

라이드 - 환영의 동적 가격 및 매칭 플랫폼

츠 안 : Helin입니다 Zhu의 ; 니키타 Korolko ; 새벽 Woodard ;

동네 짱 기술, 샌프란시스코, 미국

같은 동네 짱, Lyft와 디디 같은 라이드 - 환영 플랫폼은 폭발적인 성장을 달성하고 도시 교통을 재편했다. 이론과 이 플랫폼의 뒤에 기술은 경제, 작업 연구, 컴퓨터 공학, 교통 공학의 과학 필드들에서 가장 활발한 연구 주제 중 하나가 되었다. 타고-경보기가의 두 가지 핵심 레버 - 특히, 고급 일치 및 동적 가격 알고리즘에서

- 연구 커뮤니티에서 엄청난 관심을받은 지속적으로 설계를 타고-환영 플랫폼에서 산업 규모에서 구현되고있다. 우리는 일치와 타고-경보기가 동적 가격 책정 기술 검토를 제공하고, 그들이 라이더와 드라이버에 대한 낮은 대기 시간과 경험을 제공하는 중요한 것으로 나타났다. 그럼 우리라는 풀 일치 메커니즘을 연구하여 함께 두 개의 레버를 연결 동적 대기 즉, 최근 카풀 제품 동네 짱에서 익스프레스 수영장에서 영감을 파견하기 전에 라이더 대기 도보 다릅니다. 우리는 용량 활용, 여행 처리량 및 복지를 증가시키는 동시에 공동으로 동적 가격 및 동적 대기를 최적화하여, 가격 변동성이 완화 될 수 있다는 것을 동네 짱의 데이터를 사용하여 표시합니다. 우리는 또한 개념의 관점에서 몇 가지 주요 실천 과제와 향후 연구의 방향을 강조 표시합니다.

주요 단어 : 라이드 - 환영, 라이드 - 공유, 매칭, 동적 가격, 동적 대기

역사 : 10분의 2,018, 첫 번째 버전; 2019/08에 개정

1. 소개

플랫폼은 양면 시장에서 중앙 및 자동 매칭 및 가격 시스템을 통해 라이더와 드라이버를 연결 라이드 - 환영. 라이드 - 경보기가 폭발적인 성장을 경험하고있다; 예를 들어, 동네 짱은 전 세계적으로 이상 100 억 여행을 완료하고 초기 출시 (동네 짱의 2018a) 9 년 이내에, 80여 개국 700 개 도시에서 활성화됩니다. 글로벌 타고-환영 산업은 2030 (마켓 2017)에 의해 달러 (A \$) (285) 억 총 시장 가치로 성장할 것으로 예상된다.

택시 서비스에 대한 상대, 타고-환영 서비스와 드라이버 (여행에 대한 자신의 시간의 높은 비율을 보내고 가동률); 참조 크레이머와 크루거 (2016)와 즉 그림 1. UberX 드라이버는 타고 요청 사이에 대기 또는 라이더를 데리러 운전 시간을 줄일 수

·이 두 저자는 동등하게 기여했다.

·현재 시타델 증권, 시카고, 미국과 함께.

·해당 저자 : woodard@cornell.edu.

택시 운전사에 비교했다. 이야기는 라이더 측과 유사하다. 펄 등. (2017) 시뮬레이션을 통해 입증 그 요청 및 픽업 (간에 대기 시간 평균 라이더 *라이더 대기 시간*)

거리 - 환영 택시 시스템 (그림 1)에 비해 타고-환영 시스템에서 훨씬 낮은 수 있습니다. 수요의 급격한 스파이크 (예를 들어, 콘서트의 끝에서) 대기 시간을 라이더의 급격한 증가를 일으킬 수 있는 능력에 드롭 : 라이더 대기 시간 및 가동률도 밀접한 서비스의 신뢰성의 개념과 관련된다 양쪽에 가난한 경험을 최고의 가동률. 사용 가능한 드라이버가 신속하게 파견되어 있기 때문 낮은 공급을 선도하고 새로 사용 가능한 드라이버가 먼 라이더를 데리러 파견하는 원인이 발생합니다. 이러한 현상은 카 스틸 등으로 야생 거위 체이스 (WGC)라고합니다. (2017).

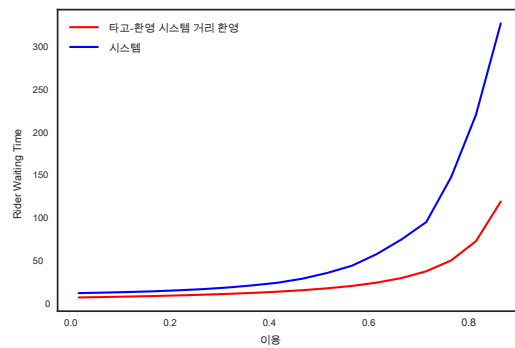
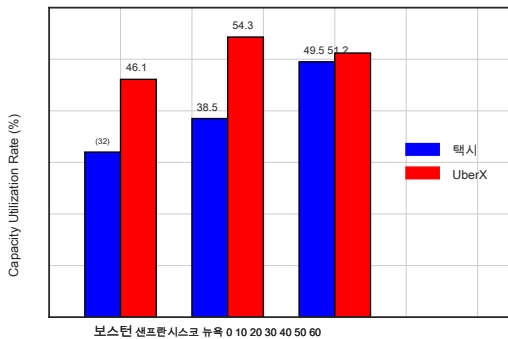


그림 대기 시간 가동률 및 라이더 1 비교. 왼쪽 : 가동률의 비교를

택시 서비스와 UberX (크레이머 2016 크루거) 사이의 아들; 오른쪽 : 라이더가 타고-경보기가와 거리 환영 (등 2017 펄) 사이의 시간 비교 대기.

타고-환영 플랫폼에 의해 고용 두 가지 핵심 기술은 높은 서비스 신뢰성 및 가동률과 낮은 라이더 대기 시간을 제공합니다 *어울리는* 과 *동적 가격* (DP). 매칭은 라이더를 데리러 가능한 드라이버를 파견하는 과정을 의미하며, DP 실시간 수요와 공급 조건에 따라 놓이기 가격의 동적 조정을 의미한다. DP는 동네 짱으로 "서지 가격"이라고하며 Lyft로 "황금 시간대"입니다.

우리는 개업의 관점에서 타고-경보기가 주요 매칭 및 DP 알고리즘을 조사. 우리는이 방법은 용량 활용, 라이더 대기 시간 및 서비스의 신뢰성 측면에서 요구 사항을 해결하는 방법을 보여줍니다. 우리는 타고-환영 플랫폼의 극단적 인 확장 성 및 안정성 요구 사항을 충족 방법에 초점; 예를 들어, 동네 짱의 전류 매칭 엔진은 분당 파견 결정의 수만을 생성하고, 현재 DP 엔진은 지리적 단위의 수준에서 전 세계 모든 분 (동네 짱의 2018c)를 가격 결정 수천만을 생성합니다. DP 매칭하기위한 방법을 검토 외에, 우리는 연구에 의해 함께 두 레버 링크

라는 풀 정합기구 동적 대기/즉, 최근 카풀 제품 동네 땅에서 익스프레스 수영장에서 영감을 파견하기 전에 라이더 대기 도보 다릅니다.

DP 전자 정서적 시스템 전자 FFI의 결핍증을 개선하는 것으로 입증되었지만, 종종 수요와 공급 조건의 단기 플라이 uctuations에 의한 가격 변동의 단점이 함께 제공됩니다. 서로 가까이 만 라이더 및 드라이버입니다 함께 일치 할 자격이 있습니다 : 이는 시간과 공간의 문제의 지역 특성입니다. 긴 시간 수평선 위로 큰 지역에서 집계 수요와 공급에 비해 시간 전시 훨씬 높은 변화의 짧은 기간 동안 국소 영역의 디스패치 드라이버와 라이더. 가격 변동성이 라이더와 드라이버 모두에게 바람직하지 않을 수 있습니다 라이더 플랫폼 (하버드 비즈니스 리뷰 (Harvard Business Review) 2015)에 덜 충성되고, 드라이버는 가격이 시간에 떨어질 수 있기 때문에 그들에게 더 높은 가격의 영역 이주하는 것이 어렵 기 때문에 좌절 그들은 (첸 등의 말을 도착합니다.

2015).

우리는 가격 변동이 공동으로 DP 및 동적 대기 (DW)를 최적화함으로써 감소 될 수 있음을 보여준다. DW에, 라이더 후 그들이라는 기간까지, 드라이버에 일치하는 것을 기다릴 요청 창을 기다리고. 이 창은 그 기원 위치뿐만 아니라 대상 위치 서로의 특정 도보 반경 내에있는 두 개 (또는 그 이상)의 요청을 카풀을 시도하는 데 사용됩니다. 대기 창에 동적으로 시장 상황에 의해 결정됩니다 공급이 제한되고, 대기 창 증가. 이 메커니즘은 두 개의 전자 FF의 ECTS가 있습니다. 첫째, 일치되기 전에 대기하는 라이더를 요청하여, 매칭 대상이 요청의 풀은 더 높은 풀 매칭 률 결과 및 처리량 높은 여행 (풀 일치 요청 분수) 드라이버가 더 있기 때문에, 이는 두껍게 FULL 과학 LL에 기회를 각각 타고 둘 이상의 요청. 둘째, 억압이 요구하는 라이더 대기 시간을 증가시킨다. 함께,이 두 개의 전자 FF ECTS는 수요와 공급 사이의 균형을 유지하고, WGC 현상을 완화. 우리는 더 DP와 DW의 조합이 가격과 변동성을 줄이고, 가동률, 여행 처리량 및 복지를 향상시킬 수 있음을 보여준다. 가장 중요한 것은, 우리의 결과는 거의 우리가 아는 한 문헌에서 연구되지 않은 공동 DP 설계 및 매칭 알고리즘의 편익 TS를 전시.

매칭 및 DP 알고리즘은 많은 다른 온라인 플랫폼이 연결 서비스 제공 업체 및 소비자에 의해 활용되고있다. 몇 가지 이름을하려면 집안일 및 홈 프로젝트 TaskRabbit을, 이베이 전자 상거래, SpotHero 한대 서비스를위한 주차 공간, 자동차 공유를위한 콘서트, 스포츠 경기 티켓, 투로 및 Getaround에 대한 스테이션 허브, 그리고 에어 비엔비합니다. 타고-경보기가 대조적으로, 이러한 서비스는 추천 시스템을 통해 제안도 가격 지침을 일치 제공하지만 Fi를 최종 결정은 플랫폼에서 참가자에 의해 만들어집니다. 식품 및 식료품 제공 플랫폼 (예 : UberEats 등은 Instacart, 또는 그립 허브)를 타고-환영하는 플랫폼을 더 유사하지만 더 많은 시간과에 대한 긴급의 낮은 수준으로 인해 파견에 대한 FL 유연성을 가지고

서비스. 라이더와 드라이버가 시간에 민감 같이 타고 - 환영의 필요성에 대한 가격과 일치하는 결정은 실시간으로 해결할 수 있습니다. 예를 들어, 동네 빵에서 일반적으로 선행 가격은 초 내에 생성되어 일치 초 내에 생성됩니다.

섹션 2 및 3에서는 각각, 경보기가 앞음에 매칭 및 DP에 문헌을 합성. 섹션 4에서, 우리는 위버 데이터를 사용하여 이론적 및 실험적, DW의 편익 TS를 조사. 마지막으로 5 장에서 우리는 몇 가지 뛰어난 실천 과제를 강조 타고-경보기가의 가격과 매칭을 위한 연구의 방향을 약속 배치.

라이드 - 환영 2. 매칭

놀이기가 될 수 있습니다 디 FF 서로 다른 픽업 및 dropo FF 위치와 여러 고객 그룹은 타고 (예를 들어, UberPool)를 공유한다는 것을 의미 타고 (예, UberX) 하나의 고객 그룹에 대한 배열 또는 공유되는 것을 의미 비공유. 비공유 타고 간단한 경우, 드라이버는 순차적으로 세 가지 상태를 통해 플랫폼주기에 참여 : "개방"- "도중에", 파견 대기 - "온 여행"픽업 위치로가는 길에, 그리고 - 다음과 같이 목적지로 기수를 운전.

... → 열다 → 도중에 → 온 - 여행 → 열다 → ...

요청이 디스 패칭 드라이버 등 매우 간단한 알고리즘을 사용하여 매칭 될 수 있다 과학 *rstdispatch* 프로토콜입니다. Fi를 처음 파견 프로토콜에서만 공개 드라이버는 디스패치로 간주됩니다. 각 요청은 즉시 최단 항로 시간이 예상되는 오픈 드라이버에 할당됩니다.

펑 등. (2017) 시뮬레이션에서 거리 환영 타고-환영 Fi를 함께 것과 (라이더 출신 드라이버를 통과 첫 Fi를)가 첫 번째 파견 프로토콜에 대한 대기 시간을 평균 라이더를 비교했다. 저자는 타고-환영 일반적으로 낮은 라이더 대기 시간이 발견했다. 그러나, 어떤 경우에, 거리-환영 서비스의 평균 라이더 대기 시간은 낮을 수 있다. 다음과 같이 관찰 뒤에 직관이다. 타고-경보기가에서 사용되는 최선을 다하고 드라이버 라이더 매칭으로 파견 한 번 드라이버들은 잠시 도중에 통과 드라이브 기수와 일치되는 기회를 놓칠 수 있습니다. 이 오프라인의 FFI의 결핍증을 완화하기 위해, 저자는 엄선 된 임계 값과 최대 파견 반경 (MDR)를 적용 할 것을 제안. MDR은 디스패치가 도중에 시간이 임계치 이하인 경우에만 제조되는 것을 의미한다. 이 방지는 존재에서 드라이버 먼 라이더를 데리러 파견. 도 1의 오른쪽에 도시 된 바와 같이 플롯 MDR, 라이드 경보기가 기수의 평균 대기 시간을 사용하면, 일반적으로 실질적으로 더 낮은 거리에 경보기가 아닌 것이다.

대안 정합 방법은 *배치* 도 2에 도시 된 바와 같이, 요청은 최적화 문제는 개방 드라이버 각 요청 페어링 해결되는 끝에서 짧은 시간 윈도우 (예를 들어, 몇 초)에 대해 수집된다. 이 배치에 일치하지 라이더가있는 경우, 그들은 이월하고 다음 배치 창에서 다시는-해결했다.

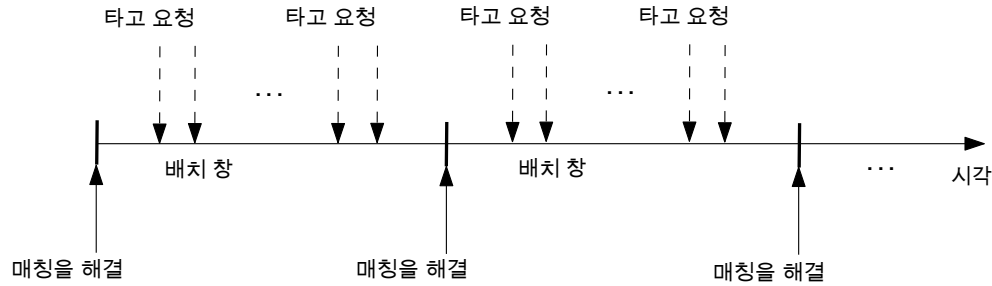


그림 2 라이드 요청 배치.

일괄 추가 요청을 통합하고 공급보다 효율적으로 사용함으로써, F1를 처음 파견 프로토콜에 상대적인 시간 대기 라이더를 줄일 수 있습니다. 각 배치는 정확히 하나 개의 요청으로 구성 할 때 실제로, 후자는 전자의 특별한 경우로 볼 수 있습니다. Ashlagi 등. (2018) 수치 뉴욕시의 노란색 택시는 데이터 셋 사용하여 F1를 처음 파견 프로토콜의 배치의 성능을 비교하고, 그 배치는 F1를 처음 파견 프로토콜을 능가하는 성능을 보여줍니다. 그것의 실질적인 편익 TS에 배치 주요 타고-환영 플랫폼에 널리 구현되었습니다. 예를 들어, 장 등 Lyft 알고리즘의 논의 위버, Lyft (2016a)에 의해 사용되는 최대 이분 정합 그림은 우버 (2019a)을 참조하고. (2017) 디디 사용하는 배치 알고리즘에 대한 자세한 설명. 이 몇 가지 무역 - 오 FF의 배치 창을 선택할 때 고려해야 할 : 한편으로, 더 이상 같은 배치에 더 많은 드라이버와 라이더와 잘 매칭 창 리드를 일괄 처리; 반면에, 그것은 또한 연장 라이더에 리드 라이더 경험을 악화 수도 파견을보기 전에 대기 시간.

