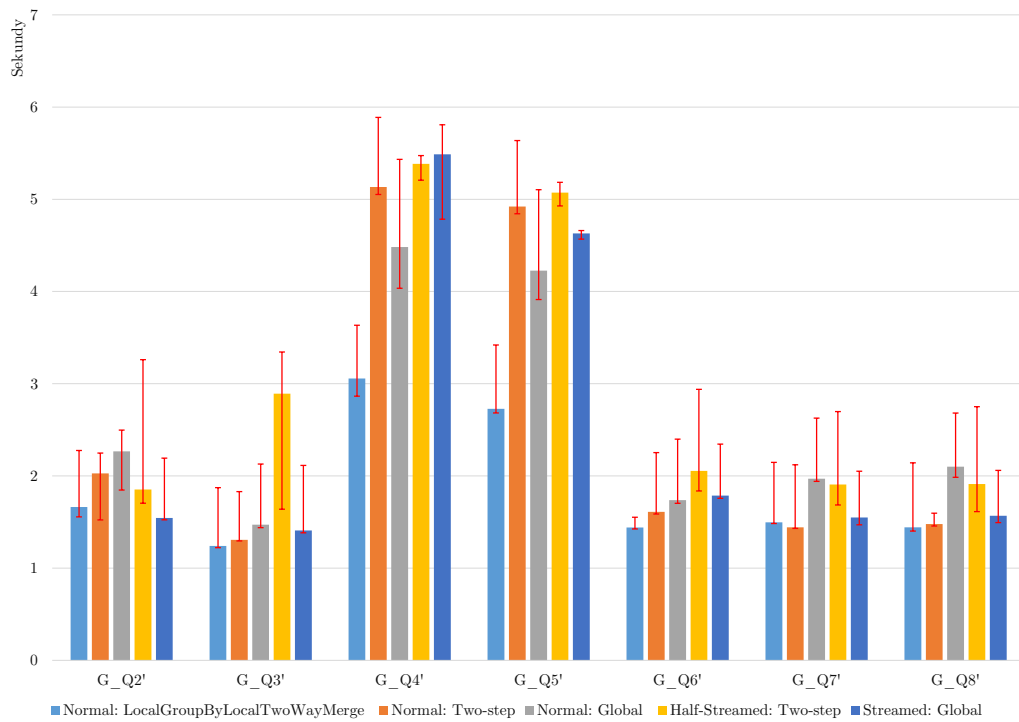
Nejrychlejší paralelní řešení

Všem řešením dominuje **Normal: LocalGroupByLocalTwoWayMerge**, které provádí vše lokálně a ujišťuje nás v předpokladu, že hlavní důvod zpomalení je synchronizace. Například dané řešení vůči **Normal: Two-Step**. Je zde vidět režie za použití paralelní mapy vůči lokálnímu slévání po dvojicích, jelikož samotný první krok je totožný pro obě řešení. Zpomalení **Normal: Two-Step** je ještě znatelnější pro dotazy G_Q4/G_Q4' a G_Q5/G_Q5' , kdy se vkládá množství skupin do paralelní mapy.

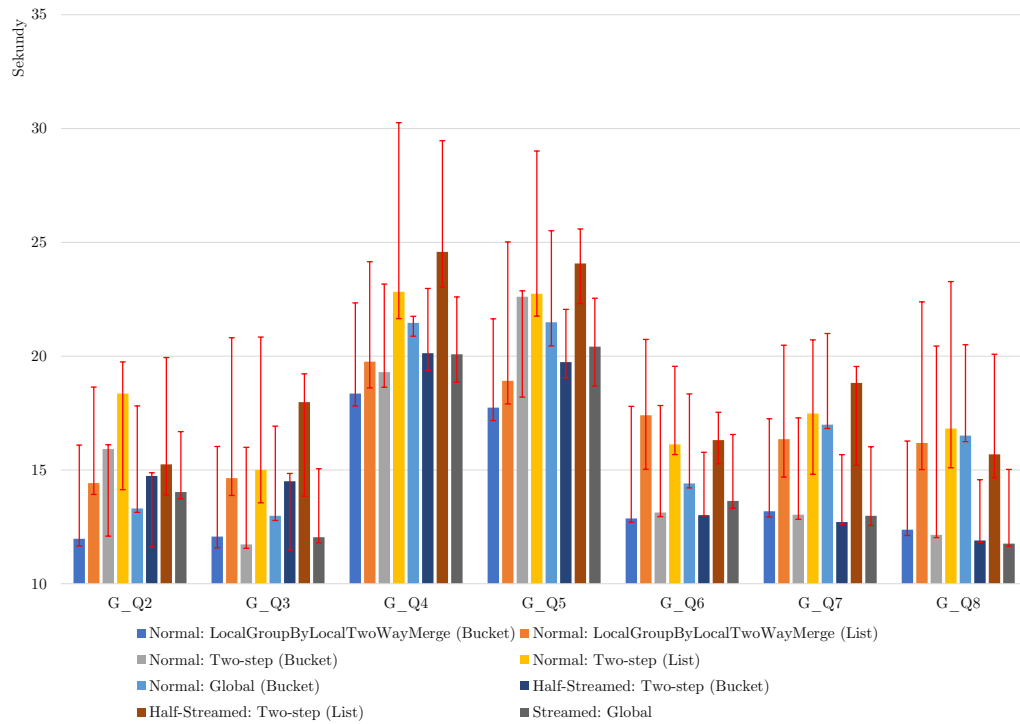
Z výsledků usuzujeme, že vylepšená řešení pro náš případ paralelizace neposkytují z hlediska rychlosti vykonání znatelné výhody oproti stávajícím řešením.



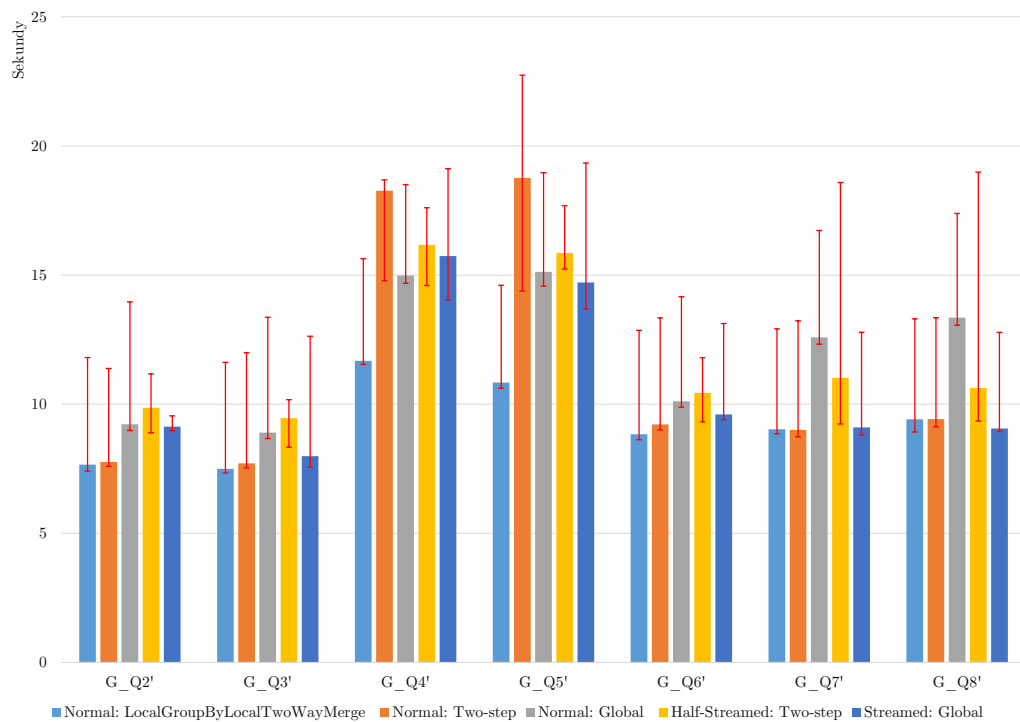
Obrázek 4.14: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



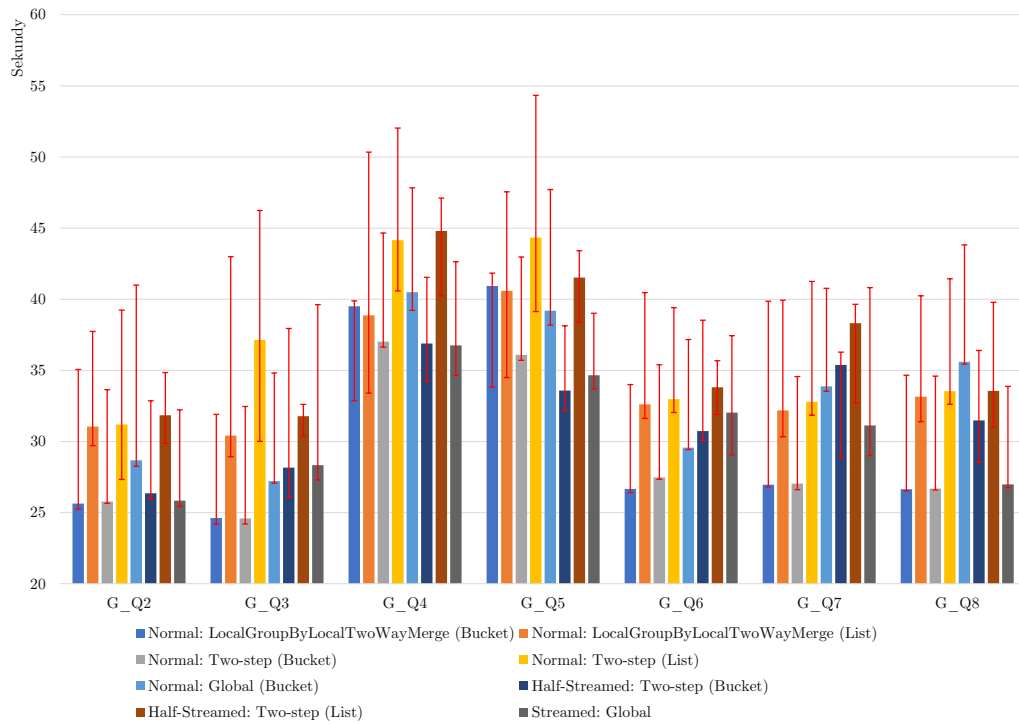
Obrázek 4.15: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf Amazon0601 (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.