일괄 처리 문제를 모델링하고 해결하는 일반적인 방법은 다음과 같다. 이분 그래프는 RST를 모든 기수와 드라이버 사이의 잠재적 인 일치를 나타내는 구성 인터넷이다. 그래프의 각 노드는 요청 또는 개방 드라이버에 대응한다. 가중 에지 기수 및 드라이버 각 노드 쌍을 연결하고, 중량이 쌍을 일치시켜 수집 특정 보상을 나타낸다. 가장자리는 최적화 문제를 해결하기 전에 문제의 크기를 줄이기 위해 (예 : MDR 등) 몇 가지 기준을 통해 트리밍 할 수 있습니다. 다음 상세한 수학적 제제이다. 넣어야 α 과 β

각각 같은 배치의 라이더 노드 및 드라이버 노드의 세트. 이진 결정 변수 $x_u = 1$ 만약 라이더 u 는 및 드라이버 v 이/그렇지 않으면 유사한, 0된다. 정합 라이더 보상

u 는 드라이버 v 이/로 나타낸다 α_u 자형 u . 이어서 매칭 문제는 정수 아래 프로그램으로 제형 화 될 수있다.

$$\begin{aligned} \text{최대} \quad & \sum_{u \in \text{라이더}} \sum_{v \in \text{드라이버}} \alpha_u x_u \\ \text{성} \quad & \sum_{u \in \text{라이더}} x_u \leq 1, \forall u \in \text{라이더} \end{aligned} \quad (2.1)$$

$$\sum_{v \in \text{드라이버}} x_v \leq 1, \forall v \in \text{드라이버} \quad (2.2)$$

$$\sum_{u \in \text{라이더}} x_u \leq 1, \forall u \in \text{라이더} \quad (2.3)$$

$$\text{역스 } u \in \{0, 1\}, \forall u \text{는 } \in \text{역}, \forall \text{제이} \in \text{역}$$

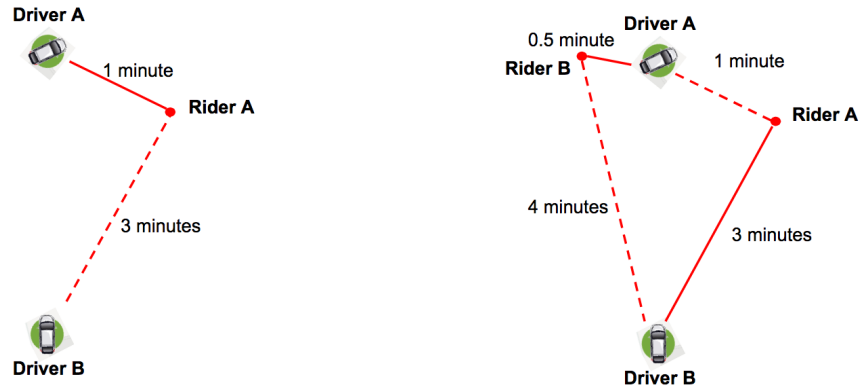
특히, 식 대물. (2.1)는 정합 수집 총 보상을 최대화하고, 제약 (2.2) 및 (2.3하면) 각 기수 / 드라이버가 각각 최대 하나의 드라이버 / 기수와 일치 될 수 있도록한다. 이 정수 프로그래밍 제제 전자 FFI ciently 선형 프로그래밍 이완을 사용하거나 직접 헝가리어 알고리즘 (쿤 1955)를 사용하여 해결 될 수있다. 목적이 집계 도중에 시간을 최소화하는 경우, 우리는 설정할 수 있습니다 *아르 자형* $u = M - \eta u$ 식이다. (2.1) 여기서,

ηu 드라이버의 도중에 시간 *제이*라이더에 *나*는, 과 *역*하는 스와 즉 고려, 모든 잠재적 도중에 시간 위에서 바인딩에 ciently 많은 수의 FFI입니다 $M \geq$ 최대 $u \in N, j \in \text{역}$ ηu 큰 지리적 영역을 위해, 우리는 여러 개의 작은 영역으로 전체 영역을 분할 할 수있는 빠른 계산을 달성하도록 각각의 영역에 대해 개별적으로 일치하는 문제를 해결한다.

매칭 알고리즘은 너무 멀리 바와 *근시*의 의미에서 그들은 미래 수요 또는 공급에 대한 정보를 고려하지 않는다. 도로 네트워크에서 이동 시간의 highquality 예측 사용할 수있는 경우 그들은 비교적 쉽게 구현할 수 있습니다. 이러한 이유로 매칭 알고리즘을 타고-환영 플랫폼 사이에서 매우 인기가 상대적으로 좋은 성능을 나타낸다. 수요와 공급이 동적 패션에 도착하기 때문에, 이러한 근시 알고리즘이 제대로 수행 할 수있는 경우가 존재한다. 일례는 하나 개의 요구가도 3에 도시 *예이*

두 개의 유류 드라이버 *예이*과 *비*현재 배치 창입니다. 운전사 *예이*기수 및 드라이버 3 분 거리 *비*일본 거리에 있습니다. 실내 경로 시간에 기초하여, 운전사 A 및 B 드라이버는 일치한다. 드라이버에서 0.5 분 거리에 최대 다른 라이더 B 쇼, 다음 배치 창에서 그 가정 *비* 4 분 거리에 드라이버에서 *예이*. 이 새로운 정보로, 그것은 FF 일치 라이더 O를 보류에 편익 인공했을 것이다 *예이*드라이버 *비*경기 라이더를 위해, 창을 일괄 처리 처음 Fi를의 *예이*드라이버 *예이*그리고 라이더 *비*드라이버 *비*다음 배치 창입니다. 이렇게함으로써, 이들 두 경로 일치 시간 EN 합계 $3 + 0.5 = 3.5$ 분, $1 + 4 = 5$ 분에서 감소 될 것이다.

이것에 의해 동기 부여, 오즈 칸과 워드 (2017)을 개발 동적 정합 수요와 공급이 불균일 포아송 프로세스에 따라 도착 기본적인 확률 정합 문제의 FL UID 선형 계획법 제형에 기초한 정책 결정 및 디스패치 각 요청 직후에 이루어질 필요가있다. 저자는 합성 입력을 시뮬레이션을 이용하여 인터넷 RST 디스패치 프로토콜에 대해 그 방법을 벤치마킹. 그들은 Fi를 합리적으로 잘 프로토콜 일반적으로 수행-파견 처음 발견; 그러나, 지역에 걸쳐 수요와 공급 간의 심각한 불균형이 존재하는 경우에, 제안 된 동적 정책은 cantly Fi를 처음 파견 프로토콜을 능가 Fi 인터넷을 유의 할 수 있습니다. 직관은 구체적인 C 지역의 미래 수요 스파이크가있을 때, 가까운 지역에서 드라이버 대신 그들은 현재에있는 영역으로, 그 수요가 높은 지역에서 FUL 과학 LL 여행을 예약 할 것입니다.



근시 매칭 알고리즘 전자 FFI 결핍증의 손실도 3 그림.

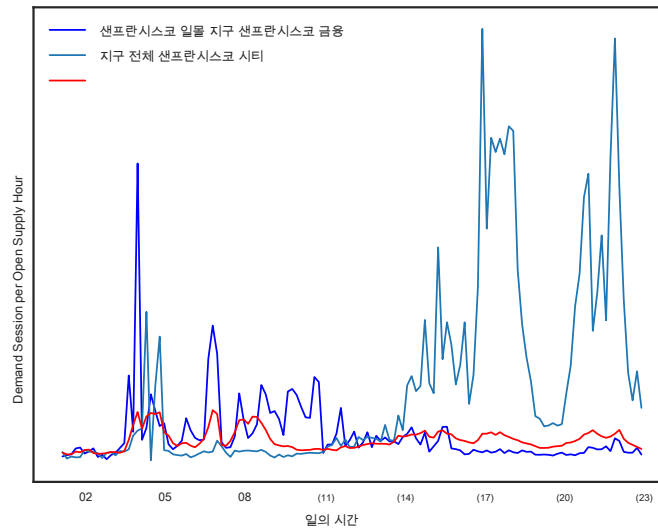
정책은 잠재적으로 수요와 공급의 균형을 위한 DP의 보완 역할을 할 수 있다. 유사하게, 후 및 (2016)는 동적 서주 매칭의 버전을 일괄 도입 양식화 도로 네트워크 토폴로지에 따라 최적의 정책의 구조적 특성을 구했다. 최근 Ashlagi 등. (2018) 그들은 적어도 미래의 수요와 공급의 전체 정보와 최적의 O FFL 오프라인 정책의 보상의 일정 분율을 달성, 즉 일정한 경쟁력 비율을 가지고 온라인 알고리즘을 제안 하였다.

입력 보정 알고리즘 성능과 복잡성 사이에 실제로, 이론적으로 무역 - 오 FF를 편익 TS를 가져 알고리즘을 미래 지향적 만도 고려 될 필요가 있다. 고급 매칭 알고리즘은 일반적으로 시변 수급 도착 속도 추가적인 예측이 필요하다. 오즈 칸과 워드 (2017)에 의해 지적 밖으로, 이러한 입력에 오류가 잠재적으로 근시 알고리즘이 상대적으로 매개 변수가 없는 반면, 알고리즘의 성능을 저하하고 강력한 성능을 줄일 수 있습니다. 근시 매칭 알고리즘에 일부 중간 개선도 타고-환영 플랫폼에서 구현되었다. 이러한 개선은 몇 가지 추가 입력을 필요로 매우입니다 전자 정서적 근시 및 미래 예측 알고리즘 사이의 최적의 격차를 해소한다. 예를 들어, 동네 짱과 Lyft라는 기능을 테스트 한 *(업그레이드 여행)* 모든 당사자가 될 경우 동적 도중에 드라이버 사이의 픽업 할당 - 양수인을 다시 Lyft 2016b) 더 나은 오 FF 등 나머지 도중에 시간과 같은 기준에 따라.

실제로, 일치는 더 때문에 동일한 플랫폼에서 여러 제품과 기능의 공존에 복잡하다. 예를 들어, 비 공유를 타고 제품 외에, 많은 타고-환영 플랫폼은 또한 UberPool 및 Lyft 라인 등의 서비스를 풀링을 제공합니다. 우리가 일치하는 이분 그래프 디스패치 드라이버와 같은 여분의 용량을 가진 드라이버를 처리 할 수 있지만 시퀀스 FF 픽업 및 dropo뿐만 아니라 고려 될 필요가 있기 때문에, 의사 결정 과정은 더 복잡하다. 이러한 고려 사항의 추가 된 조합 하드 최적의 풀링 결정을 내릴. 우리는 알론소 - 모라 등 독자를 참조하십시오. 일부 모델링 솔루션 (2017) 등의 대규모 풀 매칭 테클 및 라우팅 문제에 접근한다.

라이드 - 환영 3. 동적 가격

타고-경보기가의 주요 과제 중 하나는, 특히 시간과 공간의 지역 규모는 지속적으로 변화하는 수요와 공급 양이다. 그림 4는 동네 짱에서 데이터를 기반으로 공급 비율 수요, 샌프란시스코에서 두 지역의 경우 : 석양과 금웅 지구. 공급이 드라이버는 응용 프로그램에서 보내는 시간의 양에 의해 측정되는 반면 수요는 라이더에서 - 응용 프로그램 세션의 수에 의해 측정된다. 섀넌 라이더 있도록, 주거 동네입니다



샌프란시스코의 공급 비율을 그림 4 수요. 데이터는 월 2018 년에 평일에서 가져온 정규화

같은 규모에서, 그리고 10 분마다 집계.

종종 저녁에 반대 아침에 금웅 지구에 일몰에서 통근하고 그 할 필요가있다. 그 결과, 우리는 일몰 저녁 러시아워 반대 훨씬 높은 아침 러시아워 금웅 지구에 비해 공급 비율 수요, 그리고 그를 가지고 참조하십시오. 오픈 공급 비율 요구는 시간에 따라 강한 변화를 나타낸다. 도 4는 수요와 공급 불균형을 강하게 두 공간과 시간에 편재 및 높은 다양성을 나타내는 것을 보여준다; 대조적으로, 전체 샌프란시스코 공급 비 응집 요구가 비교적 안정적이다.

이러한 불균형을 완화하기 위해, 동적 가격표 (DP)의 균형 공급 라이드 잡을 플랫폼에 의해 이용하고 시간적으로 및 공간적으로 요구된다. 동네 짱은 자사의 DP 결정을 말한다 서지/승수, 요구가있는 경우 기본 요금을 제공하는 매우 높은 상대가 1보다 큰 곱셈기에 의해 곱해지는 것을 의미한다.

서비스의 신뢰성을 유지하고 경로 배 낮은 도중에 유지 DP의 유틸리티 홀 등에 의해 설명되었다. 뉴욕시에서 동네 짱 (그림 5)에서 두 가지 예를 사용하여 (2015). F1가 첫 번째 수요의 급증을 주도 것을 매디슨 스퀘어 가든 (Madison Square Garden)에서 아리아나 그랜드 콘서트의 마지막이었고,

영 경로 시간에 초기 증가. 수요 피크를 완화하고, 도중에 중단 시간을 가져, (노란색 간격으로 표시)에 쫓겨 서지 가격은 (위 두 개의 플롯을 왼쪽). 그 결과, 디스패치 요청 수신 분획 가까이 온 (맨 오른쪽 그래프)에 머물렀다. 반면, 비슷한 요구 스파이크는 선달 그름 2015 만, 서지에 타임스 스퀘어 (Times Square)에서 발생

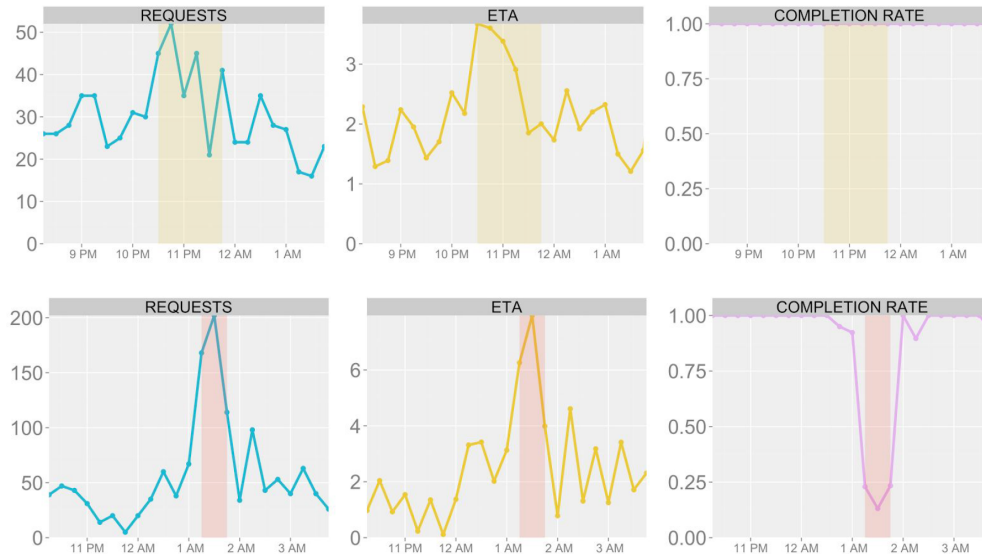


그림 5 두 가지 이벤트 중 서지 가격은 같은 홀 등에서 재현. (2015). 탑 : 아리아나 그란데 콘서트 후; 아래 : 타임 스퀘어에서 새해 전야 2015. 왼쪽 : 요청의 수; 중동 다음 도중에 시간; 오른쪽 : FUL Fi를 채워 요청의 비율.

(빨간색으로 표시) 기술적 오작동 때문에 걸어차하지 않았다. 요청은 몇 번이나 자신의 평소 수준 (왼쪽 아래 그래프) 증가했다. 객실에 딸린 경로 시간이 거의 팔분 (아래 중간 플롯)로 증가하고, 요청 미만 분기가 채워 FUL Fi를 (오른쪽 아래 그래프)이었다.