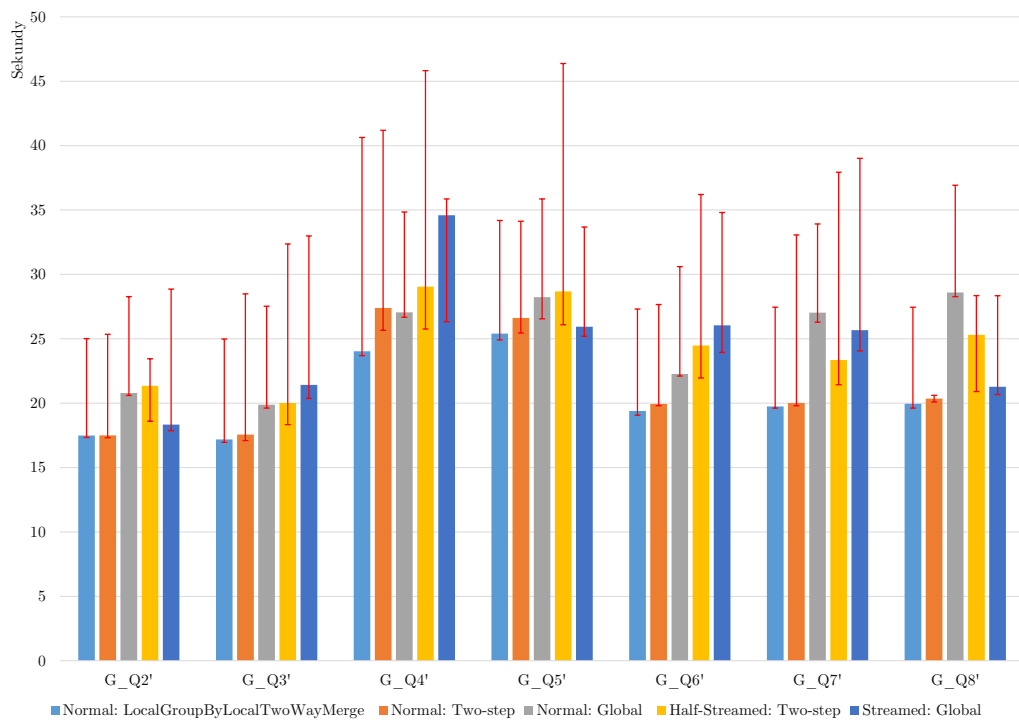
Obrázek 4.16: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



Obrázek 4.17: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf WebBerkStan (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.



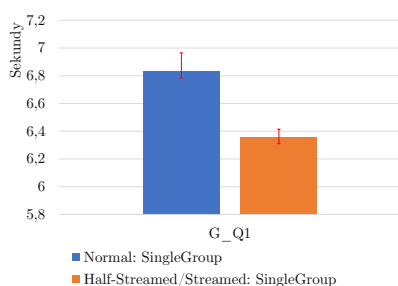
Obrázek 4.18: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



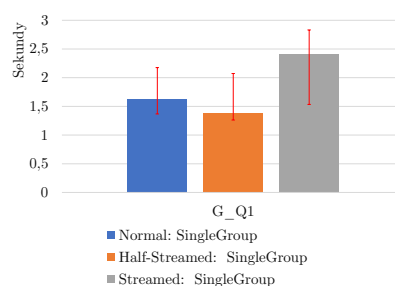
Obrázek 4.19: Doba vykonání dotazů *Group by* pro graf As-Skitter (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.

Obecné shrnutí Single group Group by řešení

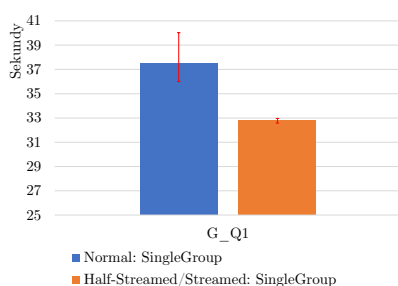
Analýzu výsledků dotazu G_Q1 uvádíme samostatně, protože testuje pouze agregační funkce a nikoliv seskupování. Daný mód *Group by* předpokládá, že všechny výsledky patří do stejné skupiny a tedy nedochází k seskupování ale pouze k výpočtu agregačních funkcí. Jednovláknové **Normal** řešení iteruje skrze všechny výsledky po dokončení vyhledávání a vypočte agregační funkce. Jednovláknové **Half-Streamed** a **Streamed** řešení jsou totožná. V průběhu prohledávání aktualizují hodnotu agregační funkce a výsledek zahodí. Paralelní **Normal** řešení všem vláknům přidělí stejný počet výsledků prohledávání a každé lokálně spočte hodnoty agregačních funkcí. Po ukončení práce všech vláken jedno vybrané vlákno sloučí výsledky všech ostatních vláken. V řešení **Half-Streamed** vlákna provádí stejnou práci jako v jednovláknovém zpracování. Po dokončení prohledávání dojde ke sloučení všech lokálních výsledků. V **Streamed** řešení vlákna pracují se sdíleným úložištěm výsledků a používá thread-safe funkce k aktualizaci výsledků. Obě řešení výsledky neukládají.