DP하는 방법 일반적으로 활용 중 정상 상태 모델이나 상태에 의존하는 동적 프로그래밍 기술이 문제의 시간적 특성에 초점을 맞춥니다. 다음은 일반적으로 접근 가격 탄력성 추정 (Elmaghraby 및 Keskinocak 2003)를 포함하여 수요와 공급의 단기 예측을 필요로 합니다. 동적 프로그래밍이 곧 수요 또는 공급의 변화에 부드러운 방식으로 대응하기 위해 활용에게 수요 예측의 시계열에 접근하면서 정상 상태 모델의 경우 만 전체 예상 수요와 공급 수준이 필요하다.

카 스틸 등. (2017)를 타고-경보기가에 DP에 대한 정상 상태 모델을 제안하고, DP 인해 소위 기르기 체이스 (WGC) 현상을 타고-경보기가 특히 중요하다는 것을 보여 주었다. 다음과 직관이다. 수요에 비해 매우 적은 드라이버가있을 때, 사용 가능한 드라이버를 신속하게 전달됩니다. Fi를 처음 파견 의정서에 따라, 이러한 공급이 제한된 상황에서 드라이버는 아주 먼 픽업 위치에 파견 할 수있다. 경로 시간 엔 높은이 리드,

목적지에 라이더를 복용 적은 시간 (낮은 가동률)로 드라이버를 떠나. 그 결과, 어떤 차례의 증가 도중에 시간을 플랫폼을 떠날 드라이버를 선도 이익 감소한다. 드라이버 맞물림 같은 악순환은 상기 트립 처리량을 감소시킨다. 수학적으로는 WGC 현상은 정상 상태 큐잉 모델 시스템에 근접하고, 그 모델의 서로 다른 디 FF 가격대의 영향을 고려함으로써 설명 될 수있다. 트립 스루풋 (또는 복지로 생성 된 값과 유사한 측정 값)을 최대화 가격 및 항로 시간의 조합은 높은 기수 및 드라이버 참여와 낮은 시간 도중에 하나되도록 해석 프로그램.

DP 공급이 제한된 상황에서 수요와 공급의 균형에 의해 상기 WGC 존 진입 시장을 방지하기위한 레버이다. 그림 5는 수요 스파이크 동안 WGC 현상의 경험적 증거와 WGC 완화에 DP의 역할이다. 시장이 WGC 영역에있을 때,이 예에서는 음극 라이더 드라이버 경험 진열장; 드라이버는 낭비 드라이버 시간과 디스패치를 얻을 수 라이더의 무능력을 초래 수락하거나 (낮은 요청 완료 비율로 나타난 바와 같이)을 도중에 시간이 높은 경우 디스패치를 취소하지 않는 경향이있다.

우리는 WGC, 카스티요 등의 정상 상태 큐잉 모델에 따라 처리량 여행, 즉 유도를 이해하는 핵심 단계를 검토 다음으로. (2017). 동적 대기의 설정에 확장자 유도의 나머지는, 제 4에 제공된다.

모든 여행은 지리적 영역 내에서 시작과 끝을 의미, 단일 지리적 설정을 고려하십시오. 우리는 처음으로 표시하는 Fi를 고정 된 수를 고려 η_i 로 또는 위치 정보에서 재배치하지 않는 플랫폼에서 드라이버의. 세 가지 상태를 통해 그 드라이버주기를 기억 : 개방, 도중에 및 온 - 여행. Fi를 처음 파견 프로토콜을 사용하여, 단지 개방 드라이버 디스패치이며, 모든 요청은 즉시 (우리는 4 절에서이 제약 조건을 완화합니다) 전달됩니다. 이 경우, 도중에 시간이 라이더 대기 시간과 동일하다. 또한 (dropo FF로 픽업에서) 각 여행을 가정 주어진 일정한 시간이 걸립니다 T (시간)의 단위를 완료합니다. 정상 상태 여행 처리량, 즉, 단위 시간당 완성 여행의 평균 수수로 표시된다 Y . 우리는 다음 평형 방정식 흐름 FL을

$$L_i = O_i + \eta_i \cdot Y + \epsilon_i \cdot Y, \quad (3.1)$$

어디 Y 오픈 드라이버의 수를 나타냅니다 η 상기 도중에 시간을 나타내고 $\eta \cdot Y$ 도중에 드라이버의 수를 나타내며, $\epsilon \cdot Y$ 온 여행 드라이버의 수를 나타냅니다. 객실에 딸린 경로 시간 η 오픈 드라이버의 수에 의해 결정된다 : 오픈 드라이버의 낮은 숫자 Y 높은 도중에 시간 리드. 이 관계는 명제 1에 포착된다.

제안 1 (라손과 Odoni (1981)). 오픈 드라이버는 균일하게 분포한다고 가정 엔- 차원 ($N > 1$) 유클리드 공간. 또한에 일정한 여행 속도를 가정

그 공간에있는 두 점 사이의 직선. 그런 다음 경로 시간 도중에 기대로 표시

$\eta(O)$, satis F_i 를 알아지

$$\eta(O) = O^{-1} \quad \bar{\alpha} \quad (3.2)$$

어디 영형 열린 드라이버의 수입니다.

경우시의 E-도우미 EC.2.1의 제안 하나의 증거가있다 $N=2$ 어떤

타고-경보기기에 대한 관련 경우입니다. 우리가 도중에 시간 함수 (3.2)에서의 지수를 휴식을 취할 경우이 모델은 또한 인터넷은 동네 땅의 데이터와 경험적으로 잘 화면 반전 -1

균일반에 $\alpha \in (-1, 0)$ 뿐만

직관적으로도 6의 좌측 플롯에서 입증 α 디 FF 서로 다른 이론 값에서 기인 명제 1의 가정을 일부 위반하는 것입니다 실제로 운전자는 도로 세그먼트 사이 도로 네트워크, 이동 속도가 다를 이동, 오픈 드라이버 공간에 걸쳐 균일하게 분포되지 않습니다.

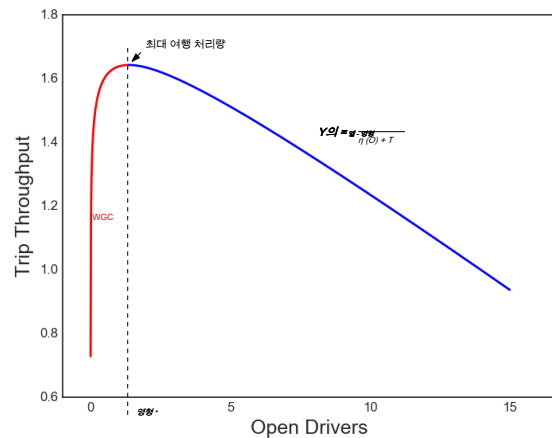
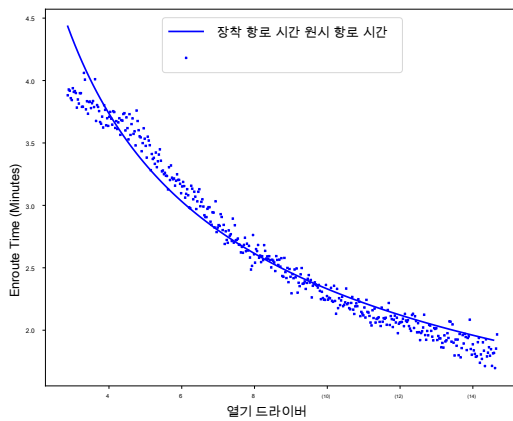


그림 6 기능 처리량 실내에 경로 시간과 여행. 왼쪽 : 평균 도중에 시간을 UberX에서 분

데이터 및 인터넷 tied 곡선 $\eta(O) = 7.63 \cdot \text{영형}^{-0.52}$ 당 인근 개방 드라이버의 함수로 km₂, 오른쪽 : 여행 처리량 $\eta(O)$ 열린 드라이버의 함수로. 모델 매개 변수는 러시아워 샌프란시스코 시내에서 UberX 데이터를 기반으로 보정된다 : $L/\text{의} = (30)$ km 당 이과 $T = 15.0$ 의사록.

명제 1에서, 우리가 예상 된 값의 흐름 FL 대차 식 (3.1), 및 대체를 재정렬 할 $\eta(O)$...에 대한 $\eta()$ 우리는 평균이 임의의 변수를 근사하는 것을주의하는 얻기 위해 $Y = (L - O) / (\eta(O) + T)$. 이 방정식을 해석하는 한 가지 방법은 리틀의 법칙을 통해서이다. 이 경우 $\eta(O)$ 시스템에 바쁜 드라이버의 장기 평균 수를 동일 장기 평균 여행 처리량 (대표 $\eta/\text{영형}$) 여행을 완료하는 드라이버에 필요한 평균 시간으로 나눈. 후자는 향로 시간의 합 $\eta(O)$ 그리고 여행 기간 T . 여행 처리량의 동작을 설명하기 위해 $\eta(O)$ 열린 드라이버의 수의 함수로, 우리는이 보여

그림 6의 오른쪽 그래프의 근사치 우리는 열린 드라이버 레벨이 있음을 볼 수 있다 **영형**. 그 여행 처리량을 극대화 할 수 있습니다. 에 대한 $O > O$: 여행 처리량에서보다 낮은 **영형**:

그러나, 도중에 시간 이후 $\eta(O)$ 처리량 트레이드 오프 대 경험이 있고 그것의 값을 갖는 것이 바람직한 경우가 있을 수 있고, 낮은 $O > O$: 예를 들면, 가치가 있을 수 있다 $O > O$: 그에서보다 더 높은 복지 리드 **영형**: 반면에, 언제 $O < O$:

때문에 도중에 시간이 빠르게 증가한다는 사실에 급격히 감소 처리량 여행. 이 정권은 경험의 관점과 관점 처리량 여행에서 모두 바람직하지 않다. 앞서 언급 한 바와 같이, 그것은 WGC 영역이라고합니다; DP의 핵심 기능은 WGC 영역을 입력 할 수 있는 시장을 선도 할 수준 위의 가격대를 유지하는 것입니다. WGC의 흥미로운 비유입니다 " *hypercongestion* "(월터스 1961 년 작고 추 2003)의 이동 속도가 cantly TRA FFI C FL 흐름이 증가함에 따라 유의 Fi를 감소 교통 경제학 현상. 처리량이 급감이 결국 리드.

이후 섹션에서 우리는 볼 것이다 **와이**/도중에 시간의 함수로서 η 다소의 함수보다 **영형**유도를 위해서. 허락하다 $C(\eta)$ $\alpha \eta$ - η 의 역함수를 나타낸다 $\eta(\cdot)$ 이는 wellde Fi를 이후 네드한다 $\eta(\cdot)$ 엄격히 감소한다. 그리고 우리의 함수로 대략 여행 처리량을 얻을 수 η 과 **영**:

$$Y(\eta, L)_{\Delta} = \frac{\eta - C(\eta)}{\eta + L} \quad (3.3)$$

개방 드라이버 레벨, 카스 등의 관점에서 특성화 WGC 이외에. (2017) 또한 DP가 너무 낮게 떨어지는 오픈 드라이버 레벨을 방지하고, 그래서 처리량 여행과 복지를 증가 시킨다는 것을 보여 주었다. 여기에 복지는 드라이버와 라이더를 위해 생성 된 값의 측정을 볼 수 있습니다 라이더 총 유틸리티 마이너스 드라이버 사회적 비용에 의해 네드 드 파이입니다. 저자는 가격 (서지 승수)에 라이더의 응답 대기 시간, 서지 승수 및 가동률의 함수 평균 소득에 대한 드라이버의 반응을 모델링. 실적 이러한 드라이버 응답은 짧은 시간 범위 (Chen 등. 2015)를 통해 발생할 수 있습니다. 그러나 드라이버 참여에 전자 FF 요법에 더 큰 더 긴 시간 범위 이상 :

도 7은 서지 승산기의 함수로서 생성 복지 플랫폼 수익. 이 Fi를 gure 카스티요 등의 그림 5와 유사하다. (2017), 모델이 동네 짱에서 최근 데이터에 다시 과학 t이었다 제외. 특히, 왼쪽 그래프에서 접선은 가격이 너무 낮게 설정으로 인해 WGC에 복지와 수익 모두의 극적인 손실을 보여줍니다. 각각 비 러시아워 (11 am-noon) 및 러시아워 (오후 6시에서 오후 7시까지)에 대응하는 오른쪽 두 플롯 방송 등 복지 곡선. 또한이 기간 동안의 복지를 극대화 동적 가격을 보여줍니다; 우리

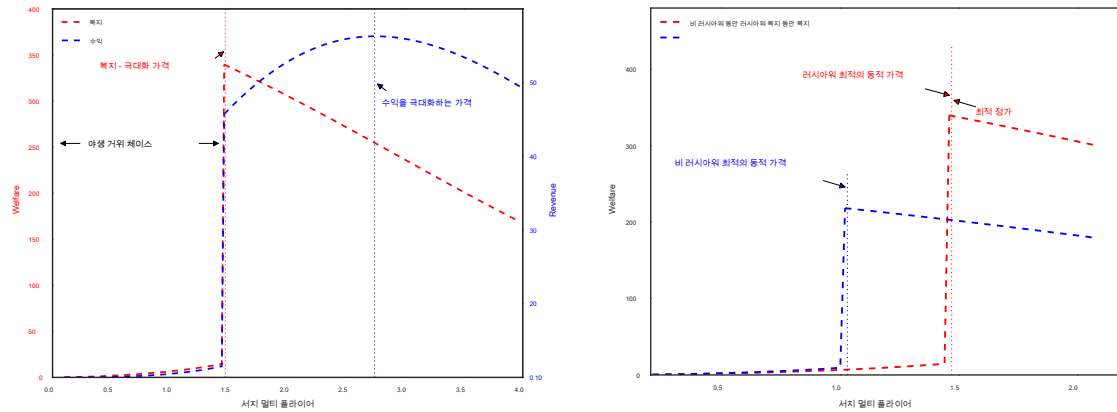


그림 7 복지 카스티요 등의 모델에 따라 가격의 함수로 수익. (2017)되었는지

샌프란시스코 시내에서 동네 땅의 데이터에 과학 t. DP에서 복지와 수익을; 왼쪽 오른쪽 : 러시아워와 비 러시아워 시간 동안 DP에서 복지. 두 수량이 서지 승수 단위에 km 및 시간.

러시아워 복지 극대화 가격은 러시아워 수요와 공급 사이의 높은 불균형으로 인해 비 러시아워 하나,보다 높은 것을 알 수 있다. 우측 그래프는 두 기간 동안의 총 합산 복지를 최대화 정적 가격을 나타낸다. 이 모방 DP가 (때문에 규제의 제약으로 예를 들어) 허용되는 시나리오는, 그래서 플랫폼은 모든 기간에 걸쳐 단일 가격을 선택해야한다. 이 예에서, 복지 극대화 고정 가격 러시아워 높은 동적 가격과 거의 동일하다. 이러한 높은 고정 가격이 WGC를 피할 수 있지만, 그것은 아래 DP 그 저급 복지 대해 초래한다.

DP 외에 다른 메커니즘은 WGC 현상을 완화하고 건강한 도중에 시간을 유지하는 데 도움이 될 수 있습니다. 예를 들어, 카스티요 등. (2017)는 플랫폼이 최대 디스패치 반경 (MDR)를 설정하여 경로 도중에 긴 시간 방지 할 수 있다고 설명했다. 디디 디스패치 반경 내부에는 디스 드라이버 (2,017 Pingwest)가 존재하지 않는 경우는 큐에서 대기하는 승객을 요청하여 큐잉 메커니즘을 출시하고있다. 그러나, MDR 또는 대기열을 사용하여 신뢰할 수 없는 서비스 경험으로 이어질 수 있습니다. MDR의 경우, MDR 외부에있는 라이더는 보수를 자신의 의지와 상관없이 채워하지 FUL F를하다; 큐의 큐 길이는 빠르게 수요가 공급을 능가 할 때 오랜 시간 대기에는 리드를 구축 할 수 있습니다.

DP 많은 편익 TS를 제공하지만, 또한 단점이 함께 제공됩니다. 첫째, 가격이 때문에 우리가 가격 변동은 바람직하지 않은 경험과 라이더와 드라이버의 참여를 감소 될 수 있습니다 그림 4에 도시 지역의 수요와 공급 수준의 자연 변화에 fluctuate FL 수 있습니다. 예를 들어, 설날 그림 동안 높은 서지 가격은 부정적인 언론 보도 (Lowrey의 2014)을 받았다. 증거가 서지 가격은 도움이 존재하지만 둘째, 드라이버는 수요가 높은 지역으로 이동 (루 외. 2018)들이 신속하게 재배치를 위해, 때로는 어려울 수 있습니다 및

가격은 도착 시간 (의. 2015 천)에 의해 떨어질 수 있습니다. 라이더와 드라이버를 이끌 수 있는 시간이 지남에 따라 가격의 변화는보다 유리한 가격에 몇 분을 기다리고 찬성, 현재 시간에 플랫폼에 참여하지 않도록 선택할 수 있습니다. 이 설정에서 라이더 (드라이버) 메이크업에 그들은 다음과 같은 기간에 더 나은 가격 (소득)을 얻을 수 있을 것을 알고, 현재 시간 또는 대기에 요청 (동의) 여부를 결정합니다. 이 주소, 천 (2019) 후 두 라이더와 드라이버가 전략적이고 미래 지향적 인 경우를 조사 하였다. 더 넓게, 드라이버는 서지 가격과 이익에 디 FF erences를 기반으로 서비스를 제공 할 수 있는지, 언제, 어디서 대한 전략적 결정을 내릴 수 있습니다. 이 경우에 타는-환영 모델은 Bimpikis 등으로 설계되었습니다. (2019) 및 Afeche 등. (2018). 이와 관련, 엄마 등. (2018) 다중 지역, 다중주기 설정에 따라 전략적 구동 동작의 존재 인센티브 DP 정렬 메커니즘의 디자인을 연구 하였다. 여기에서 가격 결정은 공간적으로 시간적있는 인센티브 정렬 메커니즘 수단 것을 드라이버가 파견을 수용하기보다는 이러한 재배치 또는 대기와 같은 다른 작업을 수행하는 것이 항상 최선 너무 부드럽게. 최근 Garg를하고 (2019)는 디 Nazerzadeh FF 서지 서로 다른 값을 가질 수 있는 다수의 시간 기간이되는 동적 설정 및 각 기간에 따라 동기 맞춤 가격표 메커니즘의 형태를 연구 하였다. 인센티브 정렬 메커니즘 수단은 가격 결정은 공간적으로 시간적 것을 드라이버가 파견을 수용하기보다는 이러한 재배치 또는 대기와 같은 다른 작업을 수행하는 것이 항상 최선 너무 부드럽게. 최근 Garg를하고 (2019)는 디 Nazerzadeh FF 서지 서로 다른 값을 가질 수 있는 다수의 시간 기간이되는 동적 설정 및 각 기간에 따라 동기 맞춤 가격표 메커니즘의 형태를 연구 하였다.

가격과 일치하는 기술 4. 시너지

이전 섹션에서 우리는 DP에 내재되어 가격 변동성 및 사용자 경험에 대한 결과 단점을 논의했다. 이 섹션에서 우리는 요청의 일괄 처리 및 Fi를 차 좋은 풀 경기를 위해 파견하기 전에 대기 시간 라이더 다릅니다 허용 동적 대기 (DW)라는 풀 일치 메커니즘과 DP를 결합하는 편익 TS를 조사하여이 문제를 해결합니다. 이 메커니즘은 최근 타고 공유 제품 익스프레스 풀 (우버 2018b) 동네 짱에서 영감이다. 특히, DW에서, WGC을 완화 가격 변동성을 줄이고, 처리량 여행과 복지를 증가 DP에 대한 보완으로 사용될 수 있음을 보여준다. 공동 DP와 DW를 최적화함으로써, 우리는 하나가 명시 적으로 라이더 대기 시간을 가진 FF 가격 O를 무역하는 방법을 보여줍니다.

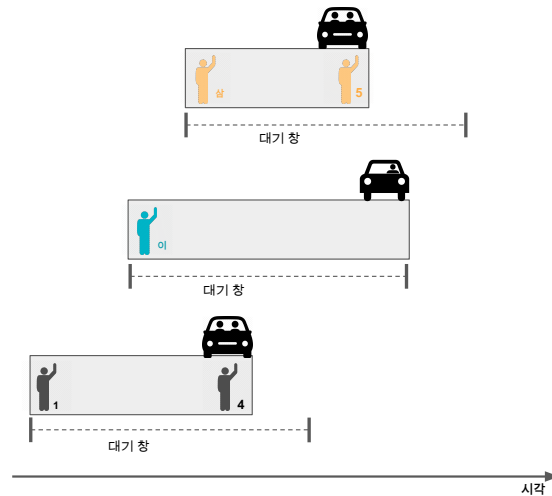
4.1. 동적 대기

각 차량 두 라이더까지 수용 할 수 있다고 가정하고, 모든 라이더 풀링으로 선택하는 것이다. 그들의 기원 위치뿐만 아니라 대상 위치가 가까운 경우 DW에서 두 라이더 풀 매치 할 수있다; 즉, 기원 사이의 거리가 도보-수있는 범위 내에있는 경우 (*도보 반경*) 유사하게 목적지합니다. 또한, 라이더 (특정 시간까지 대기하라는 메시지가 표시 될 수 있습니다 *대기 창*)

디스패치를 받기 전에.

기수가 타고을 요청하면 현재 대기 일치하는 라이더가 있는지, 시스템 Fi를 확인 RST. 그렇다면,이 두 라이더는 즉시 일치, 최단 예측 도중에 시간이 차는 기원의 중간 점에서 동시에 픽업 및 목적지의 중간 점에서 FF로 O를 그들을 드롭 전달됩니다. 일치하는 라이더를 사용할 수없는 경우, 라이더입니다

대기에 물었다. 풀 경기가 대기 창에서 발견되면, 경기 및 파견 변경되며, 그렇지 않으면 시스템이 라이더의 원점 위치에 열려있는 드라이버를 전달하고이 라이더 향후-일치 풀에 시도하지 않습니다. 그 결과 라이더 대기 시간은 파견 대기 시간과 항로 시간의 합이다. 예는도 8에 도시된다.



도 8 동적 대기 (DW) 풀 매칭. 라이더 도착 시간 및 수영장 -의 순서로 번호가 매겨

일치 라이더 (라이더 2가 자신의 차를 느끼는 동안 예를 들어, 라이더 1, 4, 풀 일치) 같은 색으로 표시됩니다.

DW 메커니즘이 매우 양식에 일치되어 있습니다. 그것은 오직 완벽한 (동시 픽업 및 poolmatched 라이더의 dropo FF) 풀 매칭이 허용된다는 의미에서 익스프레스 풀 제품에 사용 된 것보다 훨씬 간단합니다. 반면, 익스프레스 풀 제품 (및 대부분의 다른 타고 공유 제품) 예를 들어, 풀 일치 불완전 할 수 있습니다, 새로운 라이더 풀 매치에 트립 있습니다 라이더와 함께 할 수 있습니다.

DW에서 대기 창이 동적으로 조정할 수 있습니다 : 수요가 공급을 능가 할 때, 대기 화면이 증가 할 수 있습니다. 이 적은 드라이버가 여행 같은 수의 LL FUL Fi에 필요한 그래서, 풀 일치의 가능성이 높아집니다. 대기 창을 늘리면 수요를 꺾 기수 대기 시간을 증가시킨다. 이 두 가지 요소의 조합은 WGC를 완화합니다.

4.2. 균형 분석

우리는 복지, 여행 처리량 및 용량 활용 등의 방법을 사용하여 플랫폼 성능을 특성화하고 싶습니다. 이를 위해, 우리는 연구 시장 평형, 높은 수준에서 3 절에서 검토 정상 상태 큐잉 모델의 확장에 따라,이 플랫폼은 가격, 대기 화면, 풀 경기, 파견 결정을 결정합니다. 그리고 라이더가 가격을 기준으로 참여

대기 시간 및 드라이버는 평균 소득을 기준으로 참여하고있다. 시장 균형은 정상 상태에서 참여 라이더의 요청 놀이기구의 수는 여행 플랫폼에 참여하는 드라이버에 의해 채워 FUL Fi의 수와 일치해야한다는 사실을 의미합니다. 이 분석에 기초한 FL UID 근사 라이더 드라이버 카즈 양 일치 될 수 기본적인 과정이다. 이 시스템은 또한, 정상 상태 및 결정에있는 것으로 가정된다. 이러한 유형의 분석은 네르 등에 의한 라이드 경보기가 컨텍스트에서 이용되고있다. (2015), 테일러 (2018), 바이 등. (2018), Cachon 등. (2017). 우리는 어떤 상황에 대한 4.3 절에 VERI 과학 에드 몇 가지 가정을 도입, 플랫폼, 수요와 공급의 구성 요소를 설명합니다. 우리는 다음 평형을 공식화.

우리 Fi를 첫 번째는 식 유사 DW에서 기능 처리율 FL 흐름 평형 방정식 및 여행, 유도, 즉, 플랫폼 측면을 설명합니다. (3.1). 인해 풀 정합 식의 존재. (3.1) 개최 중단으로 인해 운전자 할 수있는주기에 FUL 과학 LL 이상의 여행. 그만큼 *자동차 사용 비율* $F(Y; \varphi)$

단일 요청 LL FUL Fi에 필요한 드라이버의 예상 번호입니다. 그것은 여행 처리량의 함수이다 *와이* 및 대기 창 φ , 더 조밀 한 요청이나 더 긴 대기 창 이래 풀 일치를 의미한다. 참고 $F(Y; \varphi) \in (1/2, 1]$ 때문에 드라이버 중 하나 FUL 과학 LL의 한 사이클 당 두 개의 여행 할 수. 그만큼 *드라이버 파견 속도*, 즉, 여행 처리량 것이다 FUL Fi에 필요한 드라이버의 수 Y , 다음에 동일한 $F(Y; \varphi) \cdot Y$. 우리는 다음과 같은 가정을합니다.

가정 1. *자동차 사용 비율* $F(Y; \varphi)$ satis Fi를 ES :

1. 모든 $\varphi \geq 0$, $F(Y; \varphi)$ 로 감소 Y ; 모든 *와이* ≥ 0 , $F(Y; \varphi)$ 로 감소 φ .

2. 모든 $\varphi \geq 0$, $\lim_{\varphi \rightarrow 0} F(Y, \varphi) = 1$ 과 $\lim_{\varphi \rightarrow \infty} F(Y, \varphi) = 1/2$; 모든 *와이* ≥ 0 , $\lim_{\varphi \rightarrow 0} F(Y, \varphi) = 1$ 과

$\lim_{\varphi \rightarrow \infty} F(Y, \varphi) = 1/2$.

삼. 모든 $\varphi \geq 0$, *드라이버 파견 속도* $F(Y; \varphi) \cdot Y$ *와이* 엄격하게 증가하고있다 Y .

가정이 될 수 이상의 요청이있을 때 풀 일치 (때문에 처리량 높은 여행이나 더 긴 대기 창 중 하나), 자동차 사용 비율이 낮다는 것을 1.1 상태. 인수

1.2 대기 화면의 길이가 0이거나 경우에는 요청이 풀 일치 없음을 말한다 제로이며, 처리량 여행의 모든 요청은 풀 일치하는 대기 창이나 인터넷 커뮤니티 네에 간다 처리량 여행 같은 것을. 가정 1.3 증가 처리량 여행으로, 더 높은 드라이버 파견 속도 즉, 자동차의 사용 비율의 감소는 O FF 추가 요청을 설정하는 데 큰 것만으로는 충분하지 않습니다, 필요하다고 말한다.

자동차 사용 비율을 할형 $F(Y; \varphi)$ 계정에, 우리는 DW에서 평형 방정식 흐름 다음 FL 있습니다 :

$$L = O + F(Y; \varphi) \cdot \text{와이} \cdot \eta + F(Y; \varphi) \cdot \text{와이} \cdot \tau. \quad (4.1)$$

재정렬 식. 함수 스루풋가는 암시 방정식 (4.1) 리드 $Y(\eta, L, \varphi)$

$$\text{와이} \cdot F(Y, \varphi) = L - G(\eta) \frac{\quad}{\eta + \tau}. \quad (4.2)$$

수식과 비교. (3.3),이의 대기 창을 갖는 의미 φ 하나의 요인에 의해 처리량 여행을 증가 / $F(Y; \varphi)$. 이기는하지만, 비록 일치라도 $Y(\eta, L, \varphi)$ 명시 적 공식을 인정하지 않고, 다음과 같은 특성이있다 (E-도우미 EC.2.2에서 증거를.)

제안 2. 가정 1에서, 여행 기능 처리량 $Y(\eta, L, \varphi)$ 잘 드 Fi를 네드 독특한, 그리고 satis 과학 ES한다

1. 모든 $L > 0$, 우리는이 $\lim_{\eta \rightarrow \eta(L)} Y(\eta, L, \varphi) = 0$, 어디 $\eta(L)$ 경로 시간 때 영 예상된다
모든 드라이버는 열려 있습니다; 과 $\lim_{\eta \rightarrow \infty} Y(\eta, L, \varphi) = 0$. 더욱이, $Y(\eta, L, \varphi) = \text{영형}(\eta^{-1})$ 같이 $\eta \rightarrow \infty$.
2. 모든 η , $Y(\eta, L, \varphi)$ 증가하고 열.

제안 2.1은 모든 드라이버 또는 전혀 드라이버가 열려있을 때 여행 처리량이 한계에 0이 있음을 나타냅니다. 제안 2.2 여행 처리량의 높은 수준에 공급 리드의 높은 수준을 나타냅니다.

우리는 다음, 즉, 수요 측면을 설명 DW에 따라 시간과 수요 도착 대기 기능 라이더를 유도. 허락하다 $(; \varphi Y) w$ 할 것을 대기 시간 파견, 라이더의 요청 그들이 드라이버를 파견하는 시간의 예상 시간을 즉. 라이더 대기 시간이 파견 대기 시간 및 항로 시간의 합이라고 불러 오기 위하여 나타내는 $E(\eta, Y, \varphi)$ 우리는이

$$(; \varphi Y) w + = \eta] E(\varphi \eta, Y). \quad (4.3)$$

우리는 다음과 같은 가정을 $(; \varphi Y) w$ 과 $E(\eta, Y, \varphi)$.

가정 2. 디스패치 대기 시간 $(; \varphi Y) w$ 라이더는 대기 시간 $E(\eta, Y, \varphi)$ 줄다:

1. 모든 $\varphi \geq 0$, $(; \varphi Y) w$ 로 감소 Y .
2. 모든 (L, φ) 쌍, 기수는 대기 시간 $E(\eta, Y(\eta, L, \varphi) \varphi)$ 증가하고 η .

가정 2.1 라이더가 대기 창에서 일치되는 더 많은 기회를 가지고 있기 때문에 증가 처리량 여행으로, 대기 시간 파견이 감소한다는 것을 말한다. 라이더 대기 시간에 의해 영향을 것을 가정 2.2 주소 사실 η 직접 식을 통해 두 가지이다. (4.3)과 간접적으로 그 사실을 통해 하부 η 때때로 대기 시간 파견의 감소로 리드 높은 여행 처리량과 연관됩니다. 가정 2.2 Fi를 첫 번째 전자 FF 요법이 두 번째보다 더 큰 것을 말한다.

허락하다 λ 있다는 것을 의미 라이더 도착을 될 λ 단위 시간당 플랫폼에 도착 독특한 라이더. 가격에 따라 p 및 대기 시간 i 자형 라이더에 표시, 그들은 요청을하거나 플랫폼을 듭니다. 허락하다 $D(p, E)$ 결과를 수 라이더의 요청 비율, 상단에 묶여있다, 즉, 단위 시간당 타고 요청 수, λ . 도보로 라이더의 감도가 무시됩니다; 우리가 작은 최대의 도보 거리 (100m)를 사용하기 때문에이 섹션 4.3의 수치 연구에서 합리적이다. 산책과 대기 사이의 상호 작용을 공부하는 것은 추가적인 무역 - 오 FF의를 가지고 있지만,이 문서의 범위를 벗어나는 것입니다. 우리는 다음과 같은 가정을 $D(p, E)$.