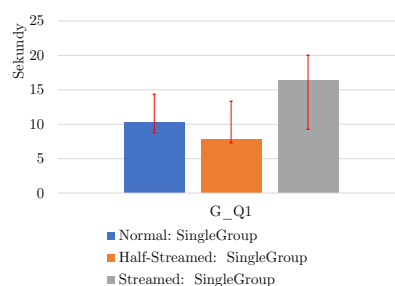
Obrázek 4.20: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



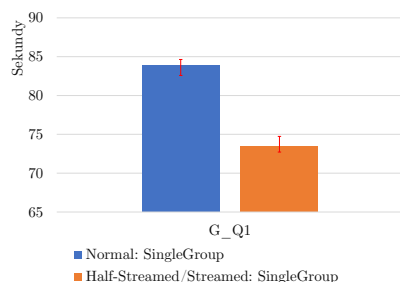
Obrázek 4.21: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



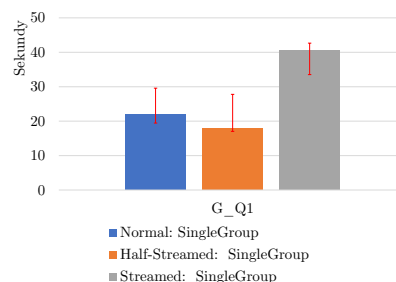
Obrázek 4.22: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.



Obrázek 4.23: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.



Obrázek 4.24: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh v jednom vláknu.



Obrázek 4.25: Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh osmi vláken.

Výsledky Single group Group by zpracování

Na grafech 4.20 až 4.25 lze vidět značnou konzistenci mezi výsledky testování při nárůstu počtu výsledků vyhledávání. **Half-Streamed** a **Streamed** řešení zde neukládá výsledky vyhledávání do tabulky, ale pouze na aktuální výsledek aplikuje agregační funkce a následně jej zahodí. To způsobuje značnou výhodu oproti **Normal** řešení, které drží všechny výsledky v paměti. Použijeme-li poznatky ze sekce 4.4.1 o zpomalení způsobeném ukládáním výsledků do tabulky zjistíme (v našem případě jedné proměnné), že rozdíl mezi **Normal** a **Half-Streamed** řešením se pohybuje právě v rozsahu onoho zpomalení. To platí pro běh jednoho vlákna i běhu osmi vláken. Problém představuje paralelní **Streamed** řešení, jelikož k jednomu výsledku přistupuje osm vláken najednou, což způsobuje značné zpomalení kvůli nutné synchronizaci při výpočtu funkcí `min` a `avg`. Zrychlení je zde pouze v rozsahu [1,81; 2,64]-krát, zatímco u zbylých řešení je [3,67; 4,61]-krát.

Obecný problém synchronizace

Ať už v paralelních řešeních *Group by* módů **Half-Streamed** a **Streamed** nebo paralelním řešení *Single group Group by* módu **Streamed** jsme viděli, že se v daných módech objevuje značný problém režie za synchronizaci. Dali jsme si za cíl vyzkoušet základní paralelní implementaci a otestovat její výkonnost. Jsme si vědomi, že daný způsob není ideální a z výsledků nejde vyvodit dostatečné závěry. Nicméně, zjistili jsme, kde v paralelních řešeních leží hlavní kámen úrazu a vylepšení ponecháme jako budoucí rozšíření. Důležité poznatky jsme viděli již v jednovláknových zpracováních. Upravené jednovláknové řešení **Streamed** při zpracování *Group by* bylo nejrychlejší. Upravené jednovláknové řešení **Half-Streamed/Streamed** při zpracování *Single group Group by* bylo také nejrychlejší. Dokonce i paralelní řešení **Half-Streamed** při zpracování *Single group Group by* bylo nejrychlejší.

Tímto jsme zakončili prezentaci výsledků. Všechna nasbíraná data použitá k tvorbě grafů je možné nalézt v příloze výsledků benchmarku (A.6).

Závěr

Vytvořili jsme dotazovací engine dle zadaných požadavků. Dotazovací engine se skládá ze dvou částí. První část je statická grafová databáze využívající Labeled-property model grafových dat. Druhá část obsahuje struktury a algoritmy pro vykonání uživatelských dotazů nad grafovou databází. Dotazy jsou zadány ve stanovené podmnožině jazyka PGQL. Vykonávání je možno provádět jednovláknově i paralelně. Všechna grafová data i data v průběhu zpracování dotazu jsou obsažena v hlavní paměti. Druhou část jsme rozdělili na dva bloky:

1. První blok představuje mód **Normal**. Mód reprezentuje řešení vykonávající *Group/Order by* po dokončení prohledávání grafu v části *Match*. Výsledky prohledávání byly ukládány do tabulky. Teprve po získání všech výsledků byly na výsledcích aplikovány algoritmy *Group/Order by*.
 - V části *Order by* jsme použili standardní algoritmus Merge sort pro jednovláknové i paralelní zpracování.
 - V části *Group by* jsme výsledky seskupovali pomocí hešovací tabulky. Pro paralelní zpracování jsme zvolili tři řešení dle úrovně synchronizace (sekce 2.7.6). V módu *Single group Group by* (dotaz obsahuje agregační funkce, ale neobsahuje část *Group by*) jsme využili lokálního zpracování, které je zakončeno sléváním.
2. Druhý blok představuje dva módy **Half-Streamed** a **Streamed**, které odpovídají navrženým řešením dle zadání práce. Pro oba módy jsme propojili prohledávání grafu se zpracováním částí *Group/Order by* tak, aby dané části byly vykonávány v průběhu prohledávání grafu. To znamená, že v momentě nalezení výsledku prohledávání se výsledek okamžitě zatřídí nebo seskupí. Obecně se módy liší v paralelních řešeních. **Half-Streamed** zpracovával výsledky lokálně, následně docházelo ke slévání. **Streamed** zpracovával výsledky globálně.
 - V části *Order by* jsme pro jednovláknové zpracování obou módů (tj. jednovláknová řešení jsou totožná pro oba módy) použili standardní $(a, 2a)$ -strom a upravenou verzi $(a, 2a)$ -stromu, která omezila počet zatřídovaných výsledků. Paralelní řešení módu **Half-Streamed** zpracovávalo výsledky lokálně pomocí navržených stromů a následně došlo k dvoucestnému paralelnímu slévání. Paralelní řešení módu **Streamed** vytvořilo přihrádky přístupné skrze zámek a každé přihrádce přiřadilo specifický rozsah hodnot.
 - V části *Group by* jsme vycházeli z řešení prvního bloku. Jednovláknové a paralelní zpracování **Half-Streamed** používalo tabulku z prvního bloku. Obecně jsme u něj omezili ukládané výsledky pouze na reprezentanty skupin. Jednovláknové a paralelní zpracování **Streamed** nepoužívalo žádnou tabulku. Zpracování *Single group Group by* neukládalo žádné výsledky, kromě výsledků agregačních funkcí.

Navržené módy jsme porovnali v rychlosti vykonávání dotazů pomocí experimentu. Experiment obsahoval množství dotazů, které byly vykonány nad třemi

reálnými grafy s uměle vygenerovanými vlastnostmi. Otestovali jsme jednovláknové zpracování a paralelní zpracování využívající osm vláken. Při experimentu jsme měřili práci pouze *Match* části s *Group/Order by*, tj. výsledky neobsahují práci *Select* části. Následuje shrnutí výsledků:

- *Order by*: z výsledků *Order by* vyplynulo, že módy **Half-Streamed** a **Streamed** využívající $(a, 2a)$ -stromy jsou obecně pomalejší než řešení módu **Normal** využívající Merge sort. Nicméně, námi navržená paralelní řešení módu **Streamed** předčila paralelní Merge sort módu **Normal** při třídění pomocí vlastností.
- *Group by*: u řešení *Group by* módů **Half-Streamed** a **Streamed** nedocházelo ke znatelnému zrychlení vůči módu **Normal**. Jedinou výjimkou bylo jednovláknové řešení **Streamed** módu, které bylo nejrychlejší.
- *Single group Group by*: zde byla řešení módů **Half-Streamed** a **Streamed** obecně rychlejší. Problematické zde bylo paralelní řešení módu **Streamed**, ve kterém docházelo ke zpomalení, kvůli značné režii za synchronizaci.

Hlavním cílem této práce bylo zjistit, zda upravením částí zabývajících se agregací dat (tj. části *Group/Order by*) dotazovacího enginu po vzoru proudových systémů urychlíme vykonávání dotazů. Danou úpravu představují navržená řešení módů **Half-Streamed** a **Streamed**. Původní vykonávání představují řešení módu **Normal**. Z výsledků experimentu výše můžeme vyvodit, že existují situace, kdy pro upravené módy nastává urychlení vykonávání dotazů. Konkrétně nastalo zrychlení v paralelním zpracování *Order by* módů **Half-Streamed** a **Streamed** při třídění pomocí vlastností. Dále nastalo urychlení v jednovláknovém zpracování *Group by* módu **Streamed**, kdy nebyla použita tabulka výsledků prohledávání. Posledně nastalo urychlení v paralelním i jednovláknovém zpracování *Single group Group by* módu **Half-Streamed**, kdy docházelo k uchovávání pouze hodnot agregačních funkcí.

Budoucí výzkum a rozšíření

1. Obecné rozšíření dotazovacího enginu:

- (a) Rozšíření enginu o možnost zadat *Order by* a *Group by* společně. Agregování v průběhu hledání se dá rozdělit na dvě hlavní části. V první části lze navrhnout řešení pro dotazy, ve kterých část *Order by* obsahuje pouze výrazy seskupování z části *Group by*. Zde lze například aplikovat podobný přístup řešení **ABTreeValueAccumulator** části *Order by*, ve kterém se výsledky se stejnými klíči třídění seskupovaly do pole. Nyní místo seskupování do pole bude stromová struktura obsahovat pouze reprezentanty skupin a jejich úložiště hodnot agregačních funkcí. V druhé části je nutné vyřešit dotazy, které v části *Order by* obsahují výrazy agregačních funkcí. Zde je největší problém fakt, že výsledky agregačních funkcí jsou známy pouze po dokončení *Group by*.