가정 3. 라이드의 요청 비율 $D(p, E)$ satis F_i 를 ES :

1. 그것은 지속적으로 디 FF erentiable에서 (이다 체육) 모두에서 감소 피 과 이자형.
2. LIM $\lim_{p \rightarrow \infty} D(p, E) = 0$ 모든 이자형 ≥ 0 과 LIM $\lim_{E \rightarrow \infty} D(p, E) = 0$ 모든 $p \geq 0$.
- 삼. 모든 이자형 ≥ 0 , 최대 의지 - 투 - 지불의 분포는 과학 무한 평균 있습니다.
4. 모든 $P > 0$, $D(p, E) = O(E^{-1})$ 같이 이자형 인터넷 커뮤니티 네에서로 이동합니다.
5. 모든 (η, P, φ) 조합 함수 $D(p, E(\eta, Y, \varphi))$ satis F_i 를 말이지

$$\frac{dD(p, E(\eta, Y, \varphi))}{dY} < 1. \quad (4.4)$$

가정 3.1 3.3 카스티요 등으로 가정 1로 동일하다. (2017). 가격이나 대기 시간이 높은 경우 (1) 라이드의 요청에 거의 없다; 그들은 것을 의미 가격이나 대기 시간이 인터넷 커뮤니티 네의에 갈 때 (2) 더 라이드는 요청하지 않습니다; 어떤 가격대에 생성 (3) 복지 인터넷 무한하다. 가정 요청 비율이 같은 수치 연구에서 사용 된 물류 형태로 ciently 빠르게 대기 시간이 널리 사용 형태에 따라 보유하고 과학 커뮤니티 네,의에 간다 제로 쓰 FFI에가는 것을 3.4 보장합니다. 가정 3.5, 그렇게 말할 때 몇 가지 작은만큼 증가 처리량 여행

, 대기 시간의 결과 감소는 더의 라이드 요청 속도보다 증가로 이어질 수 없습니다 . 또한 수치 적 연구에서 사용 된 명시 적 양식 보유하고 있습니다. 우리 다음으로 수요 및 플랫폼 구성 요소 간의 정상 상태의 해의 존재를 설정합니다. 정상 상태에서, 운전자 요구율 $D(p, E(\eta, Y, \varphi))$ 속도 처리량 여행을 동일

$Y(\eta, L, \varphi)$. 단순화하기 위해, 우리는 가격 변수를 억제 p 및 대기 창 φ 이 두 비율의 기능에 :

$$\hat{D}(\eta, Y)_\Delta = D(p, E(\eta, Y, \varphi)), \text{ 과 } Y(\eta, L)_\Delta = Y(\eta, L, \varphi). \quad (45)$$

이 리드

$$Y(\eta, L) \triangleq D(\eta, Y(\eta, L)). \quad (46)$$

우리는 식의 솔루션의 다음과 같은 속성을 가지고있다. (E-동반자 EC.2.3에서 입증) (4.6).

제안 3. 모든 $L > 0$, 식 (4.6) 적어도 하나의 용액을 인정 $\eta > 0$. 허락하다 η 용액을하고

$Q(L; \varphi, P)$ 주어진 처리율 (결과 여행이 될 φ, P) 여러가 쌍 (경우

에 대한 해결책 (4.6) 독특한 솔루션을 선택하는 가장 큰에 리드

$Q(L; \varphi, P))$, 즉,

$$\hat{Q}(L; \varphi, P)_\Delta = Y(\eta_\Delta, L) \triangleq D(\eta_\Delta, Y(\eta_\Delta, L)). \quad (47)$$

그런 다음 가장 높은 여행 처리량

$Q(L; \varphi, P)$ 전원 레벨 증가 Δ 모든 (φ, P) 한 쌍.

다음으로, 우리는 공급 측면을 설명한다. 드라이버가 단위 시간 당 평균 소득에 따라 참여 여부를 결정하는 노동 시장을 가정,로 표시 이자형. 허락하다 (L) (E) 소득 수준에 참가 드라이버의 수를 표시 이자형, 즉, $\Delta(\cdot)$ 공급 탄성을 곡선이다.

그 경계가 증가하고, 계속해서 디 FF erentiable 함수라고 가정. 풀 매치의 경우, 드라이버 지불 두 여행에 걸쳐 합계입니다 - 또한 그 드라이버가 완료 그 여행 당 지불 가정합니다. 이 리드 $E = (1 - \theta) \cdot \pi \cdot Y/L$ 정상 상태에서, θ 합의 된 수수료율에 따라 수익으로 플랫폼에 의해 수집 된 가격의 비율이다. 카 스틸로 등을 따라. (2017) 우리가 선택 $\theta = 0.238$. 즉, 공급 탄력성 곡선을 충족해야 플랫폼에 참여하는 드라이버의 수,

$$L = 1 / ((1 - \theta) \cdot \pi \cdot Y/L). \quad (480)$$

실제로 자주 사용되는 또 다른 메커니즘은 FULL Fi를 채워 여행의 수보다 오히려 여행에 소요되는 실제 시간과 거리에 따라 임금 드라이버이며, 라이더에게 카풀 여행을위한 할인 된 가격을 제공 할 수 있습니다. 수치 적 연구를 통해, 우리는이 두 가지 메커니즘이 질적으로 유사한 결과를 발견했다.

우리는 지금 식에 따라 여행 처리량한다고 시장의 균형을 설정합니다. (4.7) 아래 식 플랫폼에 참여 드라이버 숫자로 정확하게 채워 FULL 인터넷 일 수있다. (4.8). 특히, 우리의 존재에 다음과 같은 결과가 *안정된* 시장 평형. 평형 안정성 정의상 및 정리 1의 증명은 E-컴패니언 EC.2.4에서 찾을 수있다. 여러 시장의 균형이 있습니다 경우,하자 *제일 높은* 평형은 최고 여행 처리량과 하나를 참조하십시오. 위 확대 ciently 그것에 스와 FFI되는 시점부터마다 식 (4.9)의 시스템 및 (4.10)은 항상 평형에 수렴한다면 대충 말하면, 평형은 안정적이다.

정리 1 (시장 평형). *넣어야* $L(Q; \pi)$ 공급 탄력성의 해결책으로서
곡선 $L = 1 / ((1 - \theta) \cdot \pi \cdot Q/L)$. 그런 다음 모든 (ϕ, P) 쌍 수급 연립 방정식

$$L \text{의} \neq L(Q; \pi) \quad (49)$$

$$Q \neq Q(L; \phi, P) \quad (4.10)$$

항상 안정된 솔루션 (안정적 시장의 균형을) 인정하고있다. 특히, 가장 높은 평형은 불이고 (π , Q), 안정적입니다.

우리는 다음과 같은에서 가동률, 여행 처리량, 복지 등의 조치를 평가할 수 있습니다 (π , Q), 때문에 (π , Q)에 따라 달라집니다 (ϕ , p)를, 이러한 측정은 대기 창에 따라 다릅니다 ϕ 그리고 가격 π . 이 플랫폼은 다음 조정할 수 ϕ 과 π 최대화 구체적인 C 성능 메트릭에.

4.3. 동네 짱의 데이터와 실험

우리는 이전 섹션에서 정상 상태 모델의 매개 변수를 보정 동네 짱 데이터를 사용하여 계산 결과를 제시한다. 우리는 DP와 DW의 영향과 상호 작용을 연구하기 위해, 디 FF 서로 다른 가격과 대기 창에서 시장의 평형을 평가합니다.

4.3.1. 데이터 개요. 우리는 35km에 대해 (샌프란시스코 시내에서 2017년 7월 31일과 2017년 9월 1일 사이 (월요일부터 금요일) 평일에서 UberX 데이터를 사용하여²⁾ UberPool의 파견이 Fi를 처음 파견 프로토콜을 기반으로하지 않기 때문에 도중에 시간이 여기에 모델로하지 Fi를 t을한다, 그래서 우리는 UberX 데이터에 초점을 맞 춥니 다. 분석의 해석은 모든 UberX 라이더는 DW의 카풀 제품으로 선택하는 인 경우 DW의 가능성을 정량화하는 것입니다. 이 일관성 매일 출근 시간 패턴을 나타 내기 때문에 우리는 평일 데이터에 초점을 맞 춥니 다.

라이더 세션 데이터를 요청하지 않고 하르 그들이 중 하나를 타고, 또는 시간의 인터넷 고정 된 기간을 요청하는 시간에 응용 프로그램을 열 시간의 동네 짱 응용 프로그램에 라이더의 상호 작용을 기록합니다. 목적지를 입력 할 때, 응용 프로그램 (서지 배율을 이용하여 계산된다) 공식 가격 및 획득에 대한 예상 대기 시간. 가격과 대기 시간을 바탕으로, 라이더는 여행 요청을 할지 여부를 결정합니다. 우리는 라이더의 요청 비율 기능을 교정하기 위해이 정보를 사용하여 $D(p, E)$.

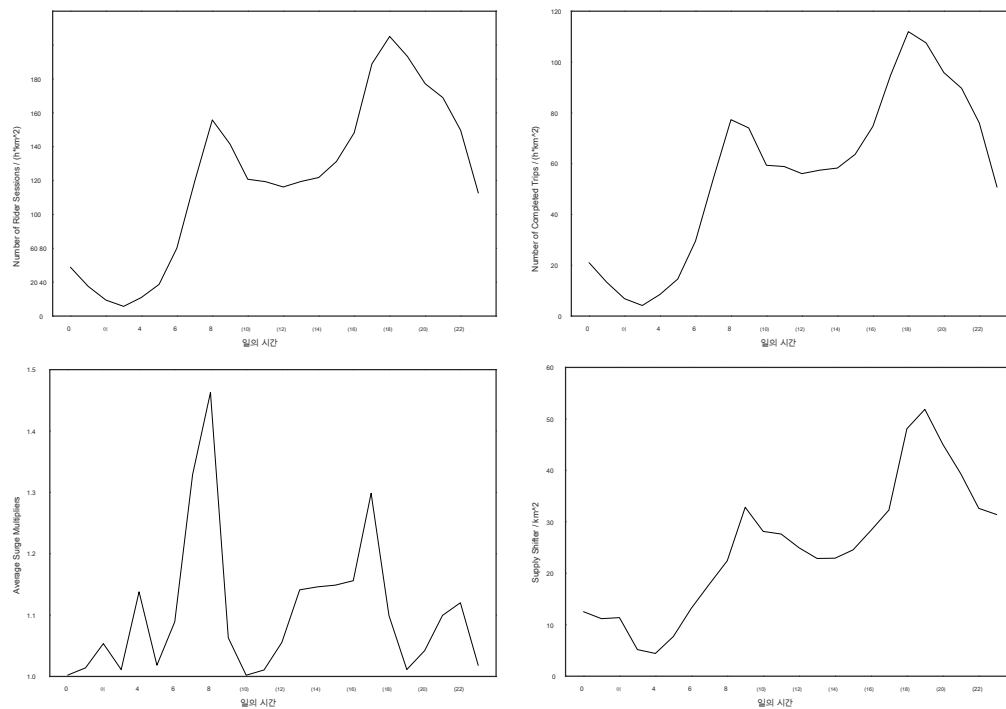


그림 동네 짱 데이터로부터 9 일간 패턴. 왼쪽 위 : km 당 평균 라이더 세션²⁾ 오른쪽 상단 : 보통

km 당 완료 여행²⁾ 왼쪽 아래 : 평균 서지 승수; 오른쪽 아래 : km 당 평균 공급 시프터²⁾

라이더의 요청 데이터는 픽업 위치 (여행 원점), 위치 (여행 목적지) FF dropo (분) 여행 기간을 기록하고, 각 기수 요청에 대한 경로 시간 도중 추정했다. 우리는 여행 기간을 조정하는 데 사용할 T . 또한, 우리는 함수를 보정하는 개방 드라이버 해당 지역 밀도와 함께 상기 항로 회 사용 $\eta(\cdot)$.

우리는 라이더 세션 완성 여행의 수, 평균 서지 승수를 포함한 그림 9 시간 대별하여 여러 데이터 요약의 시계열을 보여줍니다. 각각 아침과 저녁 출퇴근 시간에 해당하는 두 개의 봉우리가있다.

4.3.2. 모델 규격 및 교정. 여기에서 우리는 매개 변수 보정에 대한 경험 및 확인 시험 전략을 배치.

상수 여행 기간 동안 T , 우리는 15.0 분 모든 요청에서 평균 여행 기간하여 추정된다. 명제 1에 따라, 항로 시간 함수 형태를 사용하여 모델링 될 수있다 $\eta(O) = T \cdot \exp^{\alpha}$, 어디 \exp^{α} 열린 드라이버의 수입이다. 우리는 같은 다음 교정. 각 라이더의 요청에 대해, 우리는 추정 도중에 시간 및 픽업 위치 1km 내에서 열린 드라이버 수를 얻을 수 (km 당에 정상화₂) 요청 순간에. 우리는 그 다음 추정 α 과 T 대수 눈금 다음 선형 회귀를 사용 :

$$\ln(\eta) = \ln(T) + \alpha \ln(O) + \epsilon$$

어디 평균 제로와 정규 분포 확률 변수이다. 우리는 관찰이 서로 독립된 가정합니다. 표 1은 정규 방정식에 기초하여 추정 결과를 기록한다. 대수 변환으로 인해,

T 의 요인에 의해 수정 될 필요가있다 $E[E]$ 을 얻었다

	COEF.	표준. ERR.	p- 값
절편 ($\ln(T)$)	1.803	0.004	< 0.001
오픈 드라이버의 자연 로그 (α) -0.515		0.002	< 0.001

항로 시간 기능의 표 1은 평가 결과

불편 추정 (뉴먼 1993). 우리는 추정 $E[E]$ 1.257의 보정 계수를 초래 잔여 데이터에 기초하여 샘플 평균을 사용. Fi를 최종 추정량은

$$T = E_{1.803} \cdot = 7.626 \text{ 및 } 1.257$$

$\alpha = -0.515$.

이러한 기대 확률 변수를 대체, 자동차 사용 비율 등의 근사치에서 $F(Y; \varphi)$ 파견은 대기 시간 ($Y; \varphi$) w 다음 수식을 분석적 인정 (유도 용 EC.2.5 부록 참조) :

$$F(Y, \varphi) = 0.5 + 0.5 \cdot \frac{O(Y, \varphi)}{O(Y, \varphi) + 1} \quad (4.11)$$

어디 γ 임의의 두 라이더의 요청들이 풀 일치 될 수 있다는 출발지와 목적지에서 서로 가까이 충분한 확률을 나타냅니다. 우리는 부록 EC.2.6 점에서 확인

$F(Y; \varphi)$ 과 $(; \varphi Y) w$ 식 인지 (4.11)을 만족 가정 1 교정 2 γ_{4n} 시간 - 중 - 일에 대한 n 는,

우리는 그 시간에서 임의로 요청의 쌍을 그리기 그들이 풀 일치 될 수 있다면 확인, 즉, 잘 목적지로 기원 사이의 거리가 덜 200m의 보행 반경보다 있는지 확인하여 몬테 카를로 샘플링을 사용합니다. 에 대한 추정 결과 γ_{4n} 대부분 하루의 모든 시간에 걸쳐 0.001-0.0002 사이이다.

라이더 요청 비율 기능을 교정하려면 $D(p, E)$ 우리는 카스티요 등의 아이디어를 확장합니다. (2017)과 기수 요구율 함수를 모델화 $D(p, E)$ 다음 양식:

$$D(p, E) = \lambda \cdot R(p, E) \quad (4.12)$$

어디 λ 라이더 세션의 수이며, $R(p, E)$ 요구 확률 주어진 가격은 p 및 대기 시간 E 이다. 우리는 타고을 요청하는 라이더 유틸리티 모델 $U(p, E)$ +? 어디 Gumbel와 임의의 변수를 배포됩니다. 우리는 추가 지정

$$U(p, E) = \kappa + \beta \cdot P + \delta \cdot E + \sum_{n=1}^{(23)} \kappa_{4n} \cdot n \text{는} (\text{시간} = n \text{는}), \quad (4.13)$$

어디 κ 다른 유틸리티 기여가 제로의 경우 요청의 값을 나타내는 상수 용어이며 β 과 δ 각각 가격 상승과 대기 시간의 효용을 측정합니다. n 는 (시간 = n 는)

표시기 변수이고, κ_{4n} Fi를 고정 된 전자 FF 요법 라이더 유틸리티에 해당하는 시간-의 일입니다 n 는.

요청 확률 $R(p, E)$ 다음 로짓 양식을 가정한다:

$$R(p, E) = \frac{\exp(-U(p, E))}{1 + \exp(-U(p, E))}. \quad (4.14)$$

부록 EC.2.6에서 우리는 다음을 확인 $D(p, E)$ satis 좋은 가정 3 말이지.

Fi를 고정 된 시간 - 중 - 일 전자 FF의 ECTS $\{ \kappa_{4n} \}$ 식에 도입했다. (4.13)이 중요한 역할을한다. 그들없이 모델 것입니다 내 생성 문제에서 기인 동시에 관측 수요 충격의 존재 FF 요법 요청 확률, 가격 (사실로 인해 그 서지 가격 차기에) 및 대기 시간에 스와 FF 어. 바이어스를 초래할 수있다 이러한 전자 FF의 ECTS 대한 제어없이 관측 데이터에 기초하여 가격 구분을 추정하는 단계를 포함한다. 우리는 위치 정보와 시간과 관련된 전자 FF의 ECTS가 수요 충격의 주요 드라이버입니다 가정; 이 문제를 해결하기 위해 우리는 라이더 실용 신안에 Fi를 고정 된 전자 FF ECTS 포함하여 한 시간의 일을 위해 특정 부분 영역 (샌프란시스코 시내), 및 제어에 초점을 맞 춥니 다. 이 방법은 예시 및 동네 짱은 실제로 가격 감도 (위버 2019b)를 추정하는 방법은 나타내지 않습니다. 식의 회귀 모델 추정 결과. (4. κ_{4n}) 대부분 하루의 모든 시간에 걸쳐 0.2-0.05 사이이다.

	COEF.	표준. ERR. p 값
인터셉트 (κ)	1.6430	0.0169 < 0.001
(승수 서지 β) - 0.6693 0.0064 < 0.001 대기 시간 (δ)	-0.0189 0.0001 < 0.001	

수요 모델의 표 2 추정 결과

실제로 수요 충격이 완전히 일일 시간 및 위치에 의해 설명되는 가정의 일부 위반이 될 수 있습니다. 예를 들어, 이로 인해 반드시 구체적인 C 시간의 하루 패턴을 따르지 않는 콘서트, 스포츠 게임 등의 이벤트에 충격을 요구한다. 이러한 도구 변수 (Angrist 및 크루거 2001) 및 회귀 불연속 설계로 체계적으로 수요 추정에 확인 시험의 문제를 해결 인과 추론 문학에 다른 방법이었다. 코헨 등. 회귀 불연속 설계를 사용 가격 탄력성을 추정 위버 의해 채택 서지 승산기의 라운딩 (2016) 인출 장절.

공급 탄성률 곡선을 보정하려면 (L) (E) 우리는 카스티요 등에 사용되는 하나를 채택한다. (2017) 및 Angrist 등 알. (2017), 즉, L (e)는 A (전자 / (= 1 + 1 / η))의 공급 탄력성 레터 = 1.2. 매개 변수 η 이

베이스 전원 레벨을 결정 공급 시프터이다. 예측하려면 η 이/각 시간 대별, 우리는 카스티요 등의 방법을 따르십시오. 완성 된 여행의 실제 개수는 처리량으로 사용된다 (2017) η 실제 가격에서 평형. 우리는 다음 철회 η 이/평형 모델을 사용. 추정 공급 시프터는도 9에 시간별로 나타낸다.

4.3.3. 실험 결과. 이전 하위 섹션에서 보정 매개 변수, 우리는 시장의 디 FF 서로 다른 수요와 공급 조건에서 평형, 가격 (디 FF 서로 다른 일의 시간에서 발생하는) 및 대기 창을 해결한다. 우리는 이들 디 FF 서로 다른 시나리오에서 시장 균형에서 복지, 여행 처리량 및 용량 활용을 포함하여 성능 측정을 비교합니다. 우리는 라이더가 실제 여행 기간보다 더 오래 대기하지 않도록 15.0 분의 최대 대기 창을 부과.

복지는 총 유틸리티 마이너스 사회적 비용, 총 유틸리티 가격에 대한 역 수요 곡선의 적분이며, 사회적 비용에 의해 네드 드 Fi를 이익에 대한 역 공급 곡선의 적분이다 것을 기억합니다. 이전에 제안 된 수요와 공급 곡선을 사용하여, 총 유틸리티입니다

$$U(p, E) = \lambda \cdot \left(\int_{-\infty}^{\infty} R(p; E) DP + \Pi \cdot R(p, E) \right), \text{ 및 사회적 비용은 } S(L) = A \cdot \left(\frac{L}{\lambda} \right)^{1+\frac{1}{\eta}}$$

(- 오전 9시 오전 8시) 우리는 아침 러시아워 성능 측정에서 처음 모습을 Fi를. 우리와 DW (그림 10)없이 모두 디 FF 서로 다른 가격에 해당하는 시장의 평형에서 복지를 계산한다. DW없이 시나리오의 경우, 우리는 카스티요 등을 다음과 같은 시장의 평형을 계산한다. (2017). DW와 시나리오, 우리는 4.2 절 다음 시장 평형을 계산, 복지는 즉, 모든 가능한 대기 창 사이에 달성 된 최대 일, 최적의 대기 창에서 하나 같이 계산된다.

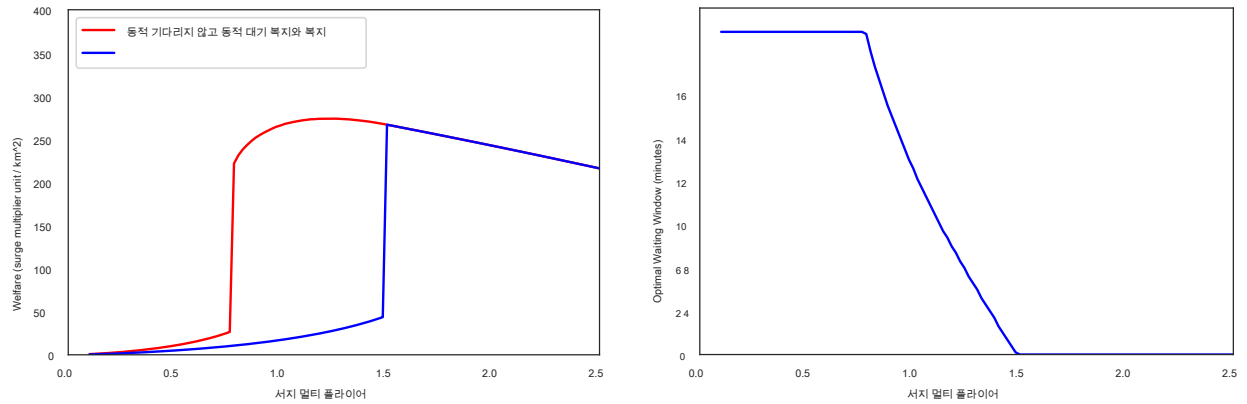


그림 10 복지 아침 출근 시간에 대한 최적의 대기 창. 왼쪽 : 최대 복지 함수로

와 DW없이 서지 곱셈가; 오른쪽 : 최적의 서지 승수의 함수로 윈도우를 대기 (최대 대기 창입니다 15.0 의사록).

- DW없이, 복지 극대화 (최적) 가격은 약이다 $P = 1.50$, 및 시장

가격이 그 아래로 떨어질 때 급격하게 WGC 영역에 들어갑니다.

- DW로, 최적의 가격은 약이다 $P = DW$ 인 경우 1.22 (19 % 최적 하나 이하

부재)와 시장은 매우 낮은 가격 WGC 존 진입 $P = 0.76$.

- DP 및 DW 공동 최적화, 복지 시간 km 당 서지 승산기 유닛 273.8-266.7에서 2.7 %까지 개선₂.

또한 그림 10에서, 우리는 디 FF 서로 다른 가격에 따라 최적의 대기 창을 플롯. 명시 적 무역 - 오 FF 가격과 최적의 대기 창 사이, 창을 기다리고 최적의 가격으로 증가함에 따라 감소한다는 점에서이다. 특히, 최적의 15.0 분의 최대 값까지로 윈도우 숙박 대기 $P = 0.78$ 상기 WGC 현상 DW가 존재할 때 완화되는 점; 그것은 때까지 계속 감소 $P = 1.50$ DW가 없을 때 WGC 현상이 완화되는 점. 우리는보다 큰 15.0 분, 가격으로 창을 기다리고 무역-O 창을 기다리고 FF 아래 계속 최대 휴식을 취할 경우 $P = 0.78$.

	복지 (서지 승산 부 / km ²) 여행 / km 이 이용		
대기와 동적 가격	4639.93	1413.50	59.90 %
대기와 정적 가격	4620.90	1412.93	59.44 %
대기없이 동적 가격	4595.26	1390.74	55.70 %
대기없이 고정 가격	4326.52	1294.65	46.31 %

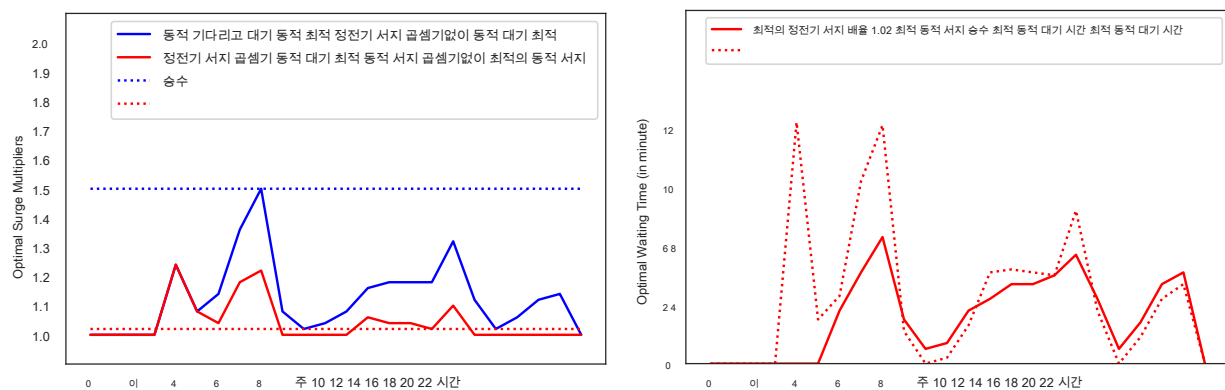
표 3 복지, 디 FF 서로 다른 가격 및 대기 메커니즘에서 여행 및 용량 활용.

우리는 하루의 모든 시간에 걸쳐보고, 디 FF 서로 다른 가격 및 대기 메커니즘에서 총 복지, 여행 처리량 및 가동률 (표 3)을 비교합니다. (1) DP & 우리는 동적용 사용 DW를, 우리는 네 디 FF 서로 다른 메커니즘 조사 π /과 ϕ 그 각각의 최대화 복지

시간 - 중 - 일; (2) DP은 우리가 동적 여기서 사용 π /와 ϕ = 각 시간 대별 복지를 극대화 0; (3) DW 만, 우리는 동적을 사용하는 경우 ϕ 정적 π /그 하루의 모든 시간 동안 집계 된 복지를 극대화; 우리가 정적을 사용 (4) 대기없이 정적 가격, π /와

ϕ = 하루의 모든 시간 동안 집계 된 복지를 극대화 0. 우리는 낮은의 경계 부과

하루의 모든 시간에 걸쳐 서지 승수 (가격) 1.0. 우리는 다음과 같은 관찰합니다 (1) 어느 DP 또는 DW는 cantly 성능 메트릭을 향상 유의 Fi를 할 수 있습니다를, (2) DW 모든 성능 메트릭을 능가 DP; (3) 공동 DP 및 DW는 상기 모든 성능 메트릭을 개선 할 수있다. DW 하에서 높은 복지의 편의 TS 외에도, 높은 가동률 혼잡을 감소 베네 인터넷 인공 저급 드라이버 deadheading을 의미한다.



시간 대별하여 그림 11 최적의 가격과 대기 창. 왼쪽 : 최적의 동적 및 정적 가격; 권리:

DP와 정적 가격에 따라 최적의 DW 창.

그림 11에서 우리는 네 가지 메커니즘에서 최적의 가격과 대기 창을 검토하고 다음과 같은 결론을 그립니다.

- DW없이 최적의 동적 가격은 시장이 일반적으로 제약을 더 공급하기 때문에 예상되는 아침과 저녁 출퇴근 시간 동안 높다.
 - DW없이 최적의 정적 가격은 (하루의 모든 시간에 걸쳐 가장 높은 최적의 동적 가격에 해당 $P = 1.50$). 이것은 카스티요 등의 등의 결과와 일치한다. (2017).
 - DW와 최적의 동적 가격 DW없는 것보다 (8 %) 및 하부 (43 %함으로써) 상당히 적은 변수이다. 여기 가변성 일 디 FF 서로 다른 시간에 걸쳐 최적의 서지 승산기의 표준 편차를 사용하여 측정된다.
 - DW와 최적의 고정 가격 ($P = 1.02$) 최적의 동적 가격보다 약간 높다
- 비 러시 시간 동안 DW와 있지만 훨씬 낮은 것보다 러시아워. 또한, 많은 DW 최적 정적 단가를 낮출 수있는 것을 나타낸다 DW없이 하나보다 32 % 낮다.

그림 11에서 우리는 하루의 모든 시간에 걸쳐 또는 DP하지 않고 창을 기다리고 최적을 검사합니다. DP와 상대적으로 안정적이고 5 분하지를 넘지 않는 동안 DP없이 최적의 대기 창 때로는 10 분 이상 스파이크 수 있습니다. 요약하면, 하나 고 / 휘발성 가격이나 대기 시간에 DP 또는 DW 혼자 리드, 공동 DP 및 DW 동안은 편익 인공 무역 - 오 FF보다 일관성있는 경험을 제공합니다.

5. 결론 및 향후 연구 방향

그들은 주요 타고-환영 플랫폼에서 구현을위한 실제적인 때문에 여기에서 우리는 확장 성, 강력한 DP 매칭 알고리즘에 초점을 맞추고있다. 더 복잡한 알고리즘 이론에서 더 나은 성능을 나타낼 수 있지만, 일반적으로 시장 역학의 정교한 모델링뿐만 아니라 더 복잡한 입력을 필요로 한다. 설계 및 매칭을 구현하고 규모 알고리즘을 가격 할 때 개업의 관점에서 가장 큰 도전 중 하나에서 모델의 복잡성과 시장 역학의 정확한 설명 사이의 균형을 공격하는 것입니다. 다음은 이 무역 - 오 FF가 더 탐구해야하는 몇 가지 영역은 다음과 같습니다 :

1. 공동 가격 및 매칭. 4 절에서 우리는 카풀의 맥락에서, 공동 가격과 일치하는 최적화의 편익 TS를 공부했다. 더 나아가기 방향으로 기회를 모색하는 자연이다. 가격은 더 전자 정서적 일치를 생산 요청으로 잠재적 인 라이더 수요를 변환하는 데 사용할 수 있습니다; 예를 들어, 동네 짱 오 FF ERS UberX 라이더 라이더없이 우회에 가입 할 수있는 기존의 UberPool 여행이 플랫폼 과학 NDS 경우 요청시 할인.

2. 여러 제품에 비해 단일. 오히려 공유 단일 또는 비공유 제품보다는 ridehailing 플랫폼 할 수있는 가격 디 FF 서로 다른 경험, 대기 시간, 편안하고 수준 오 FF 어 여러 제품. 예를 들어, 동네 짱 오 FF ERS UberX (비 공유), (공유) UberPool, 고속 풀 (대기와 도보 공유를 타고), UberXL (추가 좌석), 그리고 동네 짱 블랙 (고급 서비스). 라이더 완화 할에 가격의 사용자에게 미치는 영향을 디 FF 서로 다른 옵션을 제공하거나 하나의 제품에서 시간의 변동성을 기다리고. 그러나, 디 FF 서로 다른 제품에서 상호 작용을 모델링 할 필요가 소개합니다. 하나 개의 제품이 다른 제품의 FF의 ECTS 라이더 '선택에 대기 시간을 가격 때문에 또는 라이더 측면에서, 라이더, 제품에서 대체를 나타낸다. 드라이버 측에서 공급 기지가 종종 여러 제품 (예 : UberX 및 UberPool)에서 공유되고, 그래서 파견 결정은 디 FF 서로 다른 제품에서 공급 수준에 영향을 미칠 수 있습니다. 가격과 일치하는 결정은 모든 제품에 대해 동시에 이루어진 경우 메커니즘 디자인은 더 정교하게된다. 우리가 아는 한, 거의 문헌 연구 없습니다.

삼. 모델이없는 접근 대 모델을 기반. 이 논문에서 접근 모델 기반 시장 역학 데이터가 실시간 인터넷 t 인 정상 상태 모델 경제적 특징 때문이다. 같은 모델 기반 접근 방식의 편익 TS는 해석 가능성 그들이 검증 또는 실제로 무효화 할 수있다 명시 적 가정의 집합을 가지고 있다는 사실을 포함한다.