- (b) V budoucích rozšířeních lze uvažovat nad vypracováním důmyslnějšího exekučního plánu prohledávání v části *Match*. Exekučním plánem zde myslíme vrcholy, ze kterých začíná prohledávání grafu. V našem případě jsme pouze vytvořili souvislé komponenty z posloupností v části dotazu *Match* (sekce 2.5 a 3.4.5). Obecně lze však využít efektivnější přístupy. Například dojde k rozšíření dotazovacího enginu o část dotazu *Where* (ekvivalent SQL *Where*) a uživatel zadá dotaz `select count(*) match (x) -> (y) -> (z) where z.Vlastnost == 42`. Zde se jeví jako efektivnější přístup spustit prohledávání z vrcholu *z* a hledat vzor `(z) <- (y) <- (x)`, protože již v prvním kroku můžeme zjistit, že existuje jen pár vrcholů *z* splňujících podmínku *Where*. V našem případě by však došlo ke spuštění prohledávání z proměnné *x*. Výsledně bychom procházeli první dva vrcholy *x* a *y* zbytečně, když následně zjistíme, že pro ně žádný vrchol *z* neexistuje.
- (c) V budoucnu lze vylepšit dotazy, které obsahují skalární součin hledaných podgrafů v části *Match*. V našem řešení jsme použili pouze triviální přístup, který je pomalý.

2. Rozšíření *Order by*:

- (a) U paralelního řešení jsme viděli značné zrychlení při třídění pomocí vlastností. Bylo by vhodné prozkoumat možnosti vytvoření globálních statistik pro každou vlastnost a podrobněji zjistit možnosti rozdělení rozsahů použitým příhrádkám.
- (b) V našem řešení jsme rozdělení příhrádek pro řetězce zpracovali pouze s předpokladem, že se jedná o ASCII znaky. V budoucí práci je možné zkoumat rozdělování i pro složitější znakové sady.
- (c) Obecně *Order by* řešení využívaly implementaci *(a, 2a)*-stromu. Daná implementace má značnou režii za metodu *Insert*, při které dochází k časté alokaci nových vrcholů. V budoucích rozšířeních je možné vyzkoušet předalokovat určitou množinu vrcholů stromu, které se následně využijí v dané metodě.

3. Rozšíření *Group by*:

- (a) V paralelních řešeních jsme využili základní paralelní implementaci. Při testování daných řešení jsme zjistili, že hlavní problém daných řešení stojí na synchronizaci. V budoucím výzkumu je možné prozkoumat a navrhnout komplexnější návrhy paralelních řešení.

4. Rozšíření testování:

- (a) Testování daných řešení na grafech s reálnými vlastnostmi. V našem experimentu jsme sice volili reálné grafy, ale jejich vlastnosti jsme uměle vygenerovali.
- (b) Obecně paralelní řešení *Group/Order by* jsme otestovali jen při využití osmi vláken. V budoucím výzkumu by bylo vhodné prozkoumat škálovatelnost řešení pro různé počty vláken.

- (c) Sledování obecného problému rozdělení dat při paralelizaci vylepšených řešení. **Normal** přístup má vždy všechna data připravená v paměti a při zpracování je rovnoměrně rozděluje mezi vlákna. Vlákna tedy mají vždy stejný počet výsledků pro zpracování. Navíc díky kompletnosti dat lze data optimálněji zpracovávat a použít větší množství obecných algoritmů. Například při třídění jsme použili základní algoritmus Merge sort, který není možný aplikovat při třídění v průběhu vyhledávání. Rozdělení práce vylepšených řešení závisí na počtu vyhledávaných výsledků v každém vlákně. Mohou nastávat případy, kdy jedno vlákno má více výsledků ke zpracování než ostatní. Daný problém jsme se v našem řešení prohledávání snažili vyřešit pomocí přidělování malých skupin vrcholů vláknům. Vlákno po prohledání daných vrcholů požádalo o další. Nicméně, dané řešení nemůže zaručit stoprocentně rovnoměrné rozdělení práce. Bylo by vhodné prozkoumat, jak daná situace ovlivňuje naše řešení.
5. Dotazy v našem dotazovacím enginu jsou zadávány pomocí podmnožiny jazyka PGQL. Při implementaci jsme se snažili oddělit načítání dotazu od zpracování dotazu. K tokenizaci jsme použili třídu `Tokenizer`, pro vytvoření syntaktických stromů jsme použili třídu `Parser` a k procházení vzniklých stromů jsme implementovali rozhraní `IVisitor`. Procházením stromů vznikají struktury, které se následně využijí při zpracování dotazu. Obecně tokenizace a vytvoření syntaktických stromů je odděleno od zpracování dotazu. Při použití jiného jazyka stačí implementovat dané dvě části separátně. Problém nastane v rozhraní `IVisitor` a vzniku struktur dotazu, protože konstruktory tříd `Query` a `QueryObject` očekávají stávající formát. Nicméně, dané konstruktory a rozhraní `IVisitor` se dají jednoduše upravit k použití nového formátu. Přínosem je pak možnost využít i jiné dotazovací jazyky za cenu malých úprav. Dalším přínosem je také možnost využít třídu `Tokenizer` a `Parser` jako separátní knihovnu k načítání PGQL dotazu pro jazyk C#, protože dle našeho průzkumu neexistuje v C# knihovna pro práci s PGQL.