다른 카테고리 (탕 등, 2019) 모델 무료 또는 학습 기반이 강화 학습 등의 접근이다. 다음은 몇 가지 명시적 가정을 가지고 있고, (여기에 사용되는 결정론적 모델과 달리) 확률 성을 다루는 더 강력하다. 하나는 모델 가정이 상당히 보유하지 않는 경우에 "selfheal"로 허용 할 수 있는 모델 기반 접근 방식으로 학습 요소를 통합하는 하이브리드 접근 방식을 탐구 할 수 있다.

4. 네트워크 모델에 비해 지역. 순간 보상 잡을 시장 나타낸다 마이크로 (로컬) 특성뿐만 아니라 매크로 전역 역학. 로컬 특징은 글로벌 특성 지리적 영역에 걸쳐 드라이버 자동 재배치 또는 디스패치의 결과하면서 도중에 시간 지역 수급에 의해 결정된다는 사실에서 온다. 몇몇 최근의 연구 (안 배너 지 등, 2018, Kanoria 및 키안 2019, Balseiro 외, 2019) 그 상태에 의존 파견 또는 가격 메커니즘 주소 등의 네트워크 과제를 제안한다. 이 네트워크 모델은 종종 실제로는 수요와 공급의 전체 도시, 보정에 도전 할 수 및 유효성 검사에 대한 자세한 입력을 필요로한다. 네트워크 모델에서 간단하면서도 강력한 메커니즘을 고안하는 것은 그들이 현지 모델과 결합 특히, 실제로 영향력이 될 수 있습니다.

감사의 글

저자에 좋아 도움이 토론 동네 짱 런던 비즈니스 스쿨에서 알리 Aouad, 카메론 꽃, 던컨 길 크리스트, 조나단 홀, 댄 Knoep FL 전자, Chenfei 루, 예오 인 오 마호니, 하미드 Nazerzadeh, 리 오르 시먼, 케인 스위니와 크리스 윌킨스 감사 것 과 통찰력. 저자는 또한 감사 편집기 명나라 후, 주오 6 월 (최대) 웬과 호 - 음 막,이 원고를 개선 그들의 가치 제안에 대한 익명의 검토 자에게합니다.

참조

Af'eche, 필립, ZHE 리우, Costis Maglaras. 2018 년 전략적 드라이버와 네트워크를 타고-환영 : 영향을

성능에 플랫폼 제어 기능. **작업 용지**.

알론소 - 모라, 하비에르, SAMITHA Samaranyake, 알렉스 Wallar, 에밀리오 Frazzoli, 다니엘라 루스. 2017 년 온 디맨드

대용량 동적 여행 차량 할당을 통해 타고 공유. **국립 과학 아카데미 논문집** 114 (3) 462-467.

Angrist, 여호수아 D, Sydnee 콜드웰, 조나단 V 홀. 2017 년 동네 짱 대 택시, • 드라이버의 눈으로보기. 기술. 대표.,

전미 경제 연구소.

Angrist, 여호수아 D, 앨런 B 크루거. 2001 년 도구 변수 및 확인 시험에 대한 검색 :부터

공급과 자연 실험에 대한 수요. **경제 관점의 저널** 15 (4) 69 ~ 85.

Ashlagi, 이타, 막시 Burq, Chinmoy 두타, 패트릭 Jaillet, 아민 사 베리, 크리스 Sholley. 2018 년 최대

무게는 온라인 기한과 일치. **arXiv 프리 프레스 arXiv : 1808.03526**.

바이, Jiaru, 쿄트 C 그래서, 크리스토퍼 S 탕, Xiqun 첸, 하이 왕. 2018 년 지역 조정 수요와 공급

참을성이 고객과의 온 디맨드 서비스 플랫폼에. *제조 및 서비스 운영 관리*.

Balseiro, 산티아고 R, 데이비드 B 브라운, 첸 첸. 큰 자원을 재배치의 2019 동적 가격

네트워크. *측정 및 컴퓨터 시스템의 모델링에 2019 SIGMETRICS / 성능 합동 국제 회의의 초록*. ACM, 29 ~ 30.

배너 지, 싯다르타, 라 메쉬 하리, 카를로스 리켈메. 타고 공유 플랫폼에서 2015 가격 : queueing-

이론적 접근. *경제 계산에 여섯 번째 ACM 대회 논문집*.

ACM, 639-639.

배너 지, 싯다르타, 아쉬 Kanoria, Pengyu 키안. 폐쇄 큐잉 네트워크 2018 주 의존 제어

타고-경보기기에 응용 프로그램. *arXiv 프리 프레스 arXiv : 1803.04959*.

Bimpikis, 코스타스, 오잔 Candogan, 다니엘라 사반. 타고 공유 네트워크에서 2019 년 공간 가격. *운영*

연구.

Cachon, 제라드 P, 케이 틀린 M 다니엘스, 루벤 Lobel. 2017 년 서비스 플랫폼에 서지 가격의 역할

자기 일정 용량. *제조 및 서비스 운영 관리* 19 (3) 368-384.

카 스틸로, 후안 카밀로, 댄 Knoep FL 전자, 글렌 바일. 2017 년 서지 가격은 야생 거위 체이스를 해결합니다. *소송 절차*

경제 계산에 2017 ACM 회의. ACM, 241-242. URL <https://ssrn.com/abstract=2890666>.

COM / 추상적 = 2890666.

첸, 르, 앨런 Mislove, 크리스토 윌슨. 동네 빵의 후드 아래 2015 엿보기. *2015 논문집*

인터넷 측정 회의에 ACM 회의. ACM, 495-508.

첸, M 키스, 마이클 쉘던. 2016 년 노동 시장에서의 동적 가격 : 서지 가격과 플로리다 윙통성이 작업

동네 빵 플랫폼에서. *경제 계산*. (455).

첸, Yiwei, 명나라 후. 미래 지향적 구매자와 판매자와 2019 가격 및 매칭. *조작*

서비스 운영 관리를 &.

코헨, 피터, 로버트 한은, 조나단 홀, 스티븐 레빗, 로버트 멧 칼프. 2016 년 추정하기 위해 빅 데이터를 사용하여

소비자 잉여 : 동네 빵의 경우. 기술. 담당자., 전미 경제 연구소.

크레이머, 주드, 앨런 B 크루거. 택시 사업에 2016 혼란을 일으키는 변화 : 동네 빵의 경우. *그만큼*

미국 경제 검토 (106 5) 177-182.

Elmaghraby, Wedad, 피나 Keskinocak. 재고 고려의 존재에서 2003 동적 가격 :

연구 개요, 현재의 사례 및 향후 방향. *경영 과학* 49 (10) 1287년부터 1309년까지.

펑, Guiyun, Guangwen 홍콩, Zizhuo 왕. 2017 년 우리는 길에 있습니다 : 온 디맨드 타고-경보기기의 분석

시스템. *작업 용지*/URL <https://ssrn.com/abstract=2960991>.

Garg를, Nikhil, 하미드 Nazerzadeh. 2019 드라이버 서지 가격. *ArXiv ABS / 1905.07544*.

홀, 조나단, 코리 캔드릭, 크리스 Nosko. 2015 년 동네 빵의 서지 가격의 ECTS FF 전자, • 사례 연구. *유니*

비즈니스의 시카고 부스 학교의 versity URL HTTP : //1g1uem2nc4jy1gzhn943ro0gz50.wpengine.netdna-cdn.com/wp-content/uploads/2016/01/effects_of_ubers_surge_pricing.pdf.

하버드 비즈니스 리뷰 (Harvard Business Review). 여기에 인터넷에 X 방법 - 2015 년 모두가 동네 빵의 서지 가격을 싫어한다. URL HTTPS :

//hbr.org/2015/12/everyone-hates-ubers-surge-pricing-heres-how-to-fix-it.

후, 명나라, 윤 우. 2016 다이내믹 형 정합. *작업 용지*/URL https://ssrn.com/abstract=

2592622.

Kanoria, 야쉬, Pengyu 키안. 미래 배달 통해 라이드 잡을 플랫폼 2019 부근의 최적 제어.

arXiv 프리 프레스 arXiv : 1903.02764.

룬, 해럴드 W. 1955 년 할당 문제에 대한 헝가리 방법. *해군 연구소 물류 (NRL)*

2 (1-2) 83-97.

라스, RC, AR Odoni. 1981. *도시 운영 연구*. 프렌 티스 홀 PTR.

Lowrey의 애니. 2014. 동네 빵의 첨단 기술 가우 징의 예를 서지는-가격입니까? URL HTTPS :

//www.nytimes.com/2014/01/12/magazine/is-ubers-surge-pricing-an-example-of-high-기술-gouging.html?_r = 0.

루, 엘리스, 피터 프레이, 오렌 키슬 레브. 2018 년 서지 가격 움직임의 동네 빵의 드라이버 파트너. *의 절차*

2018 경제 계산에 ACM 회의. ACM, 3-3.

Lyft. 2016a. Lyft 라인에 결혼 중매 : 제 1 부 URL https://eng.lyft.com/matchmaking-in-lyft-line-

9c2635fe62c4.

Lyft. 2016b. Lyft 라인에 결혼 중매 : 제 3 부 URL https://eng.lyft.com/matchmaking-in-lyft-line-

파트 3 d8f9497c0e51.

엄마, Hongyao, 페이 팡, 데이비드 C. 파크스. 플랫폼을 함께 타기위한 2018은 시공간 가격. *CORR*

ABS / 1801.04015.

마켓. 2017. 라이드 - 환영 산업에 의해 \$ (285) 억 배나 증가 할 것으로 예상

2030 URL http://www.marketwatch.com/story/ride-hailing-industry-expected-to-grow-여덟 배 - 투 - 285 억달러 2030-2017-05-24.

뉴먼 로그 변환 데이터 마이클 C. 1993. 회귀 분석 : 통계 바이어스 및 정정.

환경 독성 및 화학 12 (6) 1129년에서 1133년까지.

오즈 칸, Erhun, 에이미 구. 실시간 함께 타기위한 2017 동적 매칭. *SSRN 2844451에서 사용할 수 있습니다.*

Pingwest. 2017 년 어떻게 디디 작동합니다. URL http://en.pingwest.com/insight_detail/yy_jun_interview.

작은, 케네스 A, Xuehao 추. 2003 Hypercongestion. *교통 경제 정책의 저널 (JTEP)*

37 (3) 319-352.

당나라, Xiaocheng, 지웨이 토니 진, 팬 장, Zhaodong 왕, ZHE 쑤, 인 타임 엄마, Hongtu 주홍 Jieping

이인칭 대명사. 멀티 드라이버 주문 파견에 대한 2019 깊은 가치 네트워크 기반의 접근 방식. *논문집*

25 일 지식 발견 및 데이터 마이닝에 ACM SIGKDD 국제 회의. ACM, 1,780에서 1,790 사이.

테일러, 테리 A. 2018 주문형 서비스 플랫폼. *제조 및 서비스 운영 관리*

(20) (4) 704-720.

동네 짱. 2018a. 100 억 개 여행. URL <https://www.uber.com/newsroom/10-billion>.

동네 짱. 2018b. 익스프레스 풀. URL <https://www.uber.com/ride/express-pool>.

동네 짱. 2018c. H3 : 육각형 계층 지리 공간 색인 시스템. URL <https://github.com/uber/h3>.

동네 짱. 2019a. 동네 짱에서 기계 학습과 시뮬레이션 시장에서 통찰력을 확보. URL HTTPS :

[//eng.uber.com/simulated-marketplace/](https://eng.uber.com/simulated-marketplace/).

동네 짱. 2019b. 인과 추론을 사용하면 동네 짱 사용자 경험을 향상시킬 수 있습니다. URL <https://eng.uber.com/>

인과 - 추론 -에서 - 동네 짱 /. 접근 : 2019년 8월 2일.

월터스, 앨런 A. 1961 년 고속도로 혼잡의 개인 및 사회적 비용의 이론 및 측정.

이코노 메트 리카 : 계량 경제 학회 저널 676-699.

장, Lingyu, 타오 후, 왕위 민, Guobin 우, Junying 장, Pengcheng 펑, Pinghua 공, Jieping 예.

조합 최적화를 기반으로 2017 년 택시 위해 파견 모델. *지식 검색 및 데이터 마이닝에 23 ACM SIGKDD 국제 회의의 절차*. ACM, 2151-2159.

E-도우미

EC.1. 명명법

O 열 드라이버의 총 수

η 영형 열린 드라이버의 수

τ 여행 기간

ω 여행 처리량

η 욕실 경로 시간

$\eta(\cdot)$ 열린 드라이버의 함수로 욕실 경로 시간

$\eta(\cdot)$ 의 역 기능 $\eta(\cdot)$

λ 라이더 도착율

ϕ 대기 창

γ 풀 일치 확률

α 자동차 사용 비율

π 여행 가격

w 파견 대기 시간

ϕ 자형 라이더 대기 시간

C 실현 수요 도착률

ϕ 자형 단위 시간당 드라이버 실적

θ 플랫폼의 수수료율

$\eta(\cdot)$ 공급 탄성률 곡선

η 여행에 모든 라이더 요청 리드를 보장하는 도중에 시간.

$\hat{\eta}$ 최고 여행 처리량

EC.2. 건의안 및 정리 (theorem)의 증명

EC.2.1. 명제 1의 증명

증명. 우리의 형태로 공개 드라이버의 수의 함수로 도중에 시간을 보여 드리죠

$$\eta(O) = O^{-1/2} \quad (1)$$

2 차원 평면상의. 개방 드라이버 가정 참고 균일 2 차원 평면에 분포한다. 영역은 단위 시간당 드라이버의 강도를 가정 μ , 과 일반성의 손실없이, 픽업 위치가 원점입니다 가정합니다. 그리고 거리에 있습니다 드라이버의 수 η 자형 픽업 위치에서 속도와 포아송 분포를 따르는 $\mu\tau$. 또한, 확률 픽업 위치 벽장 드라이버 적어도 것을 η 자형 거리 제로 드라이버 거리 내에있는 확률에 해당 η 자형 픽업 위치에서. 랜덤 변수로 할당 거리를 의미 C . 그리고 우리는이

$$P(D \leq R) = 1 - \exp(-\mu\tau R)$$

The probability density distribution (p.d.f.) of D is then

$$P(D=r) = \frac{dP(D \leq r)}{dr} = \mu\tau \exp(-\mu\tau r).$$

The expected pickup distance, i.e., the expectation of D then satisfies

$$E[D] = \int_0^\infty r \mu\tau \exp(-\mu\tau r) dr = \frac{1}{\mu\tau} \quad (2)$$

Note that the total number of open drivers O is proportional to μ , and by assuming a constant travel speed the en route time η is proportional to the expected pickup distance $E[D]$. By Eq. (2) we could see Eq. (1) holds.

EC.2.2. Proof of Proposition 2

Proof. Recall the trip throughput equation Eq. (4.2)

$$Y(\eta, L; \varphi) \cdot f(Y(\eta, L; \varphi); \varphi) = L - C(\eta) \quad \frac{\quad}{\eta + T}. \quad (3)$$

By Assumption 1.2 and Assumption 1.3, the driver dispatch rate function $Y \cdot f(Y; \cdot, \cdot)$ goes to zero as Y goes to zero and goes to infinity as Y goes to infinity. It is also increasing in Y . Therefore, for an arbitrary (η, L) pair, there exists a unique $Y \in [0, \infty)$ such that $Y \cdot f(Y; \varphi) = (L - C(\eta))/(\eta + T)$.

Hence the implicit function $Y(\eta, L)$ from Eq. (3) is well-defined and unique.

Next let show the first statement in Proposition 2. Notice that $\lim_{\eta \rightarrow \eta(L)} C(\eta) = L$ and $\lim_{\eta \rightarrow \infty} C(\eta) = 0$, we have

$$\lim_{\eta \rightarrow \eta(L)} \frac{L - C(\eta)}{\eta + T} = 0, \text{ and } \lim_{\eta \rightarrow \infty} \frac{L - C(\eta)}{\eta + T} = 0.$$

Recall that the car usage fraction $f(Y; \varphi)$ is bounded between 1/2 and 1. This implies

$$\frac{L - C(\eta)}{\eta + T} \leq Y(\eta, L) \leq 2 \cdot \frac{L - C(\eta)}{\eta + T}.$$

Therefore,

$$\lim_{\eta \rightarrow \eta(L)} Y(\eta, L; \varphi) = 0, \text{ and } \lim_{\eta \rightarrow \infty} Y(\eta, L; \varphi) = 0.$$

Furthermore, note that $\frac{L - C(\eta)}{\eta + T} = O(\eta^{-1})$ as $\eta \rightarrow \infty$, we have $Y(\eta, L; \varphi) = O(\eta^{-1})$ as $\eta \rightarrow \infty$. The first statement in Proposition 2 holds.

Next let us show the second statement. To show $Y(\eta, L; \varphi)$ is increasing in L , it is sufficient to show $\frac{\partial Y}{\partial L} > 0$. Taking derivative with respect to L on both sides for Eq. (3), we have

$$\frac{\partial Y}{\partial L} \cdot \left(f(Y; \varphi) + \frac{\partial f(Y; \varphi)}{\partial Y} \cdot Y \right) = 1 \quad \frac{\quad}{\eta + T} > 0.$$

Therefore, it is sufficient to show $f(Y; \varphi) + \frac{\partial f(Y; \varphi)}{\partial Y} \cdot Y > 0$. From Assumption 1.3, we know $f(Y; \varphi) \cdot Y$ is increasing in Y . Taking the derivative of $f(Y; \varphi) \cdot Y$ with respect to Y , we have $f(Y; \varphi) + \frac{\partial f(Y; \varphi)}{\partial Y} \cdot Y > 0$. Proof is thus complete.

EC.2.3. Proof of Proposition 3

Proof. In order to prove this proposition, we leverage the properties of $D(\eta, Y)$ and $Y(\eta, L)$ discussed in Section 4. Most of these properties are schematically visualized in Figure EC.1.

Let us first show for any fixed L , Eq. (4.6) admits at least one solution. On one hand, from the first statement in Proposition 2, we have $\lim_{\eta \rightarrow \eta(L)} Y(\eta, L) = 0$. Due to the finiteness of $\eta(L)$, we also have

$$D(\eta(L), Y(\eta(L), L)) > 0. \text{ Therefore,}$$

$$\hat{D}(\eta(L), Y(\eta(L), L)) > Y(\eta(L), L).$$

On the other hand, from Assumption 1.2, Assumption 3.4 and Eq. (4.3), we know $\hat{D}(\eta, Y(\eta, L)) = O(\eta^{-1})$ as $\eta \rightarrow \infty$. At the same time, $Y(\eta, L) = O(\eta^{-1})$ as $\eta \rightarrow \infty$ according to Proposition 2. Therefore, there exists a sufficiently large η_0 such that

$$\hat{D}(\eta_0, Y(\eta_0, L)) < Y(\eta_0, L).$$

Due to the continuity of $\hat{D}(\cdot; Y)$ and $Y(\cdot, L)$, there exists at least one solution $\eta \in (\eta(L), \infty)$ to Eq. (4.6).

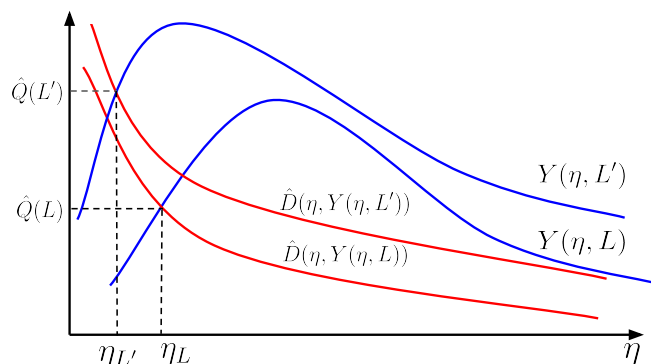


Figure EC.1 Intersection of trip throughput and request rate functions.

Next, let us show the highest trip throughput resulting from the equation (if there are multiple) is increasing in L . As denoted in Proposition 3, let $Q(L; \varphi, p)$ be the highest trip throughput resulting from the equation. Further denote the corresponding solution of η by η_L . Thus, we have

$$\hat{Q}(L; \varphi, p)_{\Delta} = Y(\eta_L, L) \hat{=} D(\eta_L, Y(\eta_L, L)). \quad (4)$$

It is sufficient to show $\forall L' > L$,

$$\hat{Q}(L'; \varphi, p) \geq Q(L; \varphi, p). \quad (5)$$

From Assumption 3.5, we have

$$\frac{\partial D(\eta, Y)}{\partial Y} = \frac{dD(p, E(\eta, Y; \varphi))}{dY} < 1.$$

Therefore,

$$\frac{\partial D(\eta, Y)}{\partial Y} \cdot \frac{\partial Y(\eta, L)}{\partial L} < \frac{\partial Y(\eta, L)}{\partial L}.$$

Combining with Eq. (4), we have

$$D(\eta_L, Y(\eta_L, L)) < Y(\eta_L, L)$$

Note that

$$\lim_{\eta \rightarrow C(L)} \hat{D}(\eta, Y(\eta, L)) \hat{=} D(C(L), 0) > 0 = \lim_{\eta \rightarrow C(L)} Y(\eta, L)$$

where recall $C(\cdot)$ is the inverse en route time function of open drivers. Combining the above two inequalities, there exists a η such that $C(L) < \eta < \eta_L$ and

$$\hat{D}(\eta; Y(\eta; L)) = Y(\eta; L)$$

By Assumption 2.2, we have $\forall L > 0$, the function $\hat{D}(\eta, Y(\eta, L)) = D(p, E(\eta, Y(\eta, L); \varphi))$ is decreasing in η because $D(\eta, E)$ is decreasing in E and $E(\eta, Y(\eta, L); \varphi)$ is increasing in η . Therefore, we have

$$\hat{D}(\eta; Y(\eta; L)) \geq D(\eta_L, Y(\eta_L, L)). \quad (6)$$

Furthermore, from Assumption 2.1 and Proposition 2.2, $D(\eta, Y)$ is increasing in Y and $Y(\eta, L)$ is increasing in L . Therefore, $\hat{D}(\eta, Y(\eta, L))$ is increasing in L , and thus

$$\hat{D}(\eta_L, Y(\eta_L, L)) \geq D(\eta_L, Y(\eta_L, L)). \quad (7)$$

Combining Eq. (6) and (7) and the definition of Q , we have

$$\hat{Q}(L; \varphi, p) \leq D(\eta; Y(\eta; L)) \leq D(\eta, Y(\eta, L)) \leq D(\eta, Y(\eta, L)) \leq Q(L; \varphi, p).$$

Therefore, Eq. (5) holds. Proof is thus complete.

EC.2.4. Proof of Theorem 1

Proof. The proof is similar to the one in Castillo et al. (2017). Note that below we suppress the dependency of

$Q(\cdot)$ and $L(\cdot)$ on (φ, p) for simplicity. We define a point (L, Q) as a *stable* market equilibrium, i.e., a stable solution of Eq. (4.9) and (4.10), if there exists a small neighborhood $\delta > 0$ such that, starting from any point (L, Q) that satisfies $L \in [L, L + \delta]$ and $Q \in [Q, Q + \delta]$, the following two sequences

$$L \rightarrow L(Q) \rightarrow L(Q(Q)) \rightarrow \dots \quad (8a)$$

$$Q \rightarrow Q(L) \rightarrow Q(L(Q)) \rightarrow \dots \quad (8b)$$

converge to L^* and Q^* , respectively. (We consider only positive perturbations $(L, Q) > (L^*, Q^*)$

in the definition of stability because we are interested in the highest equilibrium, while other perturbations may lead to another equilibrium which is lower.)

In light of the fact that $L(0) = 0$, $Q(0) = 0$, and both $L(\cdot)$ and $Q(\cdot)$ are increasing (Proposition 3 and assumption on the supply curve $l(\cdot)$), we show that an equilibrium exists either at $(0, 0)$ or at certain value pair (L^*, Q^*) such that $L^* > 0$ and $Q^* > 0$. In particular, we will show that the highest equilibrium is always stable. Note that $(0, 0)$ is the highest if

$$Q(\cdot) \text{ and } L(\cdot) \text{ do not cross at } L, Q > 0.$$

Proof by contradiction. Suppose (L^*, Q^*) is the highest equilibrium, and it is not stable. Then by the above definition of stable equilibrium we know $\exists L' > L^*$ such that

$$L(Q(L')) > L'. \text{ Otherwise,}$$

since the two functions $L(\cdot)$ and $Q(\cdot)$ are increasing, the following two sequences

$$\begin{aligned} L' &\rightarrow L(Q(L')) \rightarrow L(Q(Q(L'))) \rightarrow \dots \\ Q(L') &\rightarrow Q(L(Q(L'))) \rightarrow Q(L(Q(Q(L')))) \rightarrow \dots \end{aligned}$$

are non-increasing and hence converging to an equilibrium solution above or equal to (L^*, Q^*) .

By the assumption that (L^*, Q^*) is the highest equilibrium, the two sequences above converge to (L^*, Q^*) , which implies (L^*, Q^*) is stable. Therefore, such a L' exists. Combined with the fact that the function

$$L(Q(\cdot)) \text{ is bounded from above (since } l(\cdot) \text{ is bounded), then there exists a } L'' > L' > L^*$$

such that $L(Q(L'')) > L''$. Then it follows $Q(L'') > Q(L(Q(L'')))$, by definition (L^*, Q^*) is an equilibrium, which contradicts with the assumption that (L^*, Q^*) is the highest equilibrium. Proof is thus complete.

EC.2.5. Approximate Analytical Formulas for $w(Y; \varphi)$ and $f(Y; \varphi)$

Assume there are X number of rider requests waiting to be pool-matched (in the queue). By Little's Law, $X/w(Y; \varphi)$ is the arrival (departure) rate into (out of) the waiting queue. The departure rate can be decomposed into two fractions: 1) the fraction due to being pool-matched within the waiting window; 2) the fraction that exits the queue after waiting φ minutes without being pool-matched. For the first fraction, it is equivalent to the request rate times the probability of being pool-matched with an arbitrary request in the waiting queue. Such probability is $1 - (1 - \gamma)^X$, which can be approximated by γX since γ is close to zero. Thus the first fraction is γX . For the second fraction, note that for each request in the waiting queue, the probability that it is not pool-matched by the end of waiting window is $e^{-\gamma \varphi}$. Thus the second fraction is $e^{-\gamma \varphi} \cdot X/w(Y; \varphi)$. Thus,

$$\frac{X}{w(Y; \varphi)} = \gamma X + \frac{X}{w(Y; \varphi)} e^{-\gamma \varphi}.$$

Rearrange the terms, we obtain

$$w(Y; \varphi) = \varphi \frac{1 - e^{-\gamma Y \varphi}}{Y \gamma \varphi}.$$

The number of rider requests in the waiting queue X also admits an analytic formula. The arrival rate into the waiting queue equals the request rate times the probability of not being pool-matched with the current requests in the waiting queue, i.e.,

$$X w(Y; \varphi) = Y (1 - \gamma X).$$

This leads to

$$X = \frac{1 - e^{-\gamma Y \varphi}}{2 \gamma - \gamma e^{-\gamma Y \varphi}}. \quad (9)$$

With probability $(\gamma X + (1 - \gamma X)(1 - e^{-\gamma Y \varphi}))$ a request is pool-matched, and half a driver is consumed; with probability $(1 - \gamma X)e^{-\gamma Y \varphi}$ the request is not pool-matched, and a full driver is consumed. Combined with Eq. (9), we have

$$f(Y; \varphi) = 0.5 \cdot (\gamma X + (1 - \gamma X)(1 - e^{-\gamma Y \varphi})) + 1 \cdot (1 - \gamma X)e^{-\gamma Y \varphi} = 0.5 + 0.5 \cdot \frac{e^{-\gamma Y \varphi}}{2 - e^{-\gamma Y \varphi}}.$$

EC.2.6. Assumption Verification

In this subsection, we verify that the car usage fraction $f(Y; \varphi)$ satisfies Assumption 1 and the dispatch waiting time function $w(Y; \varphi) = \varphi \frac{1 - e^{-\gamma Y \varphi}}{Y \gamma \varphi}$ satisfies Assumptions 2 and 3.

For car usage fraction $f(Y; \varphi)$, Assumptions 1.1 and 1.2 are easy to verify. For Assumption 1.3, we have

$$\frac{\partial(Y \cdot f(Y; \varphi))}{\partial Y} = 0.5 + 0.5 \frac{e^{-\gamma Y \varphi} (2 - e^{-\gamma Y \varphi}) - e^{-\gamma Y \varphi} \gamma Y \varphi}{(1 - 2 e^{-\gamma Y \varphi})^2} > 0, \quad \forall Y > 0.$$

For dispatch waiting time $w(Y; \varphi)$, Assumption 2.1 is easy to verify since $(1 - e^{-\gamma Y \varphi}) / Y \gamma \varphi$ is decreasing in φ . For Assumption 2.2, we have

$$\begin{aligned} \frac{dE(\eta, Y(\eta, L; \varphi); \varphi)}{d\eta} &= 1 + \frac{dw(Y(\eta, L; \varphi); \varphi)}{d\eta} = 1 + \frac{\partial w}{\partial Y} \frac{\partial Y}{\partial \eta} \\ &= 1 + \frac{e^{-\gamma Y \varphi} (Y \gamma \varphi - e^{-\gamma Y \varphi} + 1)}{Y^2 \gamma} \frac{\partial Y}{\partial \eta}, \end{aligned} \quad (10)$$

where $\partial w / \partial Y = (e^{-\gamma Y \varphi} (Y \gamma \varphi - e^{-\gamma Y \varphi} + 1)) / Y^2 \gamma \in (-0.5 \varphi^2 \gamma, 0)$. Since Y is defined with an implicit function $R(Y, \eta) := Y \cdot f(Y; \varphi) - (L - C(\eta)) / (\eta + T) = 0$, we use implicit differentiation where

$$\frac{\partial Y}{\partial \eta} \frac{\partial \eta}{\partial Y} = - \frac{\partial R / \partial \eta}{\partial R / \partial Y} = \frac{\frac{\partial L - C(\eta)}{\partial \eta} / (\eta + T)}{0.5 + 0.5 \frac{e^{-\gamma Y \varphi} (2 - e^{-\gamma Y \varphi}) - e^{-\gamma Y \varphi} \gamma Y \varphi}{(1 - 2 e^{-\gamma Y \varphi})^2}}$$

The denominator $0.5 + 0.5 \frac{e^{-\gamma Y \varphi} (2 - e^{-\gamma Y \varphi}) - e^{-\gamma Y \varphi} \gamma Y \varphi}{(1 - 2 e^{-\gamma Y \varphi})^2} \in (0.5, 1)$. As we show in Figure 6, $\partial L - C(\eta) / (\eta + T) / \partial \eta$ takes maximal (positive) value at $\eta = \eta(L)$. We can then lower bound $dE/d\eta$

as

$$\begin{aligned} \frac{dE}{d\eta} &\geq 1 - (0.5 \varphi^2 \gamma) \frac{\frac{\partial L - C(\eta)}{\partial \eta} / (\eta + T)}{0.5} \bigg|_{\eta = \eta(L)} \\ &= 1 - \varphi^2 \gamma \frac{\partial L - C(\eta)}{\eta + T} \bigg|_{\eta = \eta(L)} \\ &= 1 - \varphi^2 \gamma \frac{(1/\alpha) \tau^{1/\alpha} (\eta(L))^{1/\alpha - 1}}{\eta(L) + T} - L - \frac{(\tau/\eta(L))^{1/\alpha}}{(\eta(L) + T)^2} \end{aligned}$$

For all the instances and the corresponding calibrated parameters in Section 4.3.2, we have verified that this lower bound is always strictly positive. Assumption 2.2 holds.

For Assumption 3, the verification of first four items are trivial and omitted here. For Assumption 3.5, we have

$$\begin{aligned}
 \frac{dD(p, E(\eta, Y; \varphi))}{dY} &= \frac{\partial D(p, E)}{\partial E} \cdot \frac{\partial E(\eta, Y; \varphi)}{\partial Y} \\
 &= \frac{\exp(-u(p, E))}{(1 + \exp(u(p, E)))^2 \cdot (\delta)} \cdot \frac{(e^{-\gamma \varphi} Y \varphi - e^{-\gamma \varphi} + 1)}{Y^2 \gamma} \\
 &\leq (1/4) \delta \cdot 0.5 \cdot \varphi^2 \gamma \\
 &= \delta - \frac{1}{8 \varphi^2 \gamma}
 \end{aligned}$$

For all the instances and the corresponding calibrated parameters, we have verified that this upper bound is always less than 1. Assumption 3.5 is thus verified.