Seznam použité literatury

- [1] Yves Raimond and Guus Schreiber. RDF 1.1 primer. W3C note, W3C, June 2014. <https://www.w3.org/TR/2014/NOTE-rdf11-primer-20140624/>.
- [2] Mark Needham and E. Amy Hodler. *Graph Algorithms*. O'Reilly Media, Inc., May 2019.
- [3] Andy Seaborne and Steven Harris. SPARQL 1.1 query language. W3C recommendation, W3C, March 2013. <https://www.w3.org/TR/2013/REC-sparql11-query-20130321/>.
- [4] *Dokumentace jazyka PGQL 1.2*. <https://pgql-lang.org/spec/1.2/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [5] *Dokumentace jazyka openCypher*. <https://www.opencypher.org/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [6] Tyler Akidau, Slava Chernyak, and Reuven Lax. *Streaming Systems: The What, Where, When, and How of Large-Scale Data Processing*. O'Reilly Media, Inc., 1st edition, 2018.
- [7] János Dániel Bali. Streaming graph analytics framework design. Master's thesis, KTH, School of Information and Communication Technology (ICT), 2015. <http://kth.diva-portal.org/smash/record.jsf?pid=diva2%3A830662&dsid=-2589>, OAI=oai:DiVA.org:kth-170425, URN=urn:nbn:se:kth:diva-170425, diva=diva2:830662.
- [8] *Apache Flink - proudový systém*. <https://ci.apache.org/projects/flink/flink-docs-release-1.13> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [9] Andrew McGregor. Graph stream algorithms: A survey. *SIGMOD Rec.*, 43(1):9–20, May 2014.
- [10] *Apache Flink Gelly - proudový systém pro grafová data*. <https://ci.apache.org/projects/flink/flink-docs-release-1.13/docs/libs/gelly/overview/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [11] Nan Tang, Qing Chen, and Prasenjit Mitra. Graph stream summarization: From big bang to big crunch. In *Proceedings of the 2016 International Conference on Management of Data, SIGMOD '16*, page 1481–1496, New York, NY, USA, 2016. Association for Computing Machinery.
- [12] *PGX - paralelní dotazovací engine od firmy Oracle*. <https://www.oracle.com/middleware/technologies/parallel-graph-analytix.html> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [13] *Neptune - grafová databáze*. <https://aws.amazon.com/neptune/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [14] *Neo4j - grafová databáze*. <https://neo4j.com/developer/graph-database/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].

- [15] *Dgraph - grafová databáze*. <https://github.com/dgraph-io/dgraph> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [16] *Sémantika vyhledávání - grafový izomorfismus a grafový homomorfismus*. PGX - https://docs.oracle.com/cd/E56133_01/latest/reference/overview/graph-pattern-matching.html
Neo4j - <https://neo4j.com/docs/cypher-manual/current/introduction/uniqueness/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [17] *Dokumentace jazyka JSON*. <https://www.json.org/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].
- [18] Alfred V. Aho, Monica S. Lam, Ravi Sethi, and Jeffrey D. Ullman. *Compilers: Principles, Techniques, and Tools (2nd Edition)*. Addison Wesley, August 2006.
- [19] Erich Gamma, Richard Helm, Ralph Johnson, and John M. Vlissides. *Design Patterns: Elements of Reusable Object-Oriented Software*. Addison-Wesley Professional, 1 edition, 1994.
- [20] Frank Buschmann, Regine Meunier, Hans Rohnert, Peter Sommerlad, and Michael Stal. *Pattern-oriented Software Architecture: A System of Patterns*. John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, 1996.
- [21] Martin Mareš and Tomáš Valla. *Průvodce labyrintem algoritmů*. CZ.NIC, z.s.p.o., 2017.
- [22] Nicholas P. Roth, Vasileios Trigonakis, Sungpack Hong, Hassan Chafi, Anthony Potter, Boris Motik, and Ian Horrocks. Pgx.d/async: A scalable distributed graph pattern matching engine. In *Proceedings of the Fifth International Workshop on Graph Data-Management Experiences and Systems, GRADES'17*, New York, NY, USA, 2017. Association for Computing Machinery.
- [23] Victor J. Duvarenko. Hpcsharp. <https://github.com/DragonSpit/HPCsharp>, 2018.
- [24] Jure Leskovec and Andrej Krevl. SNAP Datasets: Stanford large network dataset collection. <http://snap.stanford.edu/data>, June 2014.
- [25] *Dokumentace jazyka C# pro .NET Framework 4.8*. <https://docs.microsoft.com/en-us/dotnet/csharp/> [Dostupnost ověřena k datu 8.5.2021].

Seznam obrázků

1.1	Příklad Property grafu.	10
2.1	UML class diagram objektů představující části dotazu.	25
2.2	Propojení objektů pomocí položky next pro dotaz <code>select x match (x) order by x.</code>	25
2.3	UML activity diagram rekurzivního volání metody Compute pro dotaz <code>select x match (x) order by x.</code>	25
2.4	Diagram paralelizace prohledávání grafu.	31
2.5	Diagram paralelizace řešení Global.	38
2.6	Diagram paralelizace řešení Two-step.	39
2.7	Diagram paralelizace řešení Local + dvoucestné slévání pro 4 vlákna.	40
2.8	UML class diagram nových objektů reprezentující části <i>Group by</i> a <i>Order by.</i>	42
2.9	UML class diagram rozšířeného objektu newMatch části <i>Match.</i> Ob- jekt nyní drží přímý odkaz na ResultProcessor a zároveň imple- mentuje původní logiku objektu.	43
2.10	Diagram objektů upraveného vykonání dotazu <code>select x match</code> <code>(x) order by x.</code> Plná šipka znázorňuje původní propojení a teč- kovaná šipka představuje nové propojení.	43
4.1	Doba vykonání dotazů <i>Match</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům.	102
4.2	Doba vykonání dotazů <i>Match</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům	102
4.3	Doba vykonání dotazů <i>Match</i> pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Jedno vlákno vůči osmi vláknům.	103
4.4	Doba vykonání dotazů <i>Order by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.	106
4.5	Doba vykonání dotazů <i>Order by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	106
4.6	Doba vykonání dotazů <i>Order by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.	107
4.7	Doba vykonání dotazů <i>Order by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	107
4.8	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.	110
4.9	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vlákně.	110
4.10	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.	111
4.11	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vlákně.	111
4.12	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh v jednom vlákně.	112

4.13	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf As-Skitter (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh v jednom vláknu.	112
4.14	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	116
4.15	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf Amazon0601 (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.	116
4.16	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	117
4.17	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf WebBerkStan (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.	117
4.18	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	118
4.19	Doba vykonání dotazů <i>Group by</i> pro graf As-Skitter (sekce 4.1) bez agregačních funkcí. Běh osmi vláken.	118
4.20	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh v jednom vláknu.	119
4.21	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf Amazon0601 (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	119
4.22	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh v jednom vláknu.	119
4.23	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf WebBerkStan (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	119
4.24	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh v jednom vláknu.	120
4.25	Doba vykonání dotazu G_Q1 pro graf As-Skitter (sekce 4.1). Běh osmi vláken.	120

Seznam tabulek

2.1	Výsledky testu vkládání v sekundách List vůči SortedSet . Hodnota za názvem testu představuje parametr <i>m</i>	47
2.2	Výsledky testu vkládání v sekundách SortedSet vůči (128, 256)-strom. Hodnota za názvem testu představuje parametr <i>m</i>	48
2.3	Výsledky testu stavby struktur v sekundách SortedSet vůči (128, 256)-strom.	48
3.1	Tabulka argumentu Mode	89
3.2	Tabulka argumentu SorterAlias	89
3.3	Tabulka argumentu GrouperAlias	90
4.1	Vybrané grafy pro experiment	92
4.2	Generované vlastností vrcholů	94
4.3	Inicializační hodnoty náhodného generátoru pro PropertyGenerator.cs	95
4.4	Dotazy Match	96
4.5	Dotazy Order by	96
4.6	Dotazy Group by	97
4.7	Výběr argumentů konstruktoru dotazu pro grafy	99
4.8	Počet nalezených výsledků pro dotazy obsahující vzor (x) -> (y) -> (z) nad jednotlivými grafy.	101
4.9	Rozsah zrychlení paralelizovaných řešení pomocí osmi vláken pro dotazy <i>Order by</i> nad grafem Amazon0601 (sekce 4.1). Tabulka zobrazuje podíl jednovláknového vůči paralelnímu zpracování.	108
4.10	Rozsah zrychlení paralelizovaných řešení pomocí osmi vláken pro dotazy <i>Order by</i> nad grafem WebBerkStan (sekce 4.1). Tabulka zobrazuje podíl jednovláknového vůči paralelnímu zpracování.	108
4.11	Výsledky testování map v milisekundách.	114
4.12	Výsledky testování map v milisekundách.	114

A. Přílohy

A.1 Benchmark stromy vůči polím

Součástí této přílohy jsou zdrojové kódy benchmarku použitého k testování vybraných indexačních struktur. Benchmark je použit v sekci 2.9.2.

A.2 Online Git repozitář

V době vydání tohoto textu probíhal vývoj dotazovacího enginu na GitHubu.

<https://github.com/goramartin/QueryEngine>

A.3 Zdrojové kódy

Přílohou této bakalářské práce jsou zdrojové kódy dotazovacího enginu, benchmarku a použité knihovny HPCsharp (sekce 3.3). Vše zmíněné je přiloženo v rámci jednoho projektu Visual Studio 2019, kromě souborů Gitu.

A.4 Kód pro transformaci grafů

Součástí této přílohy jsou zdrojové kódy programů na generování vstupních grafů pro experiment (kapitola 4). Jedná se o soubory *GraphDataBuilder.cs* a *PropertyGenerator.cs*.

A.5 Použité grafy při experimentu

Grafy použité při experimentu (kapitola 4) jsou vloženy do odpovídajících složek dle jejich názvů.

A.6 Výsledky benchmarku pro jednotlivé grafy

Součástí této přílohy je výstup benchmarku při vykonaném experimentu (kapitola 4). Soubory jsou rozděleny do složek podle názvů grafů. Samotné výstupy nejsou nijak setříděny